

Amélioration des performances par la différenciation des classes

Nous étudions dans ce chapitre plusieurs mécanismes de QoS existants dans un réseau IP. Comme nous l'avons évoqué dans le Chapitre 1, la combinaison des protocoles DiffServ et MPLS rend possible une plus grande maîtrise des performances de bout en bout du réseau. Comme DiffServ propose l'utilisation de 3 classes de services EF, AF et BE, à chaque fois que nous utilisons trois classes de services, nous référons implicitement à ce modèle. Les paquets de la classe 1 doivent subir des délais stricts. Les flux AF, accepteront un peu de perte et ne seront pas pénalisés dans le cas d'un délai pas très réduit. Quant à la classe BE, elle n'admet pas de contraintes.

Décomposé en cinq parties, ce chapitre propose en premier lieu un modèle analytique du service de l'ordonnanceur GPS à 3 classes. Les résultats intermédiaires sont inclus dans l'Annexe 3 :. Ensuite, dans le paragraphe suivant, plusieurs courbes illustrent la répartition statistique des délais moyens et des taux de pertes de l'ordonnanceur WRR avec deux distributions possibles de la taille des paquets: la distribution exponentielle et la distribution de pareto. Les figures de l'Annexe 4 : complètent les résultats inclus dans cette partie. Le paragraphe 4 présente les règles à tirer des différentes études présentées. Dans le cinquième paragraphe, nous étudions l'effet de l'utilisation des différents ordonnanceurs dans un réseau entier. Plusieurs schémas de mesures complémentaires qui corroborent aux différentes conclusions élaborées sont présentés à l'Annexe 5 :. Nous terminons le chapitre par les différentes conclusions que nous pouvons tirer.

3.1. Modèle analytique pour GPS avec trois classes de service

A partir des différentes définitions d'un ordonnanceur GPS, que nous avons indiqué au Chapitre 1, nous présentons ici les différentes équations qui régissent le modèle analytique de cet ordonnanceur admettant 3 classes de services.

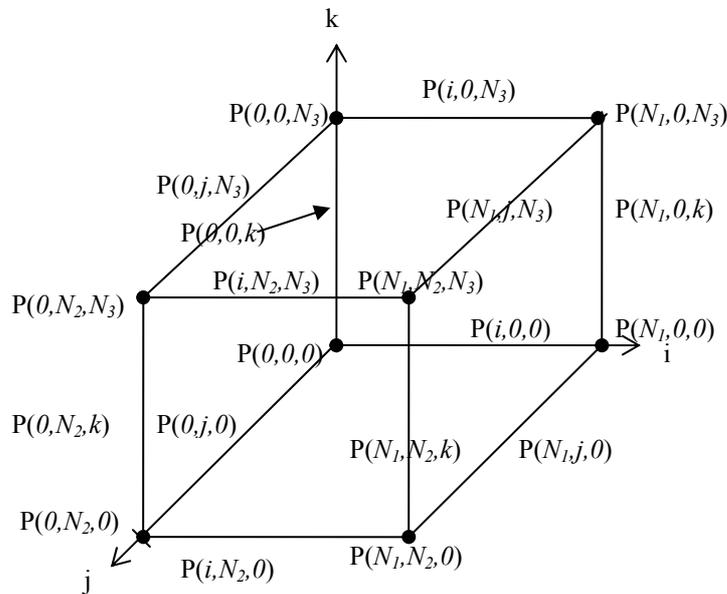
Soit μ_0 , le rapport de la taille moyenne d'un paquet sur la vitesse du lien. C'est le taux de service moyen du système s'il n'y avait pas de différenciation entre les trois classes. Soit ω_1 , ω_2 , et ω_3 , les poids respectifs des classes 1, 2 et 3.

Nous définissons les paramètres $\mu_1 = \frac{\omega_1}{\omega_1 + \omega_2 + \omega_3} \mu_0$, $\mu_2 = \frac{\omega_2}{\omega_1 + \omega_2 + \omega_3} \mu_0$ et $\mu_3 = \frac{\omega_3}{\omega_1 + \omega_2 + \omega_3} \mu_0$ comme les portions du service alloué aux différentes classes quand des clients de chacune des trois classes sont présents dans la file. Le Tableau 30 ci-dessous résume les valeurs des taux de service quand uniquement une ou deux classes existent.

Tableau 30: Les taux de service des classes en présence des autres classes.

	Classe 1	Classe 2	Classe 3
Classe 1	μ_0	$\mu_{21} = \frac{\varpi_2}{\varpi_1 + \varpi_2} \mu_0$	$\mu_{31} = \frac{\varpi_3}{\varpi_1 + \varpi_3} \mu_0$
Classe 2	$\mu_{12} = \frac{\varpi_1}{\varpi_1 + \varpi_2} \mu_0$	μ_0	$\mu_{32} = \frac{\varpi_3}{\varpi_2 + \varpi_3} \mu_0$
Classe 3	$\mu_{13} = \frac{\varpi_1}{\varpi_1 + \varpi_3} \mu_0$	$\mu_{23} = \frac{\varpi_2}{\varpi_2 + \varpi_3} \mu_0$	μ_0

La Figure 23 représente schématiquement les différentes probabilités sur les axes du parallélogramme formé par les longueurs des files.

**Figure 23: Les différentes probabilités sur les axes du parallélogramme.**

Le modèle de file d'attente est donc tridimensionnel. Nous noterons N_1 , N_2 et N_3 les longueurs maximales respectives des files des classes 1, 2 et 3. La chaîne incluse du modèle M/M/1 avec des valeurs éloignées des extrémités suit la Figure 24 (dans le "volume" du parallélogramme).

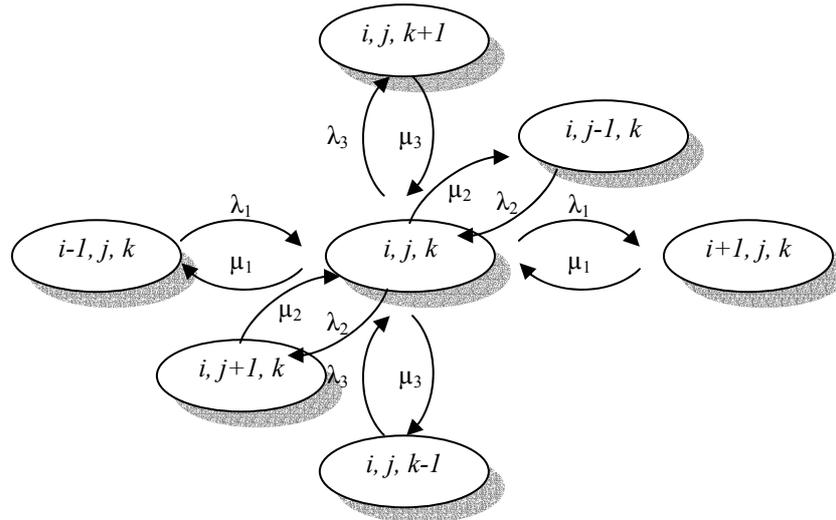


Figure 24: La chaîne incluse dans le cas général de trois classes.

Ainsi, l'équation d'équilibre autour de $P(i, j, k)$ qui en découle s'écrit:

$$(\lambda_1 + \lambda_2 + \lambda_3 + \mu_1 + \mu_2 + \mu_3)P(i, j, k) = \mu_1 P(i+1, j, k) + \lambda_1 P(i-1, j, k) + \mu_2 P(i, j+1, k) + \lambda_2 P(i, j-1, k) + \mu_3 P(i, j, k+1) + \lambda_3 P(i, j, k-1)$$

Le Tableau 31 développe les équations autour des différents points, axes et plans particuliers. Les représentations des chaînes incluses sont exposées à l'Annexe 4 :

Bien que les équations semblent simples, malheureusement, ces différentes équations ne sont pas tractables. Même avec des valeurs de N_1 , N_2 et N_3 réduites, les combinaisons énormes des 13 différents paramètres rendent les solutions intermédiaires extrêmement volumineuses à écrire (c.f. Annexe 3 :). Ce qui nous a empêché d'obtenir une solution analytique symbolique est la capacité "limitée" des ordinateurs à notre disposition. En utilisant Maple® sur une station Sun™ pourvu de 1Goctet de mémoire vive, le système se trouve vite saturé par le nombre d'éléments à traiter dès qu'au moins une des valeurs de N_1 , N_2 et N_3 dépasse l'unité.

Dans le paragraphe 3.2 suivant, nous présentons les différents résultats obtenus par simulation.

Tableau 31: Les 26 différentes équations autour des points, des droites et des plans particuliers.

Classe			Equations d'équilibre
1	2	3	
0	j	k	$(\lambda_1 + \lambda_2 + \lambda_3 + \mu_{23} + \mu_{32})P(0, j, k) = \mu_1 P(1, j, k) + \mu_{23} P(0, j+1, k) + \lambda_2 P(0, j-1, k) + \mu_{32} P(0, j, k+1) + \lambda_3 P(0, j, k-1)$
N_1	j	k	$(\lambda_2 + \lambda_3 + \mu_1 + \mu_2 + \mu_3)P(N_1, j, k) = \lambda_1 P(N_1 - 1, j, k) + \mu_2 P(N_1, j+1, k) + \lambda_2 P(N_1, j-1, k) + \mu_3 P(N_1, j, k+1) + \lambda_3 P(N_1, j, k-1)$
i	0	k	$(\lambda_1 + \lambda_2 + \lambda_3 + \mu_{13} + \mu_{31})P(i, 0, k) = \mu_{13} P(i+1, 0, k) + \lambda_1 P(i-1, 0, k) + \mu_2 P(i, 1, k) + \mu_{31} P(i, 0, k+1) + \lambda_3 P(i, 0, k-1)$
i	N_2	k	$(\lambda_1 + \lambda_3 + \mu_1 + \mu_2 + \mu_3)P(i, N_2, k) = \mu_1 P(i+1, N_2, k) + \lambda_1 P(i-1, N_2, k) + \lambda_2 P(i, N_2 - 1, k) + \mu_3 P(i, N_2, k+1) + \lambda_3 P(i, N_2, k-1)$
i	j	0	$(\lambda_1 + \lambda_2 + \lambda_3 + \mu_{12} + \mu_{21})P(i, j, 0) = \mu_{12} P(i+1, j, 0) + \lambda_1 P(i-1, j, 0) + \mu_{21} P(i, j+1, 0) + \lambda_2 P(i, j-1, 0) + \mu_3 P(i, j, 1)$
i	j	N_3	$(\lambda_1 + \lambda_2 + \mu_1 + \mu_2 + \mu_3)P(i, j, N_3) = \mu_1 P(i+1, j, N_3) + \lambda_1 P(i-1, j, N_3) + \mu_2 P(i, j+1, N_3) + \lambda_2 P(i, j-1, N_3) + \lambda_3 P(i, j, N_3 - 1)$
0	0	k	$(\lambda_1 + \lambda_2 + \lambda_3 + \mu_0)P(0, 0, k) = \mu_{13} P(1, 0, k) + \mu_{23} P(0, 1, k) + \mu_0 P(0, 0, k+1) + \lambda_3 P(0, 0, k-1)$
0	N_2	k	$(\lambda_1 + \lambda_3 + \mu_{23} + \mu_{32})P(0, N_2, k) = \mu_1 P(1, N_2, k) + \lambda_2 P(0, N_2 - 1, k) + \mu_{32} P(0, N_2, k+1) + \lambda_3 P(0, N_2, k-1)$
N_1	0	k	$(\lambda_2 + \lambda_3 + \mu_{13} + \mu_{31})P(N_1, 0, k) = \lambda_1 P(N_1 - 1, 0, k) + \mu_2 P(N_1, 1, k) + \mu_{31} P(N_1, 0, k+1) + \lambda_3 P(N_1, 0, k-1)$
N_1	N_2	k	$(\lambda_3 + \mu_1 + \mu_2 + \mu_3)P(N_1, N_2, k) = \lambda_1 P(N_1 - 1, N_2, k) + \lambda_2 P(N_1, N_2 - 1, k) + \mu_3 P(N_1, N_2, k+1) + \lambda_3 P(N_1, N_2, k-1)$
0	j	0	$(\lambda_1 + \lambda_2 + \lambda_3 + \mu_0)P(0, j, 0) = \mu_{12} P(1, j, 0) + \mu_0 P(0, j+1, 0) + \lambda_2 P(0, j-1, 0) + \mu_{32} P(0, j, 1)$
0	j	N_3	$(\lambda_1 + \lambda_2 + \mu_{23} + \mu_{32})P(0, j, N_3) = \mu_1 P(1, j, N_3) + \mu_{23} P(0, j+1, N_3) + \lambda_2 P(0, j-1, N_3) + \lambda_3 P(0, j, N_3 - 1)$
N_1	j	0	$(\lambda_2 + \lambda_3 + \mu_{12} + \mu_{21})P(N_1, j, 0) = \lambda_1 P(N_1 - 1, j, 0) + \mu_{21} P(N_1, j+1, 0) + \lambda_2 P(N_1, j-1, 0) + \mu_3 P(N_1, j, 1)$
N_1	j	N_3	$(\lambda_2 + \mu_1 + \mu_2 + \mu_3)P(N_1, j, N_3) = \lambda_1 P(N_1 - 1, j, N_3) + \mu_2 P(N_1, j+1, N_3) + \lambda_2 P(N_1, j-1, N_3) + \lambda_3 P(N_1, j, N_3 - 1)$
i	0	0	$(\lambda_1 + \lambda_2 + \lambda_3 + \mu_0)P(i, 0, 0) = \mu_0 P(i+1, 0, 0) + \lambda_1 P(i-1, 0, 0) + \mu_{21} P(i, 1, 0) + \mu_{31} P(i, 0, 1)$
i	N_2	0	$(\lambda_1 + \lambda_3 + \mu_{12} + \mu_{21})P(i, N_2, 0) = \mu_{12} P(i+1, N_2, 0) + \lambda_1 P(i-1, N_2, 0) + \lambda_2 P(i, N_2 - 1, 0) + \mu_3 P(i, N_2, 1)$
i	0	N_3	$(\lambda_1 + \lambda_2 + \mu_{13} + \mu_{31})P(i, 0, N_3) = \mu_{13} P(i+1, 0, N_3) + \lambda_1 P(i-1, 0, N_3) + \mu_2 P(i, 1, k) + \lambda_3 P(i, 0, N_3 - 1)$
i	N_2	N_3	$(\lambda_1 + \mu_1 + \mu_2 + \mu_3)P(i, N_2, N_3) = \mu_1 P(i+1, N_2, N_3) + \lambda_1 P(i-1, N_2, N_3) + \lambda_2 P(i, N_2 - 1, N_3) + \lambda_3 P(i, N_2, N_3 - 1)$
0	0	0	$(\lambda_1 + \lambda_2 + \lambda_3)P(0, 0, 0) = \mu_0 P(1, 0, 0) + \mu_0 P(0, 1, 0) + \mu_0 P(0, 0, 1)$
0	0	N_3	$(\lambda_1 + \lambda_2 + \mu_0)P(0, 0, N_3) = \mu_{13} P(1, 0, N_3) + \mu_{23} P(0, 1, N_3) + \lambda_3 P(0, 0, N_3 - 1)$
N_1	0	0	$(\lambda_2 + \lambda_3 + \mu_0)P(N_1, 0, 0) = \lambda_1 P(N_1 - 1, 0, 0) + \mu_{21} P(N_1, 1, 0) + \mu_{31} P(N_1, 0, 1)$
N_1	0	N_3	$(\lambda_2 + \mu_{13} + \mu_{31})P(N_1, 0, N_3) = \lambda_1 P(N_1 - 1, 0, N_3) + \mu_2 P(N_1, 1, N_3) + \lambda_3 P(N_1, 0, N_3 - 1)$
0	N_2	0	$(\lambda_1 + \lambda_3 + \mu_0)P(0, N_2, 0) = \mu_{12} P(1, N_2, 0) + \lambda_2 P(0, N_2 - 1, 0) + \mu_{32} P(0, N_2, 1)$
0	N_2	N_3	$(\lambda_1 + \mu_{23} + \mu_{32})P(0, N_2, N_3) = \mu_1 P(1, N_2, N_3) + \lambda_2 P(0, N_2 - 1, N_3) + \lambda_3 P(0, N_2, N_3 - 1)$
N_1	N_2	0	$(\lambda_3 + \mu_{12} + \mu_{21})P(N_1, N_2, 0) = \lambda_1 P(N_1 - 1, N_2, 0) + \lambda_2 P(N_1, N_2 - 1, 0) + \mu_3 P(N_1, N_2, 1)$
N_1	N_2	N_3	$(\mu_1 + \mu_2 + \mu_3)P(N_1, N_2, N_3) = \lambda_1 P(N_1 - 1, N_2, N_3) + \lambda_2 P(N_1, N_2 - 1, N_3) + \lambda_3 P(N_1, N_2, N_3 - 1)$

3.2. Résultats pour trois classes de service

Comme nous l'avons indiqué précédemment, nous approximerons le modèle GPS par le modèle WRR car ces deux algorithmes admettent les mêmes propriétés moyennes. Vu que le modèle analytique ne peut pas donner de résultats, nous avons utilisé NS pour simuler une file implémentant WRR dans le but de pouvoir tirer quelques règles de dimensionnement pour les réseaux. Le schéma architectural de base d'un ordonnanceur dans un routeur implémentant trois classes de services suit la Figure 25 où trois classes de service sont émises sur un même lien. Les différents paquets sont ainsi multiplexés sur ce lien commun. Le rôle du *classifieur* est de classer chaque paquet dans la file d'attente correspondante. Dans le modèle DiffServ, le classifieur utilise le champ DSCP afin d'accomplir son rôle. L'ordonnanceur distribue le service aux classes de trafic en fonction des poids alloués à chaque file.

