

# **Evaluation de performances d'Ethernet commuté pour des applications temps réel**

Anis Koubâa, Ye-Qiong Song  
LORIA-INRIA-INPL  
2, Avenue de la Forêt de Haye - 54516 Vandoeuvre - France  
Email : [akoubaa@loria.fr](mailto:akoubaa@loria.fr), [song@loria.fr](mailto:song@loria.fr)

**Résumé :** *Ethernet commuté représente de plus en plus d'intérêt pour des applications temps réel. A côté des propositions industrielles, il manque une évaluation quantitative de ce type de réseau. Dans ce papier, nous proposons une évaluation de performances des réseaux Ethernet commuté en tenant compte de la notion de priorité. Nous adoptons deux approches différentes pour l'évaluation du temps de réponse d'un commutateur Ethernet : l'approche probabiliste (file d'attente M/G/1) pour évaluer la garantie statistique de la qualité de service pour des applications avec contraintes temps réel souples et l'approche déterministe (analyse d'ordonnançabilité) pour étudier la garantie au pire cas de la qualité de service pour des applications avec contraintes temps réel strictes. Les résultats obtenus fournissent les éléments de base pour le calcul du temps de réponse de bout en bout.*

**Mots Clés :** *Ethernet commuté, Qualité de Service, Temps réel, Evaluation de performances*

**Abstract :** *Nowadays, switched Ethernet is considered to be of great interest for real time applications. All the special-purpose industrial solutions lack of some general quantitative evaluation of the real time handling capability of switched Ethernet. This paper gives a contribution for the priority-based evaluation of the real time capability of switched Ethernet technology and its ability to support time constrained applications. We have developed two different approaches to evaluate the Ethernet switch performance, we evaluate the average response time as well as its distribution for Soft Real Time (SRT) applications with a probabilistic approach and the worst-case response time for Hard Real Time (HRT) applications with a deterministic approach. The obtained analytic results could be used for further analysis of the end-to-end delay for larger and more complex networks.*

**Key words :** *Switched Ethernet, QoS, Real-time, Performance Evaluation*

## I. Introduction

Au cours des quinze dernières années, nombreux réseaux de terrains (WorldFIP, P-Net, Profibus, CAN, FF, ...) ont été développés pour supporter les besoins de communication temps réel dans les couches basses du processus de Contrôle-Commande. Cependant, l'évolution des applications nécessitant un transfert d'une large quantité de données sur ce type de réseau ainsi que la création de nouveaux besoins pour la communication inter réseaux de terrain nécessitent une bande passante plus large pour satisfaire les contraintes temps réel et la qualité de service exigées par des applications.

Pour répondre à ces besoins, plusieurs standards des réseaux haut débit tels que FDDI et ATM ont été proposés et étaient positivement évalués pour satisfaire les contraintes temps réel strictes HRT (Hard Real Time) et souples SRT (Soft Real Time) des applications. Ces solutions n'ont malheureusement pas gagné beaucoup de terrains pour opérer dans le domaine industriel à cause de leurs coûts élevés et la complexité pour gérer ces réseaux.

Ethernet est incontestablement la solution la plus efficace et la moins chère. L'intérêt d'utiliser Ethernet commuté dans les applications industrielles de contrôle-commande devient de plus en plus grand grâce aux avantages suivants :

- Ethernet est le standard le plus répandu et peut supporter les hauts débits (10Mbps, 100Mbps et 1 Gbps et plus),
- La commutation permet d'éliminer complètement les collisions, rendant ainsi le temps d'accès au réseau déterministe,
- Ethernet supporte la notion de priorité ce qui permet de différencier entre les classes de services pour mieux répondre aux besoins des applications temps réel,
- Les piles de protocoles (IP/TCP-UDP, HTTP, FTP, Telnet,...) implémentés en standard au dessus de l'Ethernet facilitent son utilisation,
- La notion du VLAN (Virtual LAN) permet de mieux gérer et configurer l'extension du réseau, limiter le domaine de diffusion, renforcer la sécurité entre les VLANs, ...