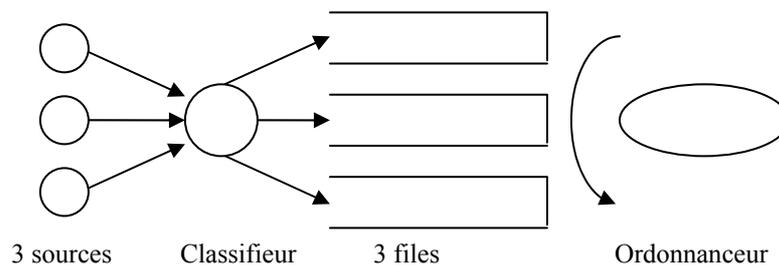


Figure 25: Schéma d'un ordonnanceur de 3 classes

Afin de systématiser le travail et les interprétations, nous avons fixé deux conditions sur le choix des poids dans notre étude:

- Nous avons gardé la somme des poids alloués aux 3 classes égale à 10.
- Nous avons toujours $\omega_1 \geq \omega_2 \geq \omega_3$ de telle sorte que la classe 1 soit toujours mieux servie que la classe 2, qui quant à elle, est mieux servie que la classe 3.

Avec ces deux conditions, nous utiliserons les valeurs citées dans le Tableau 32 comme poids utilisés des trois classes de service dans les simulations ultérieures.

Tableau 32: Les différents poids utilisés pour les trois classes.

ω_1	ω_2	ω_3
4	3	3
4	4	2
5	4	1
5	3	2
6	3	1
6	2	2
7	2	1
8	1	1

Le réseau a été chargé de cinq charges totales possibles. Les valeurs de celles-ci sont résumées dans le Tableau 33. Nous entendons par "charge totale" la charge introduite par la somme des trois classes présentes dans le réseau. Une valeur supérieure à 1 n'implique pas forcément une instabilité totale des trois classes dans le réseau. Par contre, comme nous

l'observerons plus tard, c'est au moins une des classes qui sera dans un état instable et par suite présentera de grands taux de pertes.

Tableau 33: Les charges totales utilisées.

Charge totale	0,2	0,5	0,8	1,0	1,2
---------------	-----	-----	-----	-----	-----

Dans les différentes courbes des délais observées sur le lien, il faudra retrancher la valeur du temps de transit sur le lien. Cette valeur est de 10 msec dans tous les cas présentés dans ce chapitre et dans l'Annexe 4 .:

Pour simplifier l'étude, nous avons pris la même valeur moyenne de la taille des paquets pour les trois classes de service. C'est pourquoi, la différenciation de la charge introduite par chaque classe et par conséquent le taux d'arrivée, est fonction du débit des flux sources. Afin de donner un caractère général aux valeurs, nous avons modulé la charge du réseau par un taux relatif τ à chaque classe. Chacune des 36 colonnes du Tableau 34 sera multipliée par les différentes charges totales du réseau afin d'avoir la charge individuelle introduite par chaque classe.

Tableau 34: Les taux relatifs des trois classes.

τ_1	1	1	1	1	1	1	1	1	2	2	2	2	2	2	2	3	3	3	3	3	3	4	4	4	4	5	5	5	5	6	6	6	7	7	8	
τ_2	1	2	3	4	5	6	7	8	1	2	3	4	5	6	7	1	2	3	4	5	6	1	2	3	4	5	1	2	3	4	1	2	3	1	2	1
τ_3	8	7	6	5	4	3	2	1	7	6	5	4	3	2	1	6	5	4	3	2	1	5	4	3	2	1	4	3	2	1	3	2	1	2	1	1

Enfin, pour simplifier les différentes interprétations des résultats, nous avons considéré qu'aucun mécanisme de retransmission ni de contrôle d'erreur ou de congestion n'existait dans le réseau. Deux constats sont donc à noter: d'une part, un paquet perdu ne sera jamais retransmis ni par la couche réseau ni par la couche applicative, d'autre part, les temps d'émission des paquets des flux au niveau source ne seront pas affectés si le paquet précédent est perdu dans le réseau.

3.2.1. M/M/1 avec trois classes de service

En premier lieu, nous avons étudié les performances d'un ordonnanceur M/M/1: l'arrivée des paquets suit un processus de Poisson et la distribution de la taille des paquets suit une loi exponentielle. Les trois flux des trois différentes classes de service admettent les mêmes moyennes des tailles des paquets. Ainsi, c'est un multiplexage de trois flux homogènes.

Les différents tableaux de figure qui suivent représentent la variation du délai moyen des trois classes en fonction du débit introduit par les classes 1 et 2 (respectivement axe à gauche et axe à droite du point d'origine (0,0,0)). Pour mieux comparer les courbes, nous avons représenté sur une même ligne des tableaux la variation du délai avec la même charge totale introduite par les trois classes. Comme les axes des abscisses et des ordonnées sont relatifs aux débits des classes respectifs 1 et 2, la valeur du débit de la classe 3 se fait en retranchant du débit total écoulé sur le lien (obtenu grâce à la charge totale transitant sur le lien) les deux débits introduits par les deux classes. Nous illustrons ci-dessous ces variations en fonction de trois pondérations possibles: une pondération de 8/1/1 très favorable à la classe

1, ensuite une pondération de 6/3/1 qui donne un avantage de la classe 1 à la classe 2 et de la classe 2 à la classe 3, et enfin, une pondération de 4/4/2 qui différencie très peu les trois classes. L'évolution du délai moyen avec d'autres pondérations possibles est mise dans l'Annexe 4 :

Le Tableau 35 présente les variations du délai moyen en fonction de la charge du lien pour une combinaison des poids de 8/1/1. Cette configuration permet d'écouler davantage de paquets de classe 1 que des deux autres classes. Facilement observable sur ces courbes, le délai de la classe 1 reste réduit jusqu'à ce que la portion du trafic de cette classe atteigne 80% avec une charge totale du réseau égale ou supérieure à 1. Dans ces deux derniers cas, le délai augmente fortement. Il faut noter que dans le cas d'un réseau fortement chargé (charge totale supérieure ou égale à 1), et tant que la portion du flux de la classe 1 ne dépasse pas son poids associé dans l'ordonnanceur, le délai moyen des flux reste réduit. La variation du délai moyen des classes 2 et 3 devra être identique vu que le poids relatif à chacune des classes est le même. Or, ce n'est pas le cas. Cela est dû au fait que dans l'implémentation de l'ordonnanceur, la file 2 est toujours servie avant celle de 3 en cas de présence de paquets dans les deux files. Or, comme le poids des deux classes est faible, et quand des flux des deux classes existent, la probabilité d'avoir des paquets dans les deux files est élevée. A faible charge, le délai de la classe 2 est directement fonction de la charge introduite par cette même classe: nous observons des pics de délai pour des débits élevés des flux sources de la classe 2. La classe 2 ne peut pas prendre la totalité de la bande disponible pour écouler ses flux vu qu'elle a un poids égal à la classe 3: la bande passante non utilisée par la classe 1 est équitablement répartie pour les deux classes 2 et 3. Cependant, ces pics deviennent faibles devant les délais observés à forte charge. Dans ce dernier cas, les ressources sont prises par les flux de la classe 1.

Avec le poids 6/3/1 (Tableau 36), les flux 1 admettent toujours des délais moyens réduits. Un petit surcroît est constaté sur la valeur du délai par rapport au cas précédent (poids 8/1/1). Pour la classe 2, c'est toujours la même constatation: à faible charge, le délai moyen augmente en fonction de la charge introduite par la classe 2. A forte charge, c'est le poids supérieur alloué à la classe 1 qui tend à surélever le délai sur le lien pour la classe 2. La classe 3 subit des délais supérieurs à la classe 2. De plus, les flux de la classe 1 induisent des délais plus élevés sur les flux 3 que les flux issus des flux de la classe 2.

La pondération des flux par une combinaison de 4/4/2 (Tableau 37) permet de traiter les flux 1 et 2 de la même manière: les mesures des délais observés par ces deux flux sont relativement identiques. Les courbes dévoilent des valeurs très proches les unes des autres mais surtout, des allures de courbe étroitement liées. Les flux de la classe 3 sont, quant à eux, mieux traités que dans les deux cas précédents (poids 1 dans les deux cas précédents). Cependant, ils sont moins bien traités que les flux 1 et 2. Ces deux derniers flux exercent le même effet sur les flux de la classe 3 vu que le poids associé est le même.

Tableau 35: La variation du délai moyen en fonction de la charge des classes 1 et 2 pour une pondération 8/1/1.

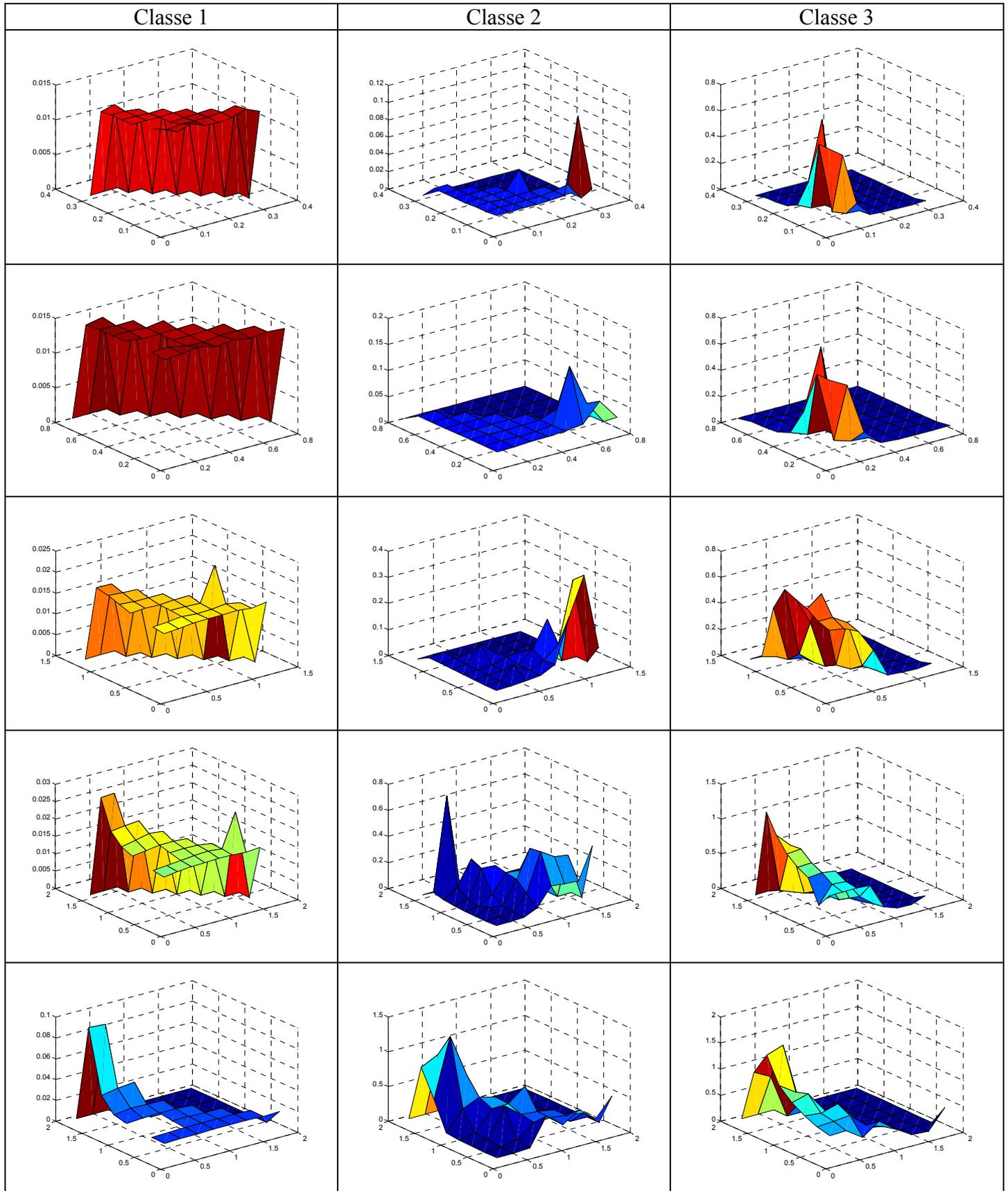


Tableau 36: La variation du délai moyen en fonction de la charge des classes 1 et 2 pour une pondération 6/3/1.

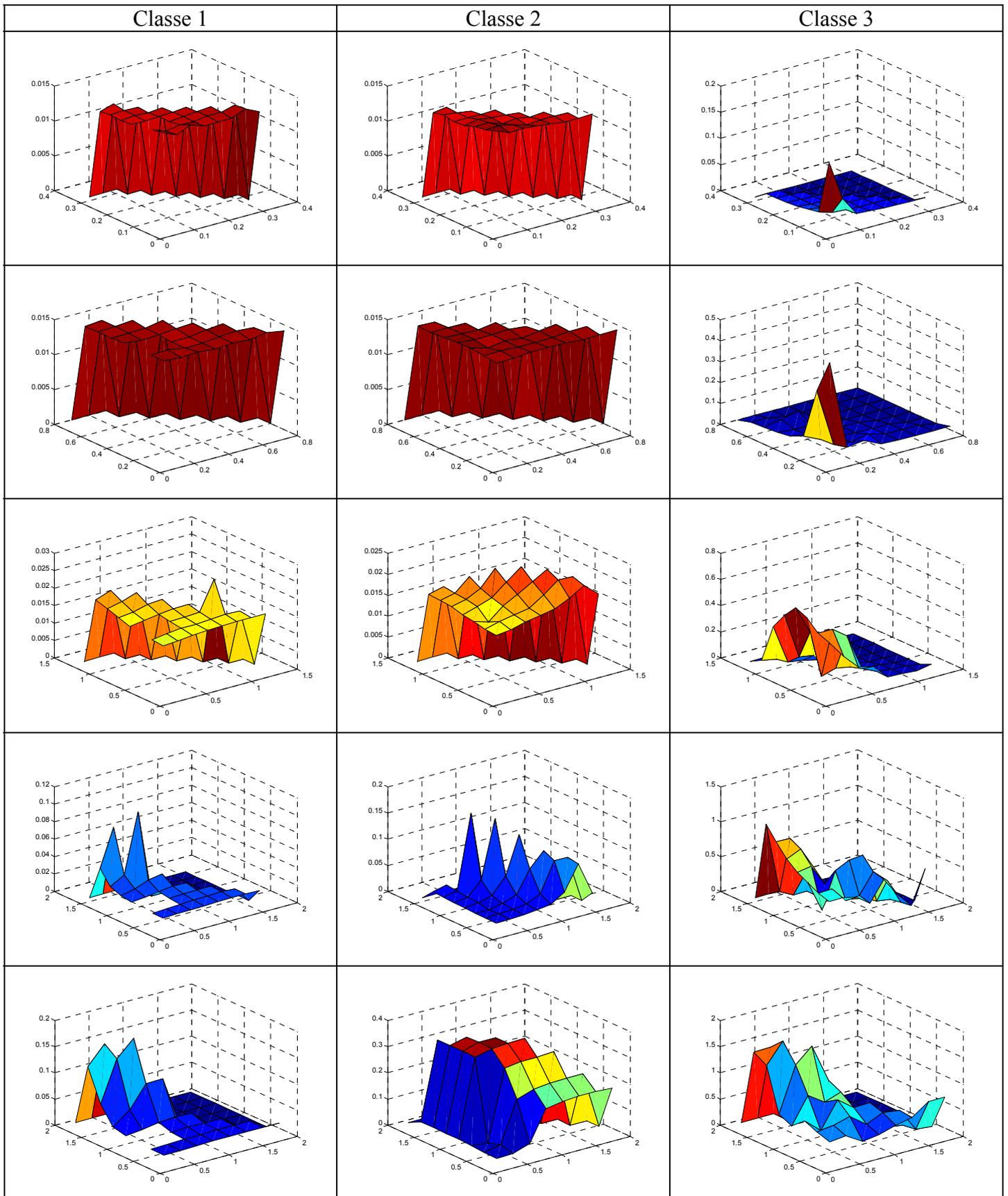
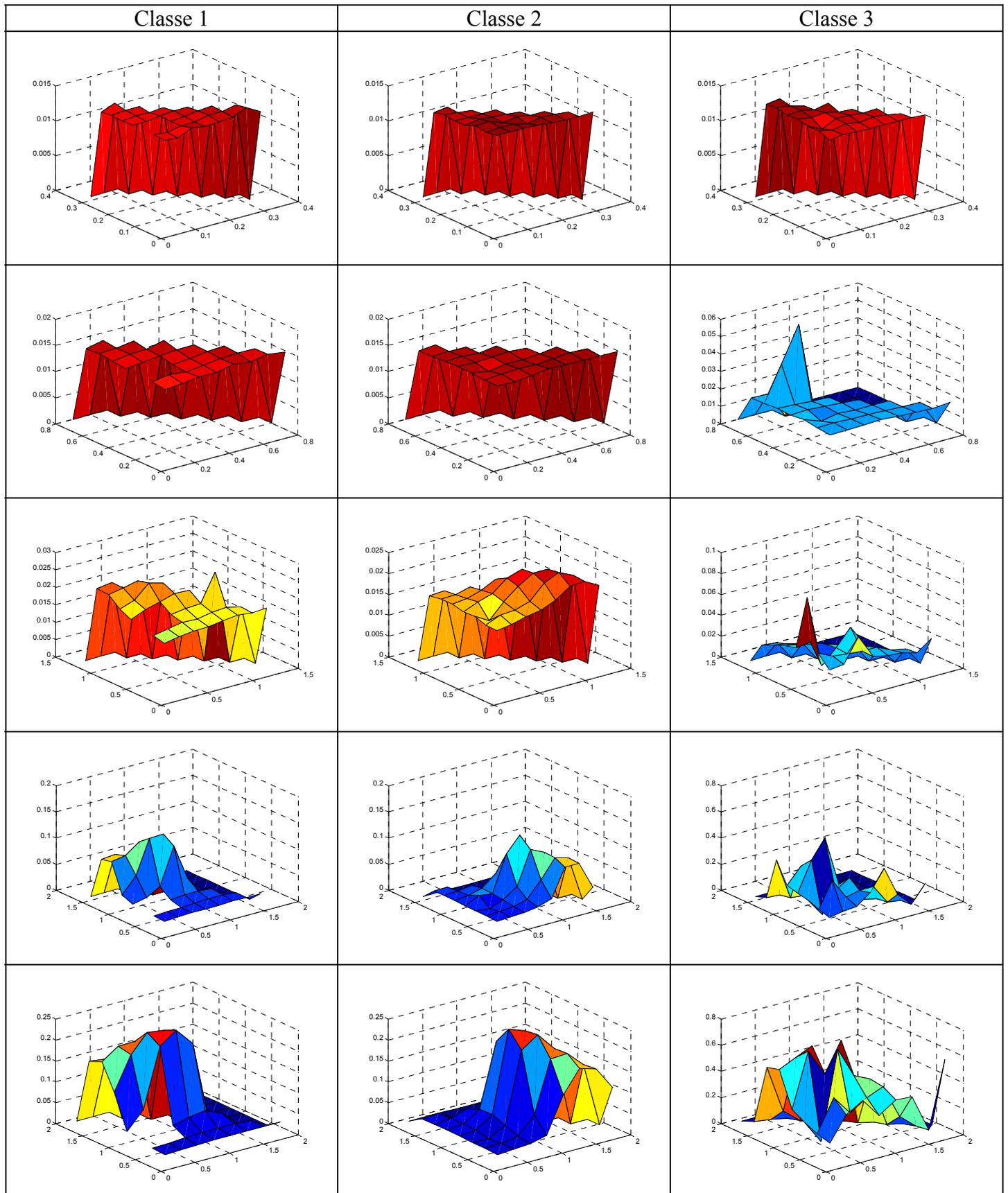


Tableau 37: La variation du délai moyen en fonction de la charge des classes 1 et 2 pour une pondération 4/4/2.



3.2.2. M/Pareto/1 avec trois classes de service

Sachant que les distributions réelles des tailles des paquets qui transitent sur l'Internet ne suivent pas la loi de Poisson mais plutôt la distribution de Pareto, nous avons étudié l'effet de cette dernière distribution sur les délais moyens observés sur un lien implémentant un ordonnanceur WRR. Tant qu'une solution analytique au problème n'existe pas, nous avons procédé à une étude par simulation. Comme dans le paragraphe 3.2.1. , nous présentons ci-dessous l'évolution du délai moyen en fonction de la charge introduite par le flux des trois classes. La pondération retenue des classes est la même que dans le paragraphe précédent: 8/1/1, 6/3/1 et 4/4/2. D'autres pondérations possibles sont incluses dans l'Annexe 4 :

Les caractéristiques de la distribution de Pareto utilisée suivent les recommandations de l'ETSI [19]. La fonction de distribution de la loi de Pareto s'écrit $f(x) = \frac{\alpha \cdot k^\alpha}{x^{\alpha+1}}$ sachant que la fonction est définie pour $x \geq k$. La valeur de α retenue est de 1,1. Celle de k est de 81,5 octets. Cette dernière représente la taille minimale d'un paquet. De plus, la distribution est tronquée à une valeur maximale égale à 60koctets, qui correspond à la taille maximale d'un paquet. Nous pouvons déterminer la valeur moyenne de la taille des paquets:

$$\begin{aligned} \mu &= \int_{-\infty}^{+\infty} x \cdot f(x) dx = \int_k^M x \cdot f(x) dx + \int_M^{+\infty} M \cdot f(x) dx \\ \mu &= \int_k^M x \cdot \frac{\alpha \cdot k^\alpha}{x^{\alpha+1}} dx + \int_M^{+\infty} M \cdot \frac{\alpha \cdot k^\alpha}{x^{\alpha+1}} dx = \alpha \cdot k^\alpha \int_k^M \frac{1}{x^\alpha} dx + M \cdot \alpha \cdot k^\alpha \int_M^{+\infty} \frac{1}{x^{\alpha+1}} dx \\ \mu &= \frac{\alpha \cdot k^\alpha}{\alpha - 1} \left[\frac{1}{k^{\alpha-1}} - \frac{1}{M^{\alpha-1}} \right] + M \cdot k^\alpha \left[\frac{1}{M^\alpha} \right] \\ \mu &= \frac{\alpha \cdot k - M \cdot \left(\frac{k}{M} \right)^\alpha}{\alpha - 1} \end{aligned}$$

Avec les différentes valeurs utilisées, nous obtenons $\mu=480$ octets. Celle-ci est très proche de la valeur moyenne de la distribution exponentielle du paragraphe 3.2.1. . Ainsi, nous pourrions mieux comparer l'effet de la distribution de la taille des paquets (Pareto ou exponentielle) sur le délai moyen.

La variation du délai moyen en fonction de la charge induite par les différentes classes présente les mêmes propriétés que dans le cas M/M/1: la classe 1 est la mieux servie dans le cas des poids 6/3/1 et 8/1/1 et le délai n'augmente fortement que lorsque la charge introduite par la classe 1 est supérieure à son propre poids alloué. De même que pour les classes 2 et 3. Mais ce qui diffère par rapport aux tableaux précédents (Tableau 35, Tableau 36 et Tableau 37) est la valeur des délais moyens sachant que la taille moyenne des paquets est la même pour les cas M/M/1 et M/Pareto/1. Pour les faibles charges, le délai moyen des paquets qui suivent la distribution de Pareto est supérieur à celle des paquets qui admettent une variation de leur taille suivant la loi exponentielle. A forte charge, et dans le cas d'une surcharge d'un flux, ce sont les délais de ce flux M/M/1 excédentaires qui admettent des valeurs supérieures à ceux des M/Pareto/1. Mais dans le cas les flux ne dépassant pas leurs portions allouées par le poids associé à la classe, c'est toujours la M/M/1 qui donne les meilleurs résultats. Les différents taux de perte observables dans à l'Annexe 4 : affirment cette constatation: à faible charge, les flux M/M/1 admettent des probabilités de perte moindre. A forte charge, (pour les charges 1 et 1,2) les flux en excès sont tous perdus, quel que soit la nature de leurs arrivées.

Ces constatations découlent des équations des délais pour une file M/G/1. Nous savons que la valeur moyenne du délai d'attente dans cette file s'écrit pour l'ordonnanceur FIFO:

$$E[s] = E[X] + \frac{\rho \cdot E[X](1 + CV^2(x))}{2(1 - \rho)}$$

$$\text{avec } CV^2(x) = \frac{\sigma_x^2}{(E[x])^2} = \frac{E[x^2] - E[x]^2}{(E[x])^2}$$

Pour un flux markovien, $CV^2(x) = 1$.

Pour le flux de Pareto tronqué utilisé:

$$E[x^2] = \int_k^M x^2 \cdot \frac{\alpha \cdot k^\alpha}{x^{\alpha+1}} dx + \int_M^{+\infty} M^2 \cdot \frac{\alpha \cdot k^\alpha}{x^{\alpha+1}} dx = \alpha \cdot k^\alpha \int_k^M \frac{1}{x^{\alpha-1}} dx + M^2 \cdot \alpha \cdot k^\alpha \int_M^{+\infty} \frac{1}{x^{\alpha+1}} dx$$

$$E[x^2] = \frac{\alpha \cdot k^\alpha}{\alpha - 2} \left[\frac{1}{k^{\alpha-2}} - \frac{1}{M^{\alpha-2}} \right] + M^2 \cdot k^\alpha \left[\frac{1}{M^\alpha} \right]$$

$$E[x^2] = \frac{\alpha \cdot k^2 - 2M^2 \cdot \left(\frac{k}{M}\right)^\alpha}{\alpha - 2} \text{ quelque soit la valeur de } \alpha.$$

Avec les valeurs numériques utilisées:

$$E[x^2] = \frac{1,1 \cdot 81,5^2 - 2 \cdot 60000^2 \cdot \left(\frac{81,5}{60000}\right)^{1,1}}{1,1 - 2} = 5607492$$

Notons que cette valeur très grande ne nous a pas surpris. Dans le cas d'une distribution de Pareto non tronquée, la variance pour une valeur de $\alpha < 2$ est infinie. Dans notre cas, la distribution est tronquée à 60000 octets.

Donc, en remplaçant la valeur $CV^2(x) = 23,3$ pour déterminer le délai moyen d'attente, nous constatons que $E[s]_{\text{pareto}}$ est beaucoup plus grande que $E[s]_{\text{exponentielle}}$. D'ailleurs, nous distinguons cela dans les différents schémas des tableaux ci-dessous.

Tableau 38: La variation du délai moyen en fonction de la charge des classes 1 et 2 pour une pondération 8/1/1.

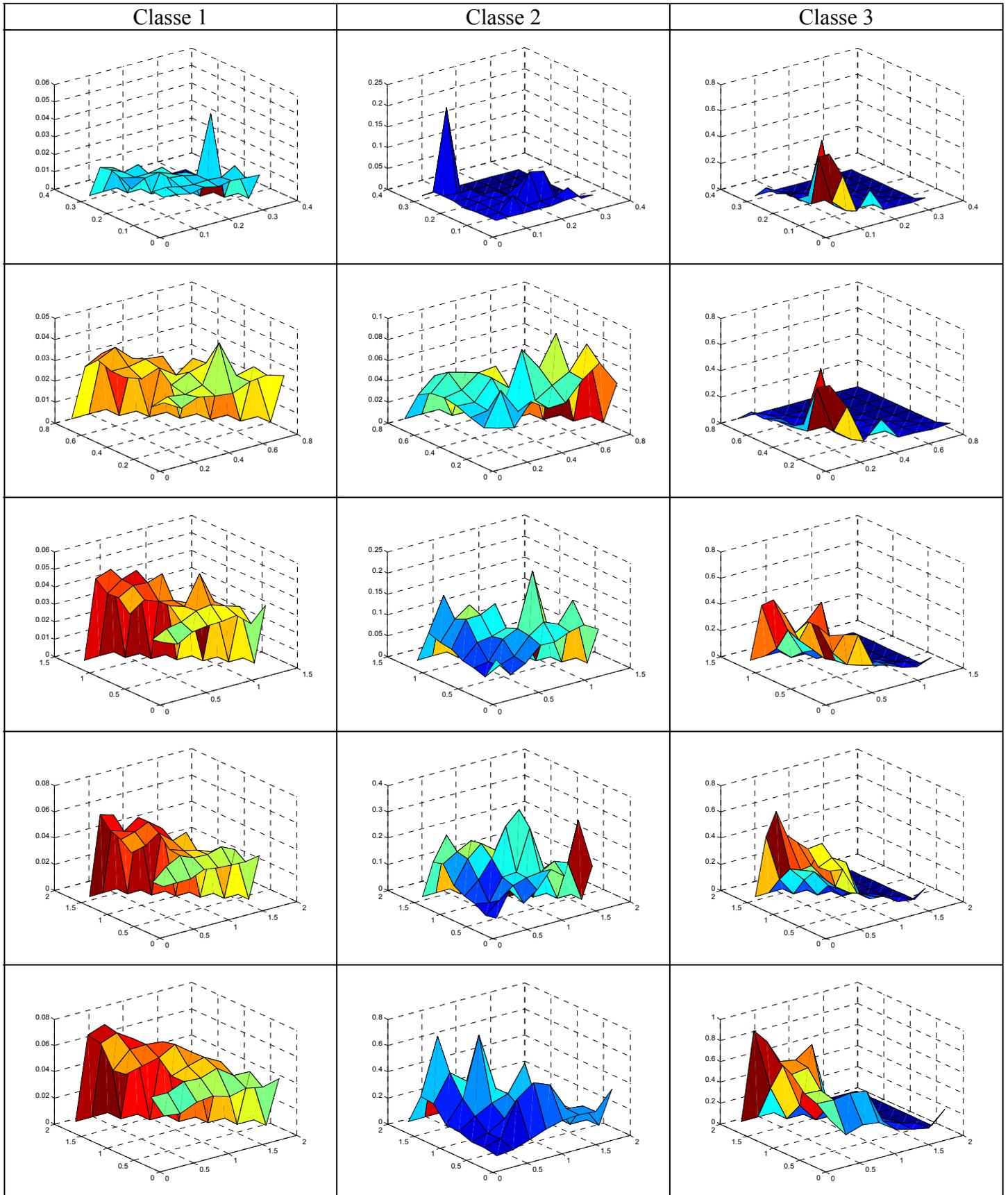


Tableau 39: La variation du délai moyen en fonction de la charge des classes 1 et 2 pour une pondération 6/3/1.