Il est intéressant de constater que cette évolution technologique a rendu obsolète beaucoup de travaux de recherche dans le passé qui tentent de rendre Ethernet classique temps réel en proposant soit des algorithmes de résolution de collisions déterministes (comme CSMA/DCR), soit des protocoles de contrôle d'accès au médium (comme « Token-passing » ou TDMA) au-dessus de CSMA/CD.

Actuellement, IAONA (Industrial Automation Networking Alliance) et IEA (Industrial Ethernet Association) travaillent activement dans le sens de pousser Ethernet et IP/TCP-UDP comme un standard industriel pour des applications de Contrôle-Commande.

Un autre axe de recherche dans ce domaine est d'étudier comment adapter TCP-UDP/IP aux besoins des applications temps réel en adoptant des stratégies et des protocoles pour la garantie de la qualité de service.

Dans cet article, on se propose d'évaluer les performances temporelles d'Ethernet commuté. La section 2 présente le modèle d'un commutateur Ethernet et deux

techniques analytiques pour l'évaluation des performances temporelles d'un commutateur Ethernet. La section 3 présente une étude de cas. La section 4 conclut l'article et donne les perspectives pour les travaux futurs.

## II. Modélisation et Evaluation de performances

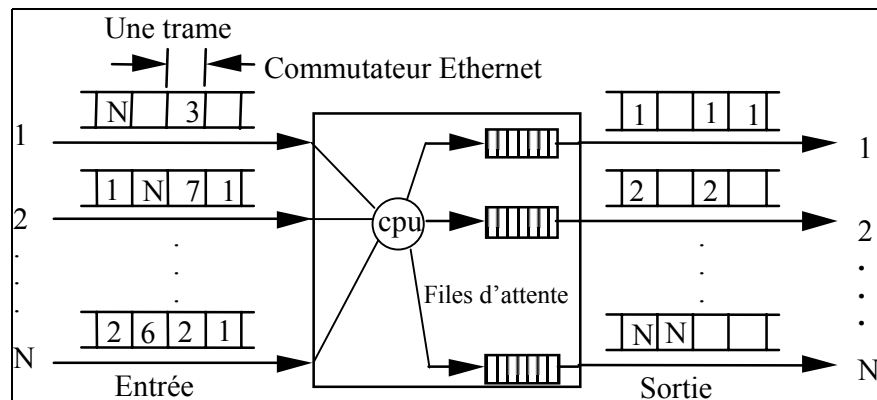
Avec Ethernet commuté, on distingue entre le mode à segments dédiés (Fully Switched Ethernet) et le mode à segments partagés qui contient des commutateurs et des hubs. Notre travail se situe dans le cas où tous les postes sont connectés directement au commutateur en mode Full Duplex. Nous calculons le délai de bout en bout des trames partant d'un nœud A vers un nœud B en traversant le commutateur. On pourra déduire les délais de bout en bout pour des topologies totalement commutées plus complexes. Le délai total introduit par un commutateur est composé de [3]:

- *Latence de commutation* : c'est le temps que met un commutateur pour classer le trafic selon les priorités définies dans IEEE802.1p, lire dans la mémoire et trouver le port de sortie correspondant.
- *Latence de redirection de trame* : cette latence dépend du mode de redirection des trames et aussi de la longueur de trame si le mode "Store and Forward" est opérationnel.
- *Le délai d'attente dans les buffers*

La latence de commutation dépend des performances du commutateur et cette valeur est fournie par le vendeur du commutateur (de l'ordre de 10  $\mu$ s).

La latence de redirection de trame dépend du mode de commutation en cours (Store and Forward, commutation à la volée [1]...).

L'analyse du délai d'attente dans les buffers du commutateur dépend du trafic à l'entrée du commutateur. Pour un trafic périodique à l'entrée du commutateur, l'analyse classique d'ordonnancement peut fournir le pire temps de réponse du commutateur, fournissant ainsi des garanties temps réel à contraintes strictes. Pour un trafic apériodique à l'entrée, seule l'étude stochastique peut fournir une analyse du temps de réponse fournissant des garanties temps réel à contraintes souples.