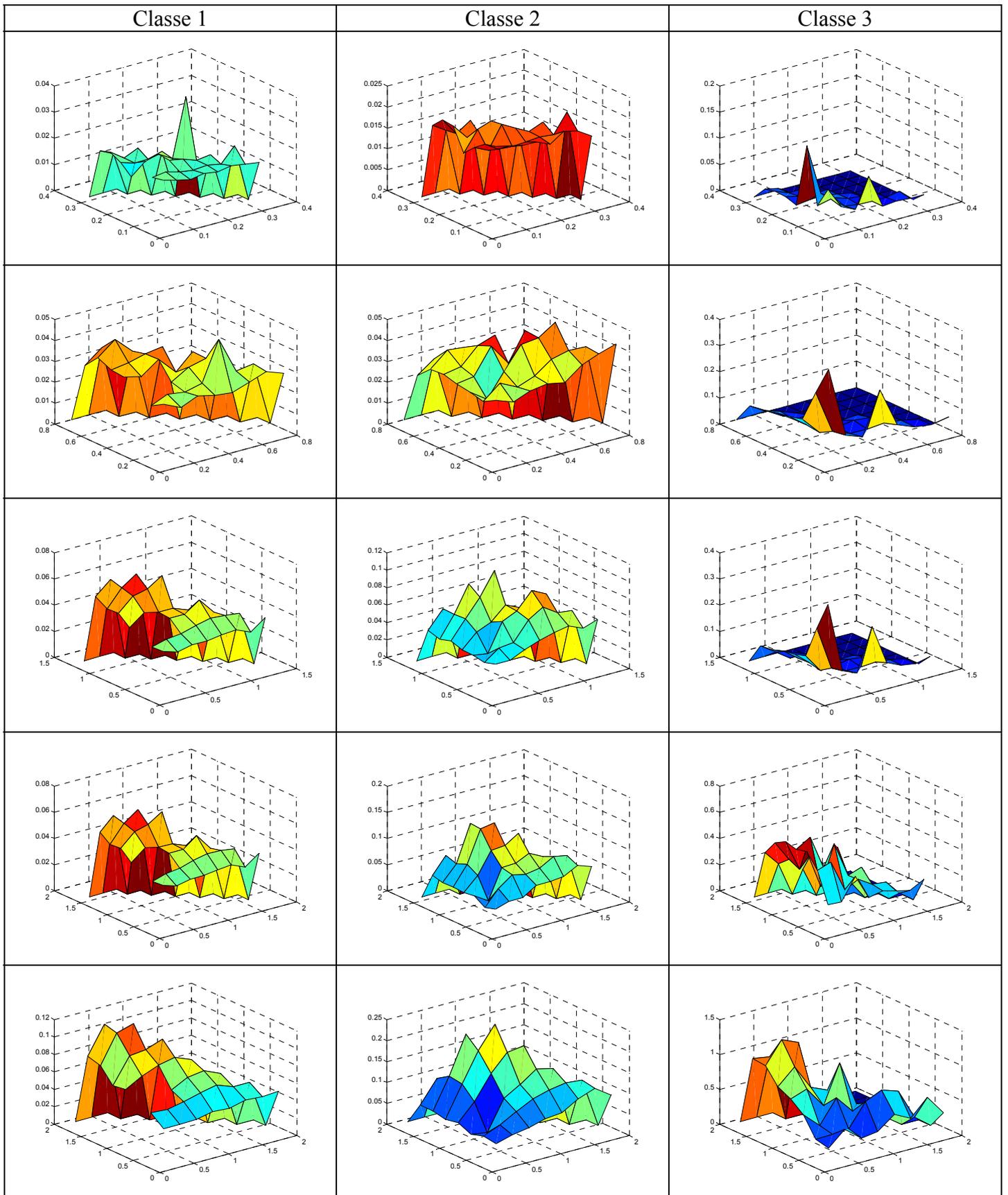
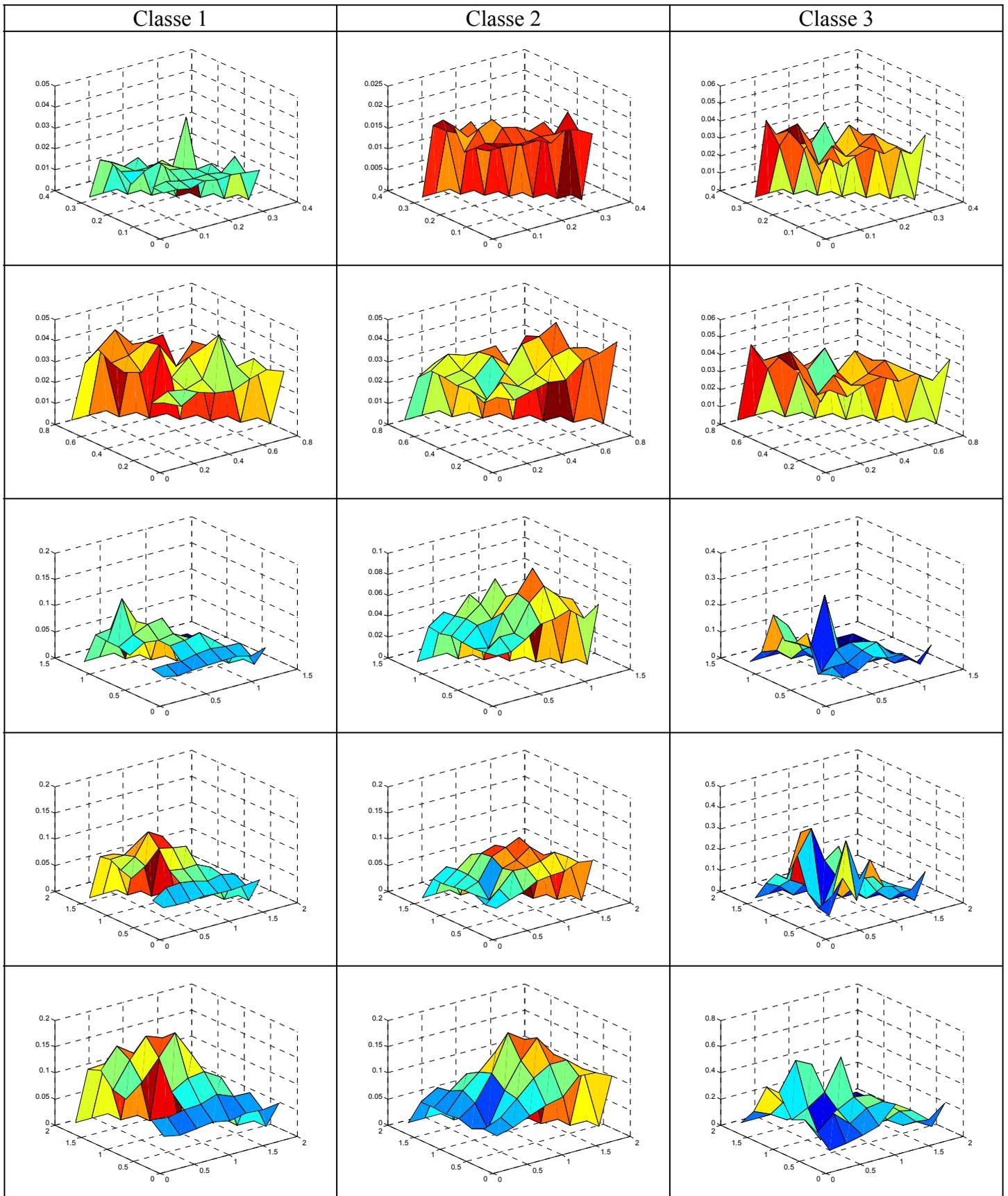


Tableau 40: La variation du délai moyen en fonction de la charge des classes 1 et 2 pour une pondération 4/4/2.



3.3. Les règles à tirer

Une solution à ce problème consisterait alors à ajuster dynamiquement les poids utilisés en fonction de la QoS perçue par les différentes classes. Plusieurs articles, notamment [11] et [4] proposent une modification dynamique des poids attribués aux différentes classes. Dans [11] les poids ω des différentes classes présents dans le réseau sont modifiés de sorte à toujours garantir un rapport d_i/d_{i+1} , des délais subits par les classes i sur le délai de la classe $(i+1)$ de moindre contrainte, constant et fixé par avance. Dans [4], la maximisation recherchée est une maximisation de la fonction de rentabilité du réseau. Les valeurs des poids sont fonctions non seulement du nombre d'utilisateur actif de chaque classe de service, mais aussi du tarif facturé par l'opérateur pour chaque quantité de donnée transitant par son réseau et requérant tel ou tel autre QoS. Mais, même si un gain est acquis par chaque méthode, personne n'a encore étudié les différents coûts et complexités supplémentaires ajoutés au réseau.

3.4. Application sur un réseau

Après avoir étudié les différents algorithmes d'ordonnancement sur un lien unique, nous modélisons ici un réseau entier implémentant différents mécanismes de QoS. Le modèle protocolaire du cœur du réseau est basé sur DiffServ et MPLS. Nous avons procédé à une étude par simulation afin d'analyser les différents paramètres de performance du réseau.

3.4.1. Le modèle du réseau

Pour pouvoir simuler facilement, et pour pouvoir interpréter les résultats obtenus, nous avons choisi un réseau de référence dont la topologie est illustrée dans la Figure 26 ci-dessous.

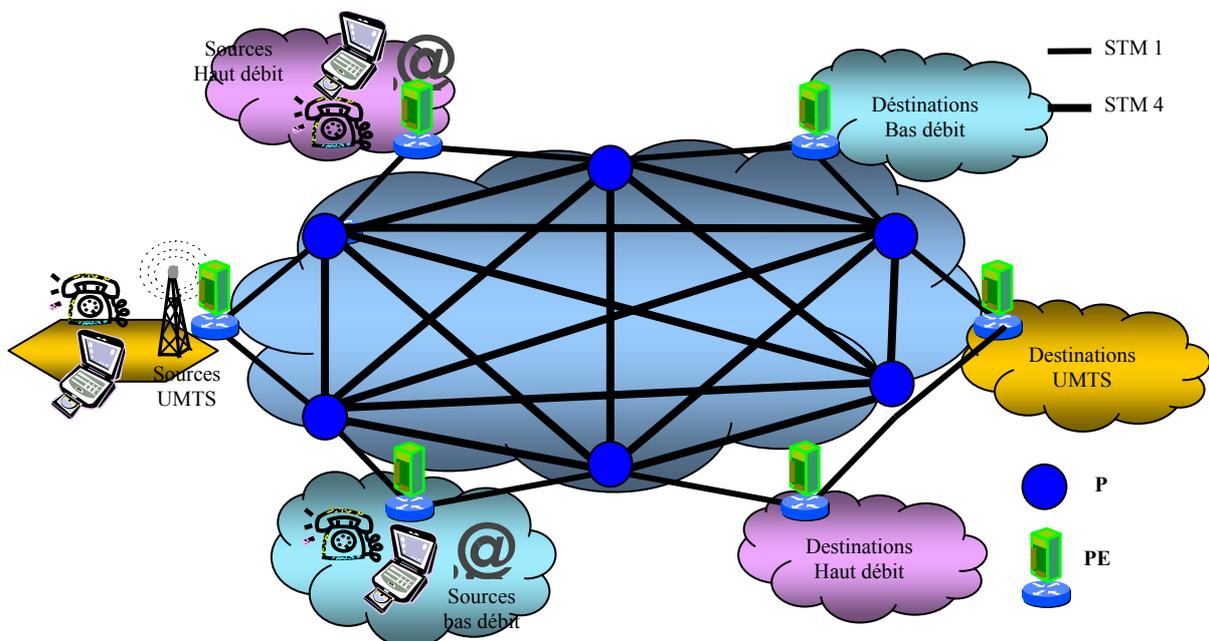


Figure 26: La topologie du réseau considéré

Le cœur du réseau utilisé est complètement maillé par des liens à haut débit: comme un scénario de réseaux futurs où des *téra-routeurs* seroent interconnectés par les liaisons téraabits. Une liaison STM-1 offre 155Mbits/sec de débit. Quant à un lien STM-4, il présente 622Mbits/sec comme débit utilisable.

Trois types de sources débitent sur le cœur du réseau : des sources UMTS, des sources haut débit, et des sources bas débit. Le profil des trafics est différent suivant le type du réseau d'accès.

Les liens STM-4 et STM-1 offrent des délais de propagation constants de 10 millisecondes. Ces délais comportent aussi les différents temps de traitement comme l'encapsulation/désencapsulation, le temps d'accès mémoire, le temps de vérification du CRC, etc.

Les trois types de réseaux d'accès connectés au cœur du réseau, regroupent les différentes possibilités des réseaux existants.

- L'accès des réseaux UMTS représente la famille des réseaux mobiles : GSM, GPRS mais aussi IEEE 802.11. La mobilité et le partage de la bande passante confèrent à ces réseaux d'accès mobiles des demandes différentes que ceux des réseaux terrestres fixes. Les réseaux satellites ont également des demandes différentes. Ce dernier type de réseau, bien qu'il soit prometteur pour les services multimédia, ne sera pas considéré dans notre étude.
- Les réseaux d'accès à bas débit regroupent dans notre cas un agrégat de sources bas débits individuelles.
- Les réseaux d'accès à hauts débits sont représentés par les connexions qui relient les grandes sociétés ou les entreprises aux cœurs des réseaux des opérateurs.

Le modèle de différenciation de service utilisé dans DiffServ se concrétise par la Figure 27.

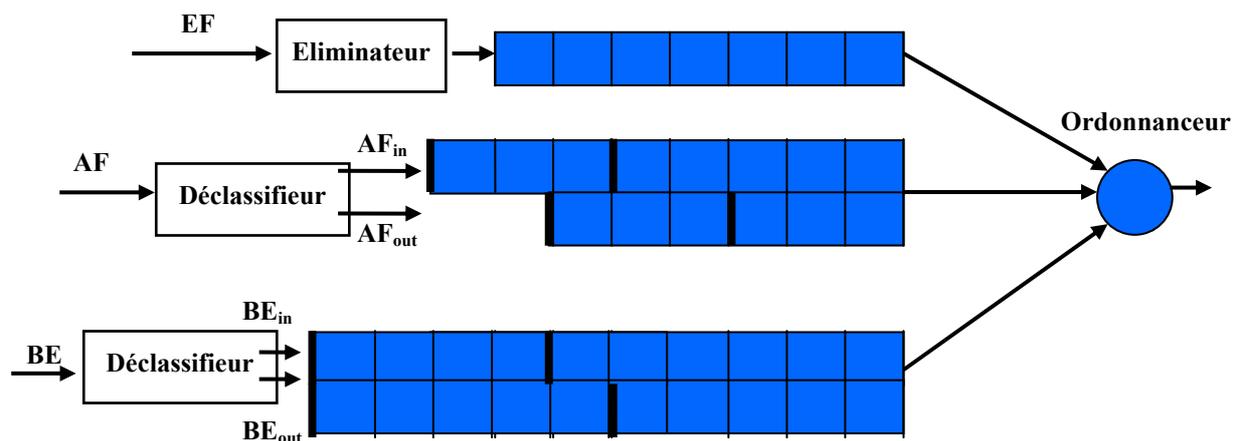


Figure 27: La différenciation de service dans les nœuds du réseau

Le trafic est d'abord classifié en EF, AF et BE. Puis chaque flux sera mis dans la file d'attente appropriée. Si le trafic de la classe EF excède le contrat négocié, les paquets excédentaires seront éliminés. Le trafic conforme, sera mis dans l'unique file d'attente de EF. Pour les trafics AF et BE, les flux conformes seront mis dans la file AF_{in} et BE_{in} respectivement et les paquets non conformes seront déclassifiés en AF_{out} et BE_{out}. Pour

simplifier la configuration, nous avons mis un seul type de flux AF qui représente les données critiques.

Initialement, l'implémentation de MPLS dans le cœur d'un réseau était motivée par deux avantages. D'une part, les paquets seront **commutés**, et non plus routés. Cela augmenterait la vitesse de service des flux. Et d'autre part, la possibilité de créer différents chemins en fonction de la qualité de service demandée (Ingénierie de trafic). Or, avec les nouvelles technologies de routage et la vitesse des mémoires des routeurs qui augmentent de plus en plus, le premier avantage n'est plus déterminant. En effet, le gain en vitesse d'un commutateur de label par rapport à un routeur de paquet n'est plus toujours significatif. Par contre, les avantages des LSP pour l'ingénierie de trafic, rendent MPLS incontournable pour offrir la qualité de service requise par les applications. Dans le cadre de l'étude effectuée, nous avons utilisé MPLS pour implémenter un équilibrage de charge entre différents liens du réseau.

Sachant que le protocole réseau des applications temps réel (généralement UDP) ne s'adapte pas aux contraintes imposées par la congestion dans le cœur du réseau, une bonne politique pour garantir un faible délai et minimiser les pertes des paquets est la politique FIFO.

Les paramètres des sceaux à jetons au niveau des classifieurs situés aux entrées du réseau –entre CE et PE– sont :

Tableau 41: Les caractéristiques des Sauts à Jetons

	EF	AF	BE
Débit Soutenu	5Mb/s	800kb/s	200kb/s
Taille du burst	200 octets	1 koctets	500 octets

La taille maximale acceptable d'une rafale appartenant à la classe EF est de 200 octets, qui est moindre que la taille du paquet (500 octets en général). Cela signifie que si le débit est plus grand que le débit soutenu (5 Mcoctets dans notre cas), le paquet est rejeté immédiatement; il ne sera pas déclassifié. Cela représente le contrôle d'admission des flux EF. Le mécanisme de gestion des files d'attente des classes AF et BE est RED. Pour les paquets conformes, la taille de la file est de 40 paquets. A partir du vingtième paquet, ces derniers seront rejetés avec une probabilité de 2%. Les paquets non conformes (qui violent le sceau à jeton) de chaque classe, sont déclassifiés et mis dans une file de même classe mais de priorité inférieure: la taille maximale de la seconde file dans chaque classe est de 20 paquets. A partir du dixième paquet, la probabilité de perte est de 10%.

3.4.2. Les Modèles de trafics

Dans les réseaux mobiles, et spécialement les réseaux mobiles publics – GSM, GPRS et UMTS– le goulot d'étranglement est la liaison radio entre le mobile et le réseau terrestre. Pour avoir un partage équitable et optimal de la bande passante entre les différents terminaux connectés au réseau, la couche MAC doit fragmenter les paquets en petits segments. Sans entrer ici dans les détails des techniques mises en place, cette intervention contribue d'une façon importante à la caractérisation statistique du trafic.

Nous supposons que le flux en sortie du réseau UMTS est EF pour la voix, et AF pour les données. C'est-à-dire qu'il n'y a pas de trafic de type BE en sortie des réseaux mobiles. En effet, cela se justifie par le fait que si un paquet passe le réseau d'accès radio, qui est le goulot d'étranglement, il ne sera pas permis de le perdre dans le cœur du réseau, où les ressources ne sont pas aussi rares. Même pour les flux de trafic « natifs » en BE, autrement dit

le mail, cela s'applique du fait que les serveurs *mail* sont en amont du serveur SGSN à partir duquel, dans toutes les architectures UMTS, les mails sont envoyés aux différents destinataires (voir le Chapitre 2 pour plus de détails).

Dans le cas de l'UMTS, nous avons pris [26] un trafic MMPP-2 de paramètres :

$$Q = \begin{pmatrix} -\sigma_1 & \sigma_1 \\ \sigma_2 & -\sigma_2 \end{pmatrix} \quad \text{et} \quad \Lambda = \begin{pmatrix} \lambda_1 & 0 \\ 0 & \lambda_2 \end{pmatrix}$$

Les débits et les durées des phases sont décrits ci-dessous :

Tableau 42: Caractéristiques des flux UMTS

	Haut Débit		Bas Débit		UMTS	
	EF	AF	EF	AF	EF	AF
Débit moyen (Mb/s)	1	2	0,2	0,2	2	0,7
Débit de l'état 1 (Mb/s)	1,2	2,6	0,3	0,3	2,6	1
Débit de l'état 2 (Mb/s)	0,7	1	0,1	0,1	1	0,2

Les caractéristiques des durées des phases et des tailles des paquets sont résumées dans le Tableau 43 ci-dessous :

Tableau 43: Les paramètres MMPP-2 des flux UMTS

	Taille des paquets (Octets)	Durée des phases σ_i (secondes)
Etat 1	500	0,5
Etat 2	100	0,3

Le temps inter arrivée des paquets est exponentiellement distribué avec pour paramètre $\text{taille}(\text{bit})/\text{débit}(\text{bit}/\text{sec})$. La Figure 28 ci-dessous donne la fonction de répartition du temps inter arrivé d'un MMPP-2 par rapport aux deux exponentielles formées par les paramètres λ_1 et λ_2 .

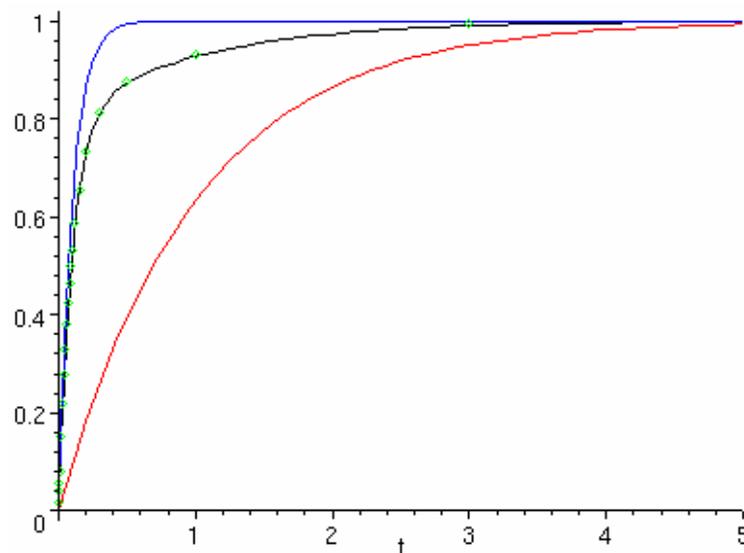


Figure 28: La fonction de répartition du temps inter arrivée d'une distribution MMPP-2.

Les trafics des sources notées "haut débit" et "bas débit" sont supposés ON-OFF de durées des phases qui suivent la distribution de Pareto. Cela engendrera des flux auto similaires après agrégation au niveau des commutateurs P. La durée moyenne de la phase ON est de 0,5 sec, celle de la phase OFF est de 0,2 sec. La taille des paquets est constante de 500 octets. Le paramètre α de mise à l'échelle est de 1,5.

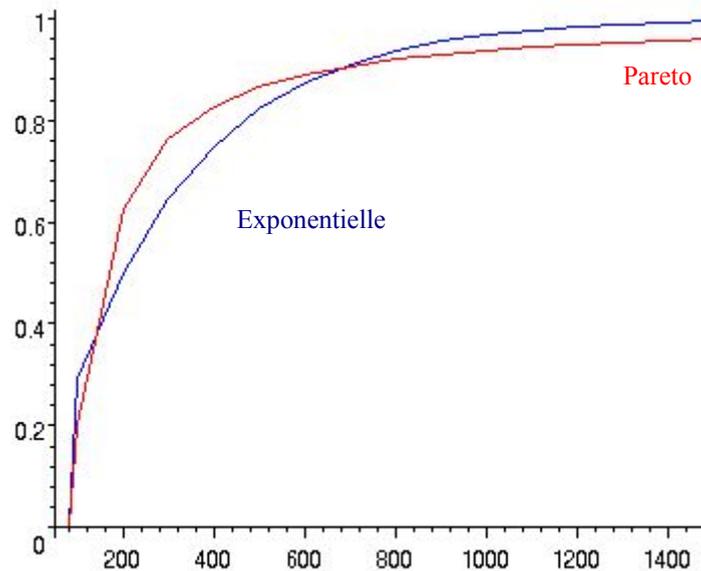


Figure 29: La fonction de répartition du temps inter arrivée d'une distribution de Pareto et d'une exponentielle de même moyenne.

3.4.3. Les paramètres des scénarios de simulations

Les débits des sources en fonction des classes, sont exprimés en Mb/s :

Tableau 44: Les débits des sources par QoS.

	Débit total par classe de source			Débit total par Source
	EF	AF	BE	
Haut Débit	5.5	15	4	24.5
Bas Débit	0.8	1.4	0.8	3.0
UMTS	3.2	2.9	0	6.1
Total par destination	9.5	19.3	4.8	33.6

Les débits des sources en fonction de leur destination, sont exprimés en Mb/s des sources :

Tableau 45: Les débits des émissions

Récepteur Emetteur	Haut Débit			Bas Débit			UMTS			Total par Source	Débit du lien d'interconnexion
	EF	AF	BE	EF	AF	BE	EF	AF	BE		
Haut Débit	4	8	2	0.5	2	1	1	5	1	24.5	32
Bas Débit	0.5	1	0.5	0.2	0.2	0.2	0.1	0.2	0.1	3.0	6
UMTS	1	2	0.5	0.2	0.2	0.5	2	0.7	0.7	6.1	10
Total par destination	5.5	11	2.5	0.9	2.4	1.2	3.1	5.9	1.1	33.6	

A partir du tableau ci-dessus, nous constatons que 24 flux de trafic transitent dans le réseau. Pour faciliter l'interprétation des résultats, le protocole de transport utilisé pour tous les flux est UDP : il n'y a pas de retransmission des paquets perdus ni de gestion de fenêtres de congestion. Nous considérons que le modèle de source prend en compte tous ces aspects.

3.4.4. Les résultats

Le but recherché dans ces simulations est la comparaison des différentes méthodes d'ordonnancement pour définir laquelle est la plus adaptée à la QoS recherchée. Dans toutes les simulations, trois résultats sont mesurés :

1. Le délai de transit dans le réseau: c'est le temps passé entre l'instant de création du paquet par la source applicative et son instant d'arrivée à la couche applicative destinatrice.
2. La gigue des paquets: c'est la valeur absolue de la différence du délai entre deux paquets consécutifs.
3. Le taux de perte: c'est le rapport entre le nombre de paquets perdus sur le nombre de paquets émis.

L'abscisse des courbes fait référence à l'état du réseau simulé: chaque état correspond à un ensemble de sources UMTS, haut débit et bas débit. Ces différents états sont synthétisés dans le tableau ci-dessous.

Tableau 46: Les états simulés

	UMTS	Haut Débit	Bas Débit	Débit total
Etat 1	2	5	2	140.7 Mb/s
Etat 2	2	10	2	253.2 Mb/s
Etat 3	2	15	2	385.7 Mb/s
Etat 4	2	20	2	508.2 Mb/s

Le Tableau 47 présente les différents rapports de chaque flux de trafic par rapport au flux total présent dans chaque état étudié:

Tableau 47: Proportion des trafics

	EF (%)	AF (%)	BE (%)	Débit total
Etat 1	25.2	59.4	15.4	140.7 Mb/s
Etat 2	20.9	62.7	16.4	253.2 Mb/s

Etat 3	23.4	60.6	16.0	385.7 Mb/s
Etat 4	23.3	60.7	16.0	508.2 Mb/s

3.4.4.1. Sans QoS

Comme base des différentes comparaisons que nous allons effectuer, les premières simulations sont réalisées pour un réseau sans QoS, qui correspond à l'état actuel des réseaux IP. Aucune différenciation de traitement entre les différents flux n'est mise en place et tous les flux sont routés sur la base du plus court chemin.

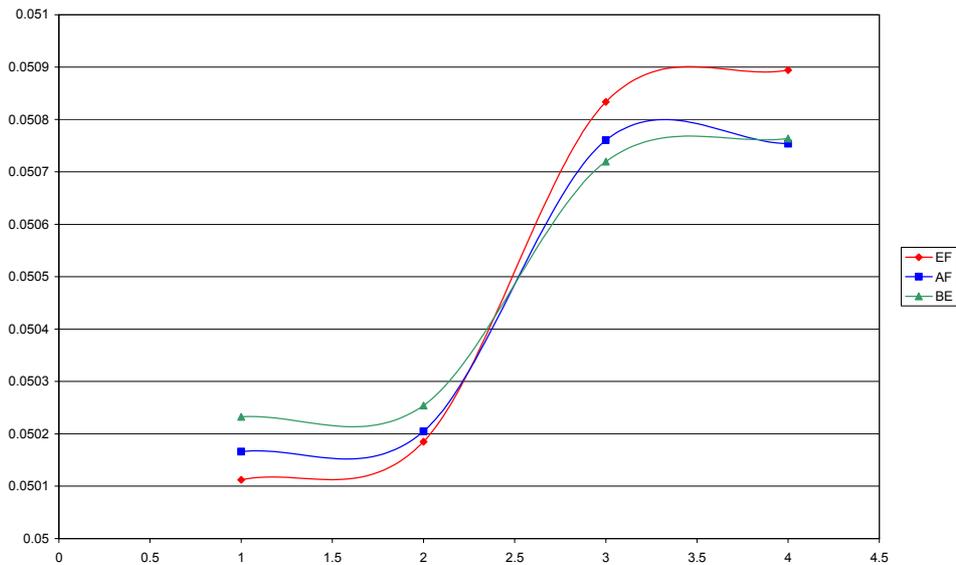


Figure 30: Délai (m sec) sans QoS

Les résultats de performance de ce type de réseau sont prévisibles: tous les flux sont traités de la même manière. A partir d'une certaine charge moyenne, le réseau n'offre plus de délai acceptable pour les communications temps réels. La QoS correspondante devient donc médiocre.