**Fig. 1** Modèle en file d'attente du commutateur

Le modèle du commutateur Ethernet qu'on considère dans notre étude, consiste en N lignes en entrée et N lignes à la sortie. Tous les ports sont fixés à un débit constant D bit/s. Le modèle consiste à ce que le commutateur possède des files d'attente en sortie pour stocker les paquets qui viennent simultanément sur une même ligne de sortie.

## 1. Approche probabiliste pour évaluer la QoS SRT

Une étude d'évaluation de performance d'Ethernet commuté a été faite dans [3] sous l'hypothèse que toutes les trames ont la même taille. Cette hypothèse de simplification ne reflète pas la réalité du réseau Ethernet où la taille de la trame est variable. Notre travail consiste à étendre cette étude en prenant le cas général où la taille de la trame est aléatoire et en tenant compte des priorités des trames dans un réseau Ethernet commuté.

Le trafic apériodique en entrée suit le schéma suivant :

- Flux d'entrée de poisson de paramètre  $\lambda$ , sur chaque port d'entrée.
- Chaque trame qui arrive sera redirigée vers un port de sortie avec une probabilité de  $\frac{1}{N}$  pour chaque port.

Le flux d'entrée au niveau des files d'attente des ports de sortie qui en résulte est un processus de poisson de taux  $\lambda = \frac{N * \lambda}{N}$  et indépendant du nombre de ports des commutateurs.

On s'intéresse dans l'étude à une seule file d'attente de sortie. On se propose de déterminer :

- la distribution du nombre de messages en attente dans la file,
- la distribution du temps d'attente dans la file.

### a. Ethernet sans priorité

On se propose d'étudier les performances d'un commutateur Ethernet qui ne tient pas compte des niveaux de priorités des trames. Toutes les trames redirigées vers une sortie seront ordonnancées dans une seule file d'attente FIFO quelle que soit sa priorité.

Dans notre étude théorique, on suppose que la taille d'une trame est variable entre 64 octets et 1528 octets et que la distribution de la taille d'une trame suit une loi uniforme sur l'intervalle [64,1528].

On travaille dans le cadre du régime stationnaire. On construit la chaîne de Markov qui décrit le nombre de trames  $Q_{t_k}$  aux instants  $t_k$  **juste après le départ** total de la  $k^{\text{ième}}$  trame. On obtient la chaîne de Markov  $\{Q_{t_k}\}$  définie par [9] :

$$Q_{t_{k+1}} = (Q_{t_k} + A_{t_{k+1}} - 1)^+ \quad (1)$$

Où  $A_{t_{k+1}}$  est le nombre de trames arrivées durant  $[t_k, t_{k+1}]$ . Cette équation est semblable à celle de la file M/G/1.

On se base sur la propriété fondamentale de la file M/G/1 qui dit que l'observation du nombre de trames aux instants où une trame quitte le système sera toujours la même que les observations à n'importe quel instant aléatoire. On peut donc déduire que la distribution stationnaire de  $\{Q_{t_k}\}$  existe [4].

Pour se reporter à une étude semblable à celle de M/G/1, on not  $\{X_{t_k}\}$  la chaîne de Markov qui représente le nombre de trames **juste avant le départ** total d'une trame :

$$X_{t_{k+1}} = (X_{t_k} + A_{t_{k+1}} - U(X_{t_k}))^+ \quad (2)$$

avec :

$$U(x) = \{1 \text{ si } x > 0 ; \text{ sinon } 0\}$$

On note par  $\tau_k$  la durée de transmission de la k<sup>ème</sup> trame de taille  $F_k$  en cours.

$$\tau_k = \left\lceil \frac{F_k}{F_{\min}} \right\rceil * T \quad (3)$$

Avec  $F_{\min} = 64$  et  $T = \frac{F_{\min}}{D}$  ;

Selon cette formule, on travaille sous l'hypothèse que la durée de transmission d'une trame de taille quelconque est un multiple de la durée de transmission de la trame de la plus petite taille.  $\tau_k$  est une variable aléatoire qui suit une loi (uniforme) discrète de moyenne :

$$E[T_k] = \left\lceil \frac{E[F_k]}{F_{\min}} \right\rceil * T = \alpha * T$$

on trouve  $\alpha = 13$ .