Le délai des paquets, de l'ordre de 50ms, est surtout dû au temps de traversé du réseau. Le délai de propagation sur chaque lien est de 10ms. Or, en moyenne, chaque paquet traverse 5 liens pour arriver à destination.

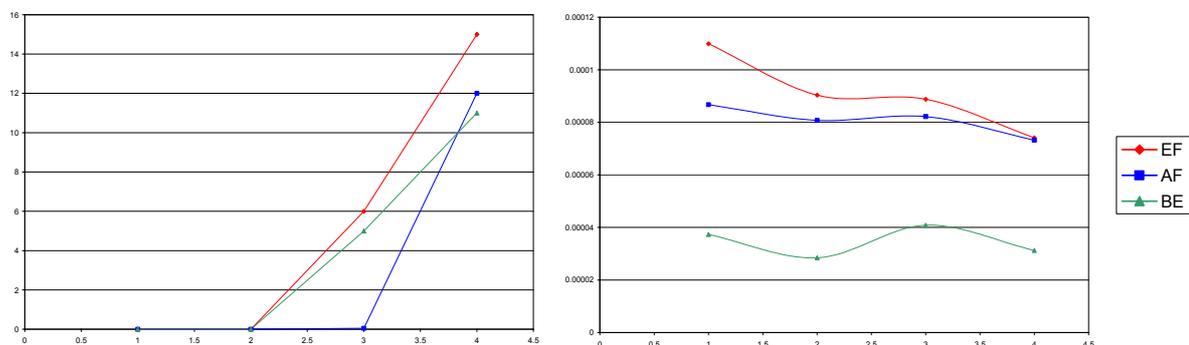


Figure 31: Taux de perte et gigue sans QoS

Tout se passe bien jusqu'au scénario 4. A partir de 15 sources HD, le taux de perte devient très important. Comme les files les moins courtes sont celles de la classe EF, cette dernière est la plus pénalisée.

La première méthode de différenciation est la priorité absolue entre les flux.

3.4.4.2. *Priorité « Head Of the Line » non préemptive*

En donnant une priorité absolue de la classe EF sur la classe AF et de la classe AF sur la classe BE, le délai des paquets EF (Figure 32) reste relativement constant lorsque le nombre de sources augmente. Ce sont les paquets BE qui subissent le plus grand délai.

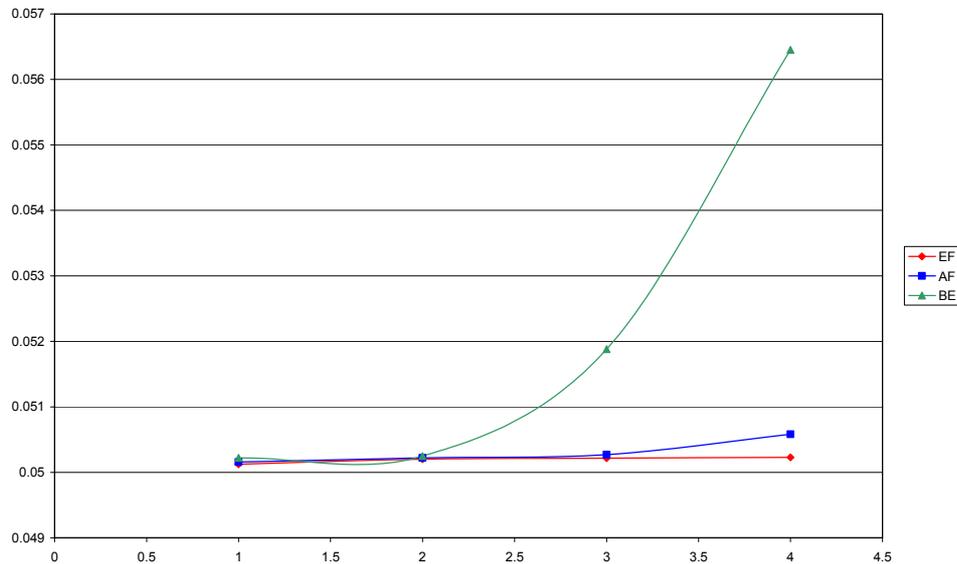


Figure 32: Délai (msec) pour la priorité absolue

La priorité absolue est aussi visible dans les courbes des taux de perte et de la gigue (Figure 33).

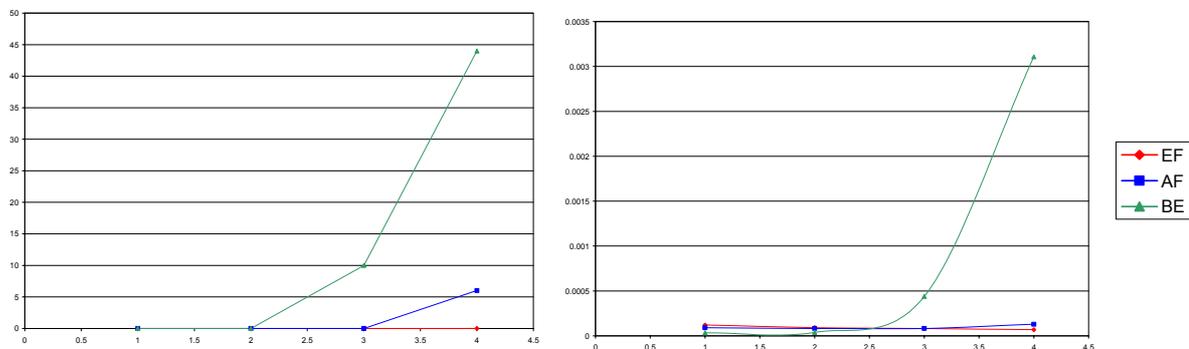


Figure 33: Taux de perte et gigue pour la priorité absolue

Le taux de perte important - 45% - des paquets BE justifie le peu d'utilisation de cette méthode dans les réseaux réels.

La deuxième amélioration est celle d'un ordonnancement en fonction du poids alloué à chaque service.

3.4.4.3. *WRR*

Dans le cas d'un ordonnanceur WRR, nous rappelons que les files sont servies proportionnellement au poids affecté à chacune des files. Si une file est vide ou n'utilise pas totalement sa part, le reste sera réparti équitablement, en fonction du poids, entre le reste des classes.

L'effet du poids choisi dans l'ordonnanceur WRR est primordial pour avoir la QoS recherchée. C'est ce qui sera illustré dans ce qui suit.

3.4.4.3.1. WRR avec poids EF/AF/BE : 6/3/1

La première série de mesures est pour un poids respectif des classes EF/AF/BE de 6/3/1. Cela favorise le passage des flux EF par rapport aux flux AF et BE.

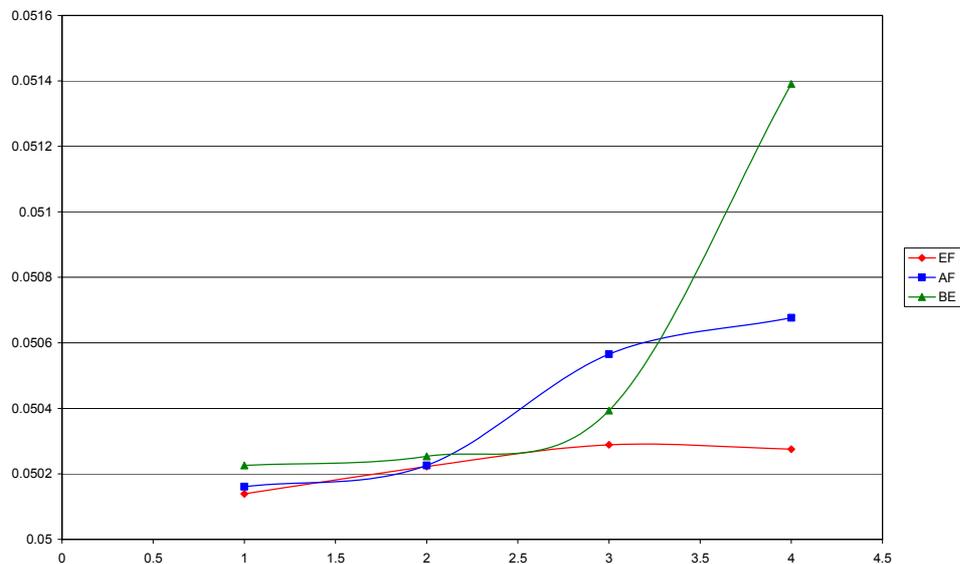


Figure 34: Délai avec WRR (6/3/1)

Dans le cas de cette combinaison de poids, et sachant que les proportions suivent le Tableau 47, nous constatons que :

- Les flux EF sont les mieux servis : 60% de la bande passante leur est alloué avec une proportion de 20 à 25% de trafic réel.
- Les flux AF sont servis toujours moins bien que les flux EF, mais mieux que BE sauf au point 3. En ce point, le rapport de la bande passante allouée à AF (la partie spécifique à AF plus la partie non utilisé de EF) sur la charge de AF devient plus faible que ce même rapport pour BE.
- Les flux BE sont les moins bien servis: 10% de la bande passante leur sont alloués avec une proportion de 15 à 16% de trafic réel.

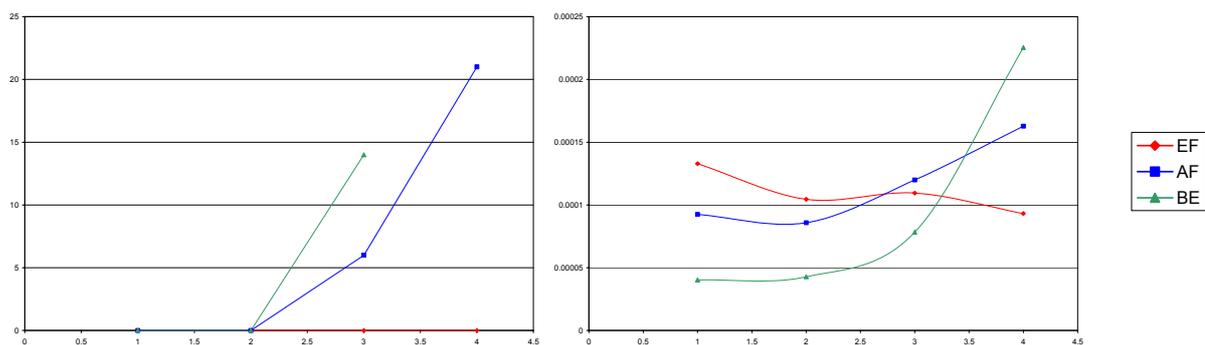


Figure 35: Taux de perte et gigue pour WRR (6/3/1)

Avec ces poids, les QoS recherchées sont bien obtenues.

3.4.4.3.2. WRR avec poids EF/AF/BE : 4/4/2

En changeant le poids des files, nous obtenons d'autres résultats: le délai des paquets EF devient le plus grand lorsque la charge est importante (cf. Figure 36) et les paquets BE sont les mieux servis.

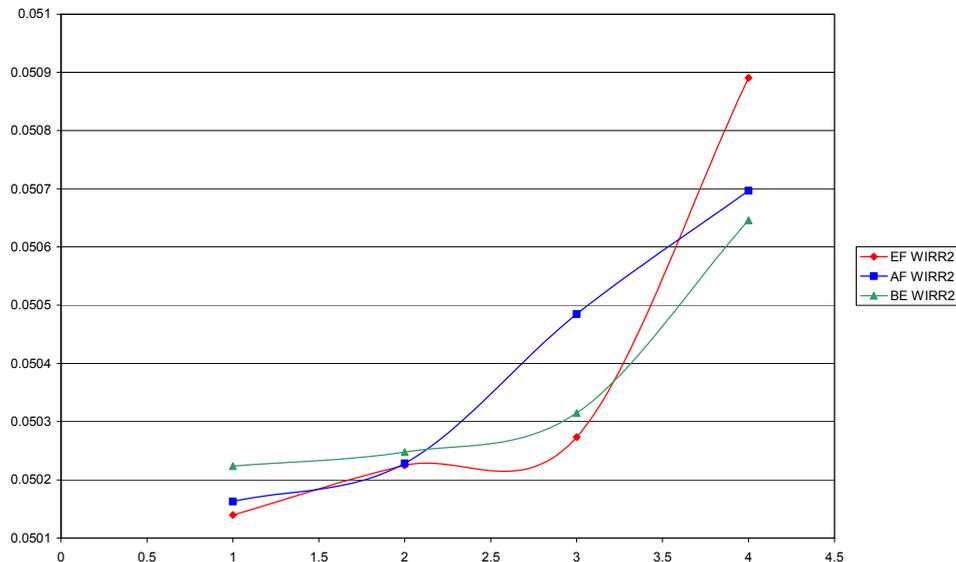


Figure 36: Délai pour un WRR 4/4/2.

Dans les deux figures ci-dessous, i.e. Figure 37, nous notons d'autres conséquences du mauvais choix des poids: les paquets BE ne subissent pas de pertes alors que ceux de EF en ont. Les flux AF subissent la plus mauvaise QoS.

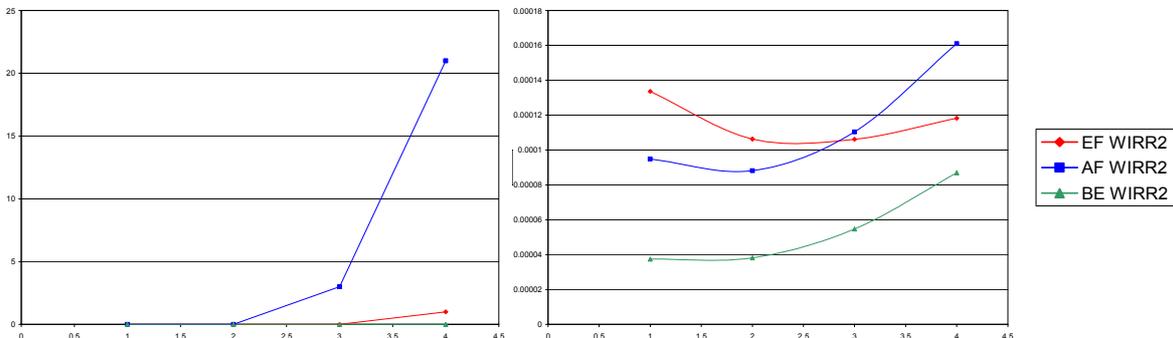


Figure 37: Taux de perte et gigue pour WRR (4/4/2)

La même observation peut être faite sur la gigue : la classe BE est toujours la mieux servie.

3.4.4.3.3. WRR avec poids EF/AF/BE : 6/3/1 et ingénierie de trafic

Afin d'équilibrer la charge des liens et des nœuds, MPLS offre de bonnes méthodes. Dans le cas étudié ci-dessous en Figure 38, les flux de trafic émis par les sources *Hauts Débits* sont divisés. Ainsi, la charge des liens est divisée, ce qui se répercute sur les indices de performance du réseau.

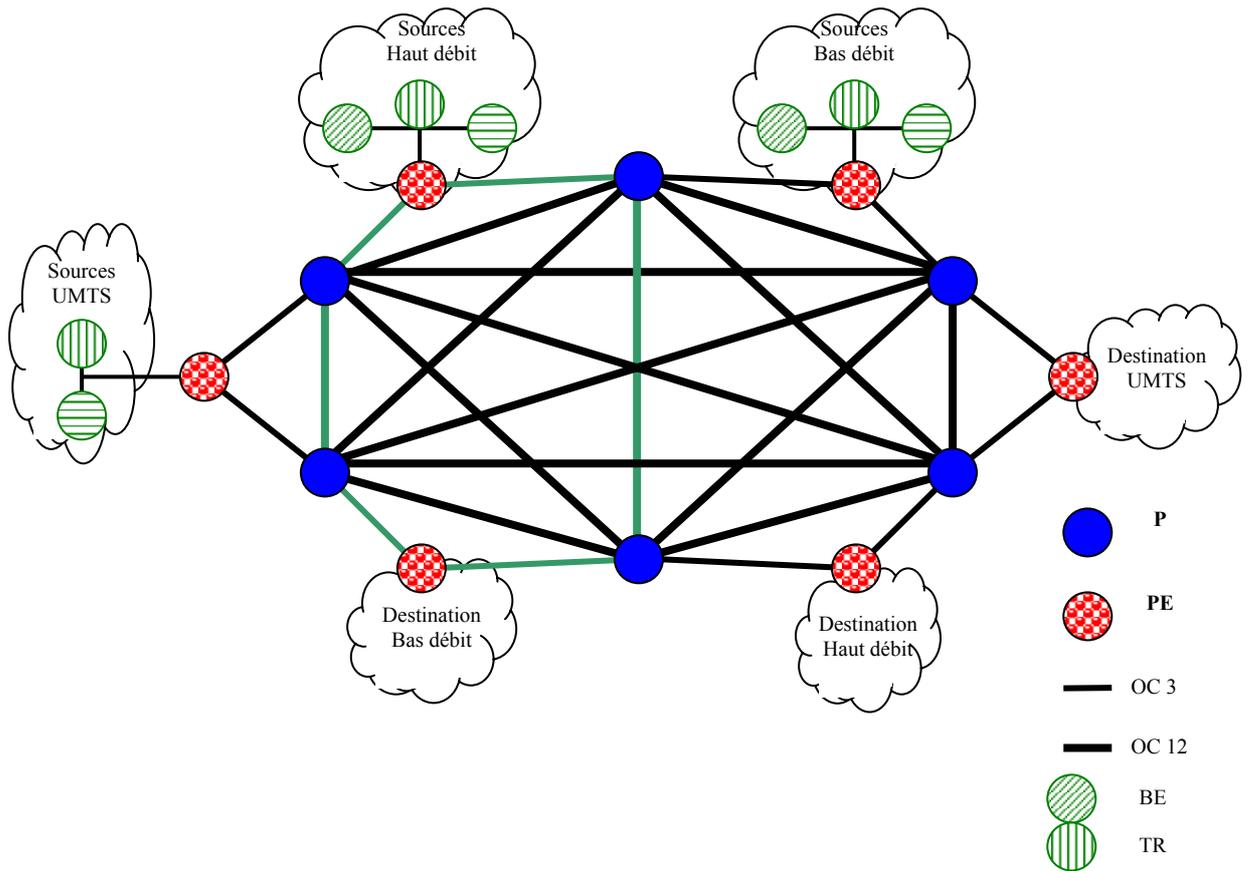


Figure 38: Exemple d'équilibrage de charge entre les liens pour la destination bas débit.

Nous pouvons alors admettre plus d'utilisateurs dans un même réseau tout en ayant la même QoS. Le délai EF est le plus petit, celui de BE est le plus grand.

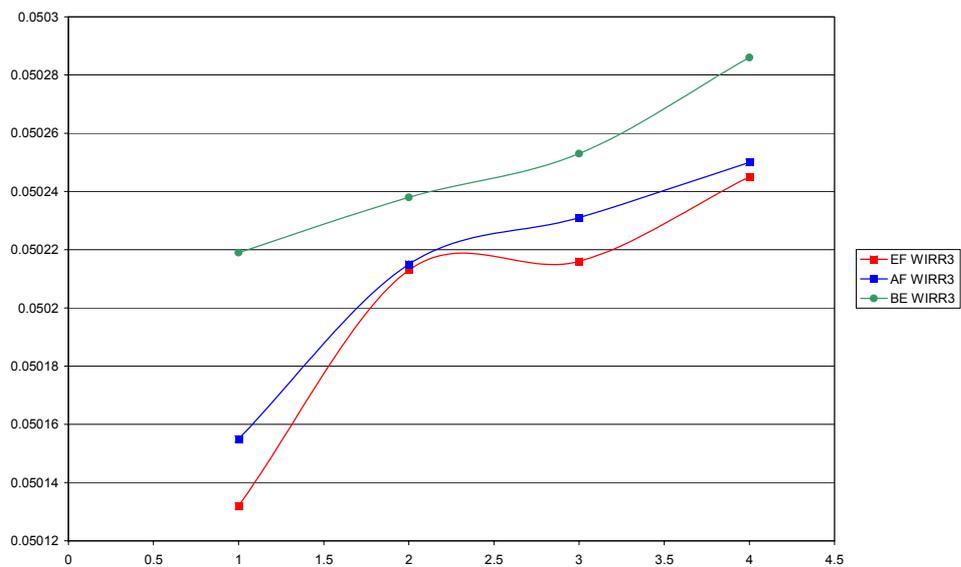


Figure 39: Délai avec les LSP

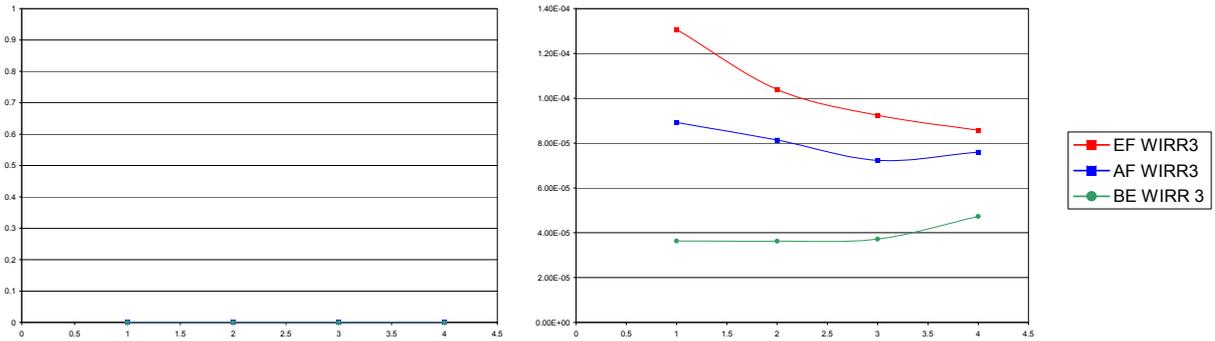


Figure 40: Taux de perte et gigue avec LSP

Avec les LSP, la charge est divisée entre les liens, ce qui se répercute sur les performances des trafics : le taux de perte est nul pour tous les flux EF, AF et BE.

Si les poids sont bien choisis, WRR est un bon compromis mais son inconvénient est que le trafic temps réel EF peut ne pas être toujours le mieux servi. Pour combler ce défaut, nous étudions un nouveau type d'ordonnancement qui combine la priorité et la différenciation par poids.

3.4.4.4. *CB-WRR : Class Based WRR*

Le trafic EF est servi prioritairement ; les trafics AF et BE sont servis en fonction du poids WRR alloué à chacune de ses files. Cette technique garantit d'une part un délai faible aux flux EF et d'autre part, un service des flux AF et BE en fonction du poids respectif et ainsi de la QoS voulue pour chaque type de classe.

Une première approche propose l'observation de l'effet du rapport du poids AF et BE sur les performances de ces derniers. La QoS du trafic EF n'est point affecté par ce choix.

Pour alléger ce paragraphe, nous exposerons ci-dessous uniquement la variation des délais. Les autres mesures (voir Annexe 5 :) corroborent aux mêmes interprétations.

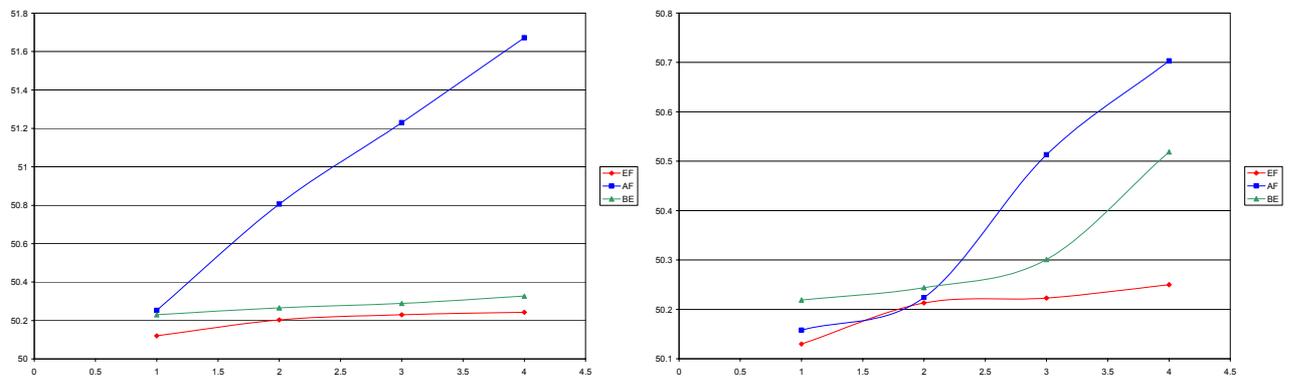


Figure 41: Délai des flux (1/1) et (2/1)

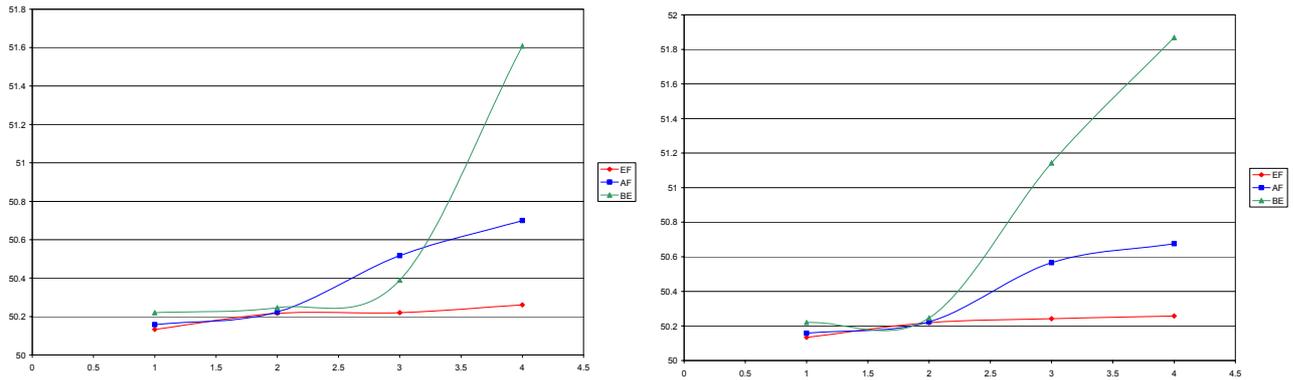


Figure 42: Délai des flux (3/1) et (4/1)

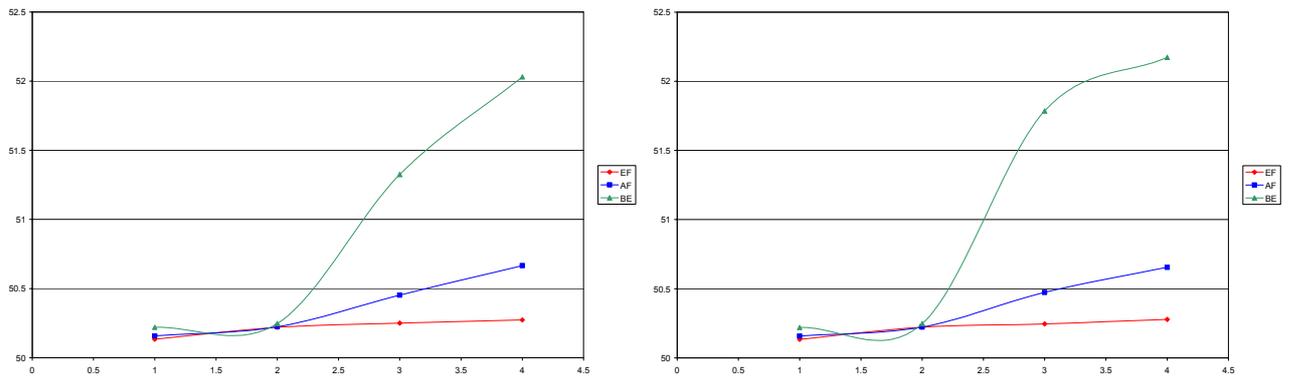


Figure 43: Délai des flux (5/1) et (6/1)

Les Figure 41, Figure 42 et Figure 43, montrent que plus le poids alloué à AF est grand, plus le délai est réduit, plus la QoS est meilleure. Il faut noter que EF est toujours servi de la même manière: EF est dans tous les cas de figures strictement prioritaire. Or comme AF doit être mieux servi que BE, le poids retenu est 6/1. Pour les autres combinaisons de poids, BE est parfois mieux servi que AF. Cette valeur est due au rapport entre le trafic AF et BE. Une comparaison entre les différentes méthodes d'ordonnancement pour la même classe est donnée en annexe.

3.4.4.4.1. Choix des poids du CB-WRR

Avec la configuration déjà citée, le meilleur poids qui donne la QoS souhaitée est celui qui alloue au trafic AF 6 fois de ressources que ceux allouées au flux BE. En changeant la matrice de trafic, et pour une même QoS, le poids dans les ordonnanceurs change aussi. Dans ce paragraphe, nous effectuons les mêmes simulations que dans le paragraphe précédent mais avec une distribution différente de la matrice de trafic. Les flux AF étaient majoritaires dans le cas précédent (noté cas 1). Deux cas de figures sont étudiés ci-dessous : un avec les flux EF majoritaires (noté cas 2) et un avec les flux BE majoritaires (noté cas 3). Le Tableau 48 ci-dessous résume les pourcentages des flux dans chacun des cas.

Tableau 48: Les débits absolus et relatifs des sources par QoS dans les cas simulés.

	EF (Débit)	EF (%)	AF (Débit)	AF (%)	BE (Débit)	BE (%)
Cas 1	9.5	28.27	19.3	57.44	4.8	14.28
Cas 2	16.2	48.21	12.1	36.01	5.3	15.77
Cas 3	9.4	27.97	9.9	29.46	14.3	42.55

Pour le cas 2, (EF majoritaire), la matrice de trafic est donnée dans le Tableau 49.

Tableau 49: La matrice de trafic.

	Haut Débit			Bas Débit			UMTS			Total par Source	Débit du lien d'interconnexion
	EF	AF	BE	EF	AF	BE	EF	AF	BE		
Haut Débit	7.1	5.2	3.2	0.6	2	0.6	1.2	2.4	0.7	24.5	32
Bas Débit	1.8	0.8	0.5	0.3	0.2	0.2	0.4	0.2	0.1	3.0	6
UMTS	1.6	0.5	0.5	0.5	0.4	0.4	2.7	0.4	0.4	6.1	10
Total par destination	10.5	6.5	3.7	1.4	2.6	0.8	4.3	3	0.8	33.6	

Ce qui donne les débits en Mb/s des sources en fonction des classes :

Tableau 50: Les débits des sources par QoS.