D'après [4], la transformée en Z du processus  $\{X_{t_k}\}$  s'écrit :

$$P_x(z) = \frac{(1-\rho)(1-z)A(z)}{A(z)-z} \quad (4)$$

avec  $\rho$  est le taux d'occupation du buffer. On note par  $\rho = \alpha\lambda T$  le taux d'occupation moyen.

Le problème consiste à déterminer A(z).

$$A(z) = \sum_{i=0}^{\infty} z^i * P[A=i]$$

or d'après la loi des probabilités totales :

$$P[A=n] = \sum_k P[A=i / \text{duree} = \tau_k] * P[\text{service} = \tau_k]$$

il suffit de déterminer la loi de  $\tau_k$ . Comme  $A_n$  suit une loi de poisson, on a alors :

$$P[A=n / \text{duree} = \tau_k] = \exp(-\lambda\tau_k) * \frac{(\lambda\tau_k)^n}{n!}$$

Sachant que  $F_k$  suit une loi uniforme discrète sur  $[F_{\min}, F_{\max}]$  avec  $F_{\min} = 64$  et  $F_{\max} = 1528$  et  $\left[ \frac{F_{\max}}{F_{\min}} \right] = 24$ , on déduit que  $\tau_k$  suit une loi uniforme sur l'intervalle  $[1, 24]$  de moyenne  $E[\tau_k] = 13T$  qui est le temps moyen de service. D'où  $P[\text{temps de service} = \tau_k] = \frac{1}{24}$

On déduit :

$$A(z) = \frac{1}{24} \sum_{k=1}^{24} \left[ \sum_{n=0}^{\infty} z^n * \frac{(\lambda \tau_k)^n}{n!} \right] * \exp(-\lambda \tau_k)$$

Le calcul de  $A(z)$  est complexe. On peut utiliser des méthodes numériques pour déterminer  $A(z)$  et donc  $P_x(z)$ . Dans ce cas, on peut en déduire  $Q(z)$ .

Pour simplifier les calculs, on travaille avec l'hypothèse que la taille de trames est la plus grande. Ceci permet d'obtenir une borne supérieure du temps d'attente et du nombre de trames dans le buffer.

L'évaluation de performances du commutateur sous l'hypothèse que la taille de toutes les trames est fixe, est faite dans [4] et a conduit à déterminer les valeurs moyennes du nombre de clients en attente et du temps d'attente dans les buffers.

Ceci étant avec la loi de Bernoulli de paramètre  $p$ . Le calcul est semblable avec le processus de poisson de paramètre  $\lambda T_c$  ( $T_c$  : Durée de transmission de la trame de taille constante) et fournit les résultats suivants :

**Nombre moyen de trames dans la file :**

$$\overline{Q_c} = \frac{\lambda^2 T_c^2}{2 * (1 - \lambda T_c)} \quad (6)$$

**Temps moyen de trames dans la file :**

$$\overline{W_{q_c}} = \frac{\lambda T_c^2}{2 * (1 - \lambda T_c)} \quad (7)$$

Mais, l'étude des performances temps réel d'un système exige de fournir une garantie pour le temps d'attente dans la file, c'est à dire on doit pouvoir prévoir une probabilité pour que le temps d'attente ne dépasse pas une limite ce qui se traduit par :

$$P[\text{temps} > \delta_{\text{limit}}] < \varepsilon \quad \text{avec } \varepsilon \ll 1$$

Si cette équation est satisfaite, on peut dire que le système peut fournir des garanties temps réel souples (SRT). On doit donc déterminer la distribution du temps d'attente dans le système.

Grâce aux arrivés poissonniens, on peut construire une nouvelle CMD (Chaîne de Markov Discrète) aux instants distribués selon  $d(t)$ . Donc :

$$P_x(z) = E[z^x] = \int_0^{\infty} E[z^x / \text{delai} = t] * d(t) dt$$

alors tout calcul fait :

$$P_x(z) = D(\lambda(1-z))$$

D(s) étant la transformée de Laplace de d(t) définie par [4]:

$$D(s) = \frac{s(1-\rho)M(s)}{s-\lambda+\lambda M(s)} \quad (8)$$

Le temps de service est constant et égal à  $T_c$ , d'où M(s), la transformée de Laplace du temps de service est :

$$M(s) = \int_0^{\infty} m(t) \exp(-st) dt = \exp(sT_c)$$

car  $m(t) = \delta(t)$  si  $t=T_c$  sinon  $m(t) = 0$  d'où :

$$D_c(s) = \frac{s(1-\rho) \exp(-sT_c)}{s-\lambda+\lambda \exp(-sT_c)} \quad (9)$$

La transformée inverse de  $D_c(s)$  nous donne la distribution de d(t) [11].

$$d(t) = \frac{1}{2\pi} \int_{-\infty}^{+\infty} \exp(st) D_c(s) ds \quad (10)$$

Une fois nous déterminons d(t), on peut intégrer pour en déduire la distribution

$$P[\text{temps s'attente} \leq t] = \int_0^t d(t)$$

Or d'après [6], la distribution du temps d'attente dans la file est :

$$Wq[t] = \sum_{n=0}^{k-1} p_n + p_k \left( \frac{t - (k-1)T_c}{T_c} \right)$$

avec

$$(k-1)T_c \leq t \leq kT_c \quad k = 1, 2, \dots$$

et

$$\begin{aligned} p_0 &= 1 - \rho \\ p_1 &= (1 - \rho)(e^\rho - 1) \\ p_n &= (1 - \rho) \sum_{j=1}^n \frac{(-1)^{n-j} (j\rho)^{n-j-1} (j\rho + n - j) e^{j\rho}}{(n-j)!} \quad n = 2, 3, \dots \end{aligned}$$

La figure 2 montre la distribution du temps d'attente de trame dans une file M/D/1 avec une taille fixée à  $F_{\max} = 1528$  en fonction de la charge du réseau.

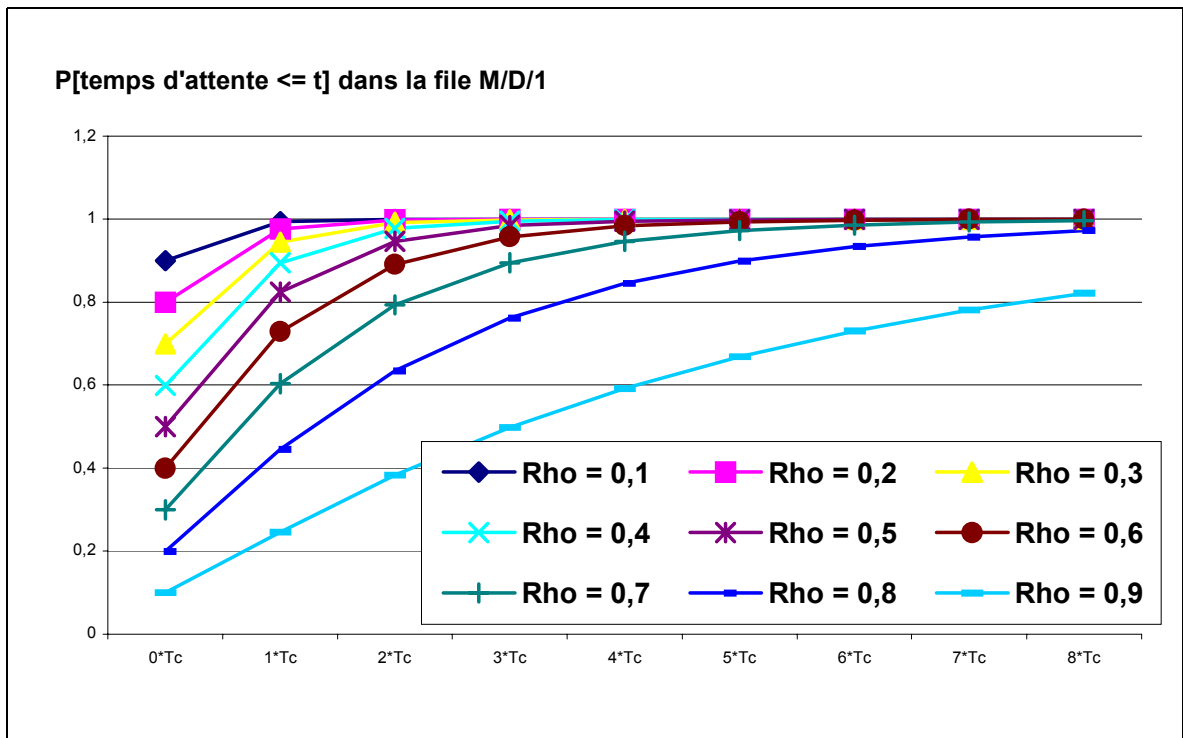


Fig.2 P[temps d'attente <= t] dans la file M/D/1

**b. Ethernet commuté avec priorité**

On se propose d'évaluer le temps de réponse d'un commutateur Ethernet dans le cas où chaque type de trame appartient à une classe de trafic qui lui est propre. On va partir de l'hypothèse que notre modèle de réseau à évaluer possède K types de trames différentes et que chaque trame appartient à une classe de priorité. La classe i est plus prioritaire que la classe j ssi  $i < j$ .

A l'entrée d'un port de sortie, le flux d'arrivée global est de poisson de taux  $\lambda$ . Le flux d'arrivée sur chacune des files est  $\lambda_i$  avec

$$\lambda = \sum_{i=1}^K \lambda_i$$

où  $\lambda_i$  est le taux d'arrivée des trames de la classe i

On suppose que chacune des classes reçoit son propre temps de service, car par hypothèse, la longueur moyenne des trames dépend de la classe.

On note par  $F_i$  la longueur moyenne des trames de classe i. Chaque classe a un temps moyen de service  $1/\mu_i$  et admet des moments d'ordre 2 qui est fini.

Le temps moyen de service pour une classe i est défini par :

$$T_i = \frac{1}{\mu_i} = \left[ \frac{F_i}{F_{\min}} \right] * T = \alpha_i * T$$

La discipline de service dans ce commutateur Ethernet est FP (Fixed Priority) sans préemption. On se base sur les résultats de la file M/G/1 avec différents niveaux de priorités sans préemption [3]. Le temps moyen de service dans le système est :

$$W_s = \sum_{i=1}^K \frac{\lambda_i}{\lambda} E[s_i] \quad (11)$$

avec

$$E[s_i] = \left[ \frac{F_i}{F_{\min}} \right] * T \quad (12)$$

Le moment d'ordre 2 est :

$$E[s^2] = \sum_{i=1}^K \frac{\lambda_i}{\lambda} E[s_i^2]$$

Si on fait l'approximation que toutes les trames d'une classe  $i$  ont la même longueur  $F_i$  qui est fixe, alors on aura un temps de traitement déterministe pour chaque classe qui est égale à  $\alpha_i T$ .

Dans ce cas, la variance du temps de service pour chacune des classes de service est nulle et on aura :

$$E[s_i^2] = (E[s_i])^2 = \alpha_i^2 T^2$$

Alors

$$E[s^2] = \sum_{i=1}^K \frac{\lambda_i}{\lambda} \alpha_i^2 T^2 \quad (13)$$

### **CAS 1 : Commutateur Ethernet avec K files d'attente FIFO**

Le temps moyen d'attente pour chacune des K classes est donné par :

$$Wq_j = \frac{\sum_{i=1}^K \lambda_i \alpha_i^2 T^2}{2 * (1 - a_{j-1})(1 - a_j)} \quad (14)$$

avec :

$$a_j = \lambda_1 E[s_1] + \lambda_2 E[s_2] + \dots