	Débit total par classe de source			Débit total par source
	EF	AF	BE	
Haut Débit	8.9	9.6	4.5	23
Bas Débit	2.5	1.2	0.8	4.5
UMTS	4.8	1.3	0	6.1
Total par destination	16.2	12.1	5.3	33.6

Les abscisses des courbes font références à l'état du réseau de simulation : chaque état correspond à un ensemble de sources UMTS, Haut débit et Bas débits. Ces différents états sont regroupés dans le tableau ci-dessous.

Tableau 51: Les états simulés

	UMTS	Haut Débit	Bas Débit	Débit total
Etat 1	2	5	2	136.2 Mb/s
Etat 2	2	10	2	251.2 Mb/s
Etat 3	2	15	2	366.2 Mb/s
Etat 4	2	20	2	481.2 Mb/s

Ce qui donne les proportions suivantes des trafics :

Tableau 52: Proportion des trafics

	EF (%)	AF (%)	BE (%)	Débit total

Etat 1	43.39	38.91	17.69	136.2 Mb/s
Etat 2	41.24	40.20	18.55	251.2 Mb/s
Etat 3	40.44	40.68	18.86	366.2 Mb/s
Etat 4	40.02	40.93	19.03	481.2 Mb/s

Pour le cas 3, (BE majoritaire), les débits en Mb/s des sources en fonction des classes :

Tableau 53: Les débits des sources par QoS.

	Débit total par classe de source			Débit total par Source
	EF	AF	BE	
Haut Débit	4.5	5.8	12.4	24.5
Bas Débit	1.2	1.8	1.9	3.0
UMTS	3.7	2.3	0	6.1
Total par destination	9.4	9.9	14.3	33.6

La matrice de trafic est donnée dans le Tableau 54.

Tableau 54: La matrice de trafic.

	Haut Débit			Bas Débit			UMTS			Total par Source	Débit du lien d'interconnexion
	EF	AF	BE	EF	AF	BE	EF	AF	BE		
Haut Débit	7.1	5.2	3.2	0.6	2	0.6	1.2	2.4	0.7	24.5	32
Bas Débit	1.8	0.8	0.5	0.3	0.2	0.2	0.4	0.2	0.1	3.0	6
UMTS	1.6	0.5		0.5	0.4		2.7	0.4		6.1	10
Total par destination	10.5	6.5	3.7	1.4	2.6	0.8	4.3	3	0.8	33.6	

Les abscisses des courbes font références à l'état du réseau simulé : chaque état correspond à un ensemble de sources UMTS, Haut débit et Bas débits. Ils sont regroupés dans le tableau ci-dessous.

Tableau 55: Les états simulés

	UMTS	Haut Débit	Bas Débit	Débit total
Etat 1	2	5	2	135.3 Mb/s
Etat 2	2	10	2	248.8 Mb/s
Etat 3	2	15	2	362.3 Mb/s
Etat 4	2	20	2	475.8 Mb/s

Ce qui donne les proportions suivantes des trafics :

Tableau 56: Proportion des trafics

	EF (%)	AF (%)	BE (%)	Débit total
Etat 1	23.87	27.49	48.63	135.3 Mb/s
Etat 2	22.02	26.60	51.36	248.8 Mb/s
Etat 3	21.33	26.27	52.38	362.3 Mb/s
Etat 4	20.97	26.10	52.92	475.8 Mb/s

Pour alléger le document, seules les distributions du délai seront comparées dans les paragraphes ci-dessous. Le taux de perte et la gigue pour les cas 2 et 3 sont mis en annexe.

3.4.4.4.2. CB-WRR : Class Based WRR pour le cas 2

Les figures ci-après (Figure 44, Figure 45 et Figure 46) présentent les délais des flux EF, AF et BE pour le cas 2 (EF majoritaire) et pour les différents poids.

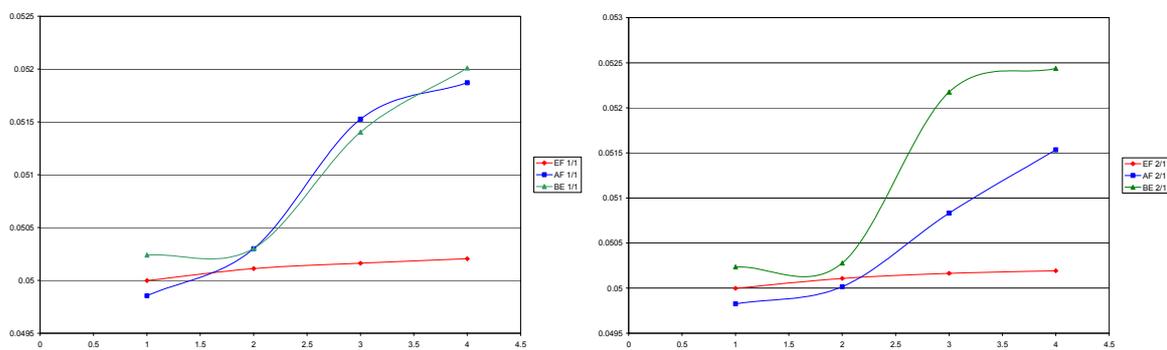


Figure 44: Délai des flux (1/1) et (2/1)

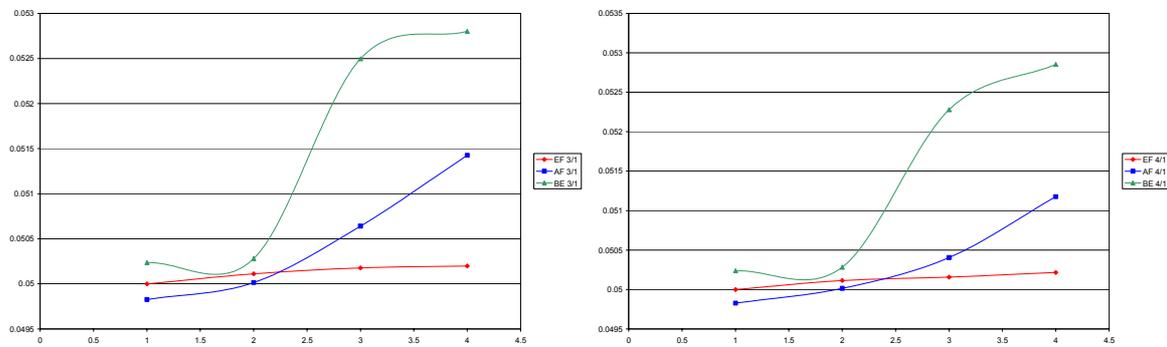


Figure 45: Délai des flux (3/1) et (4/1)

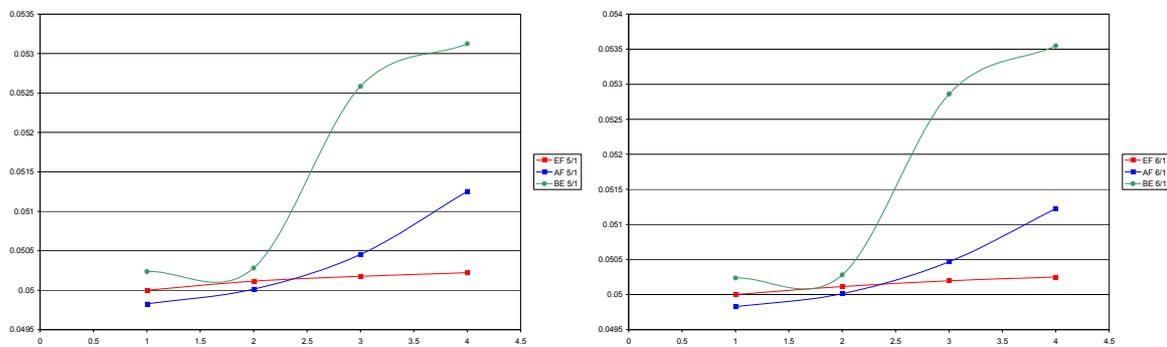


Figure 46: Délai des flux (5/1) et (6/1)

3.4.4.4.3. CB-WRR : Class Based WRR pour le cas 3

Les figures ci-après (Figure 47, Figure 48 et Figure 49) présentent les délais des flux EF, AF et BE pour le cas 3 (BE majoritaire) et pour les différents poids.

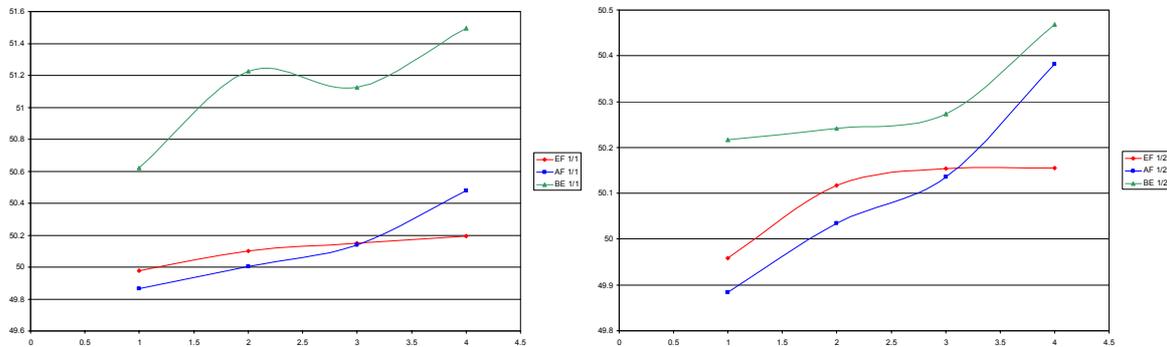


Figure 47: Délai des flux (1/1) et (1/2)

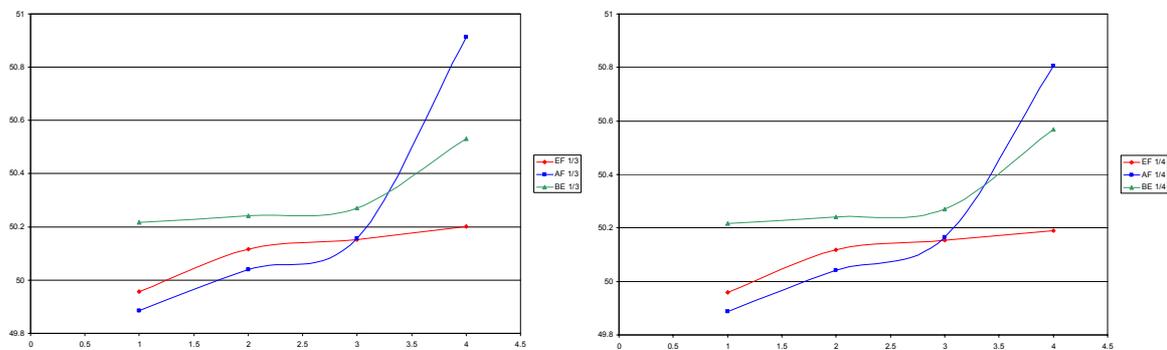


Figure 48: Délai des flux (1/3) et (1/4)

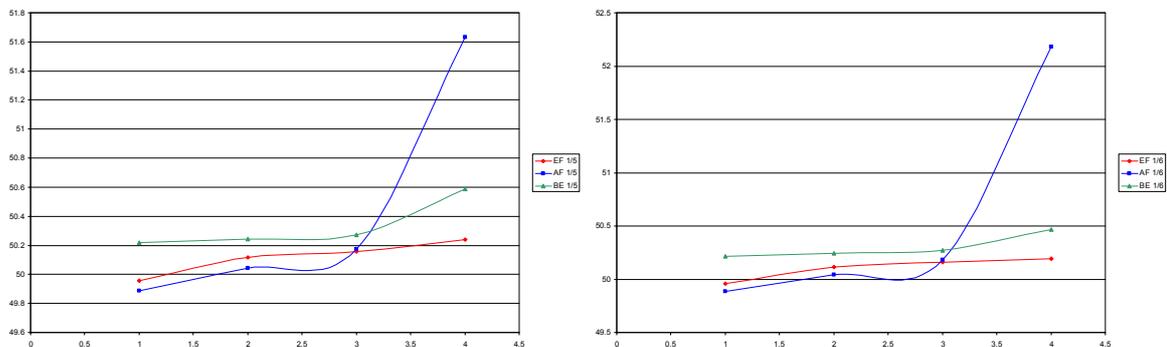


Figure 49: Délai des flux (1/5) et (1/6)

3.4.4.4.4. Interprétation des résultats

Les flux AF doivent être servis mieux que les flux BE avec un meilleur taux de perte et un meilleur délai. Or, plus le poids associé à AF est grand, mieux les flux AF seront servis, cependant les délais et le taux de perte des flux BE seront élevés. Si nous devons choisir parmi ces poids, nous opterons, pour le cas 2, un poids de 3/1 ou 4/1. Pour le scénario 3, nous opterons pour les poids 1/2 ou 1/3. Un poids supérieur pour les flux AF dégrade beaucoup les flux BE sans toutefois avoir un impact très favorable sur les connexions AF.

3.4.5. Interprétation des résultats

A partir des résultats dans les paragraphes ci-dessus et ceux fournis en Annexe 5 :, nous pouvons affirmer que pour offrir une bonne QoS aux flux EF, il vaut mieux leur donner une priorité absolue au niveau des routeurs. Pour garantir une certaine QoS aux flux AF et BE, il faudra veiller à ce que la charge du réseau introduite par les flux EF ne dépasse pas une certaine valeur. Cela est fait par un contrôle d'admission à l'entrée du réseau. Nous avons réalisé cela par le sseau à jetons lors du marquage des flux EF.

Pour les flux AF et BE qui n'ont pas de fortes contraintes de délai et dans le but de garder un taux de perte acceptable pour les deux types de flux, il est préférable de les différencier par un ordonnanceur à poids comme le WRR, le plus simple des ordonnanceurs.

D'une manière générale, le poids dépend fortement de la matrice de trafic. Dans les divers cas simulés ci-dessus qui donnent une priorité absolue pour les EF et afin de fixer les poids des ordonnanceurs pour les flux AF et BE, il faudra trouver le rapport des débits des flux entre ces deux classes. Il faudra alors fixer le poids en excès pour AF et en défaut pour BE afin de garantir une QoS des flux AF supérieure à celle offerte aux flux BE.

3.5. Conclusion

Dans ce chapitre, nous avons tout d'abord étudié analytiquement l'ordonnanceur GPS avec trois classes de service. Comme une solution analytique n'est pas tractable, nous avons validé notre étude par plusieurs batteries de simulations. A partir des différentes études que nous avons effectué au niveau du choix du poids de l'ordonnanceur, nous constatons que plusieurs aspects entrent en jeu: non seulement le taux d'arrivée de chaque file influe sur les caractéristiques de service des différents flux présents dans le réseau, mais aussi, la nature statistique du trafic modifie les valeurs moyennes obtenues pour chaque classe. Ainsi, si pour une raison ou pour une autre, les caractéristiques temporelles d'un flux change, la combinaison des poids qui garantissait la QoS recherchée peut ne plus satisfaire les applications.

Ce que nous pouvons proposer à un administrateur de réseau, c'est de toujours affiner les différents poids utilisés afin de garantir les différentes contraintes demandées. Pour garantir de flux EF subissant toujours les plus faibles délais de transit dans le cas de l'utilisation d'ordonnanceur avec poids, il faudra s'assurer que le poids relatif associé à cette classe est supérieur à la portion de la charge induite par cette classe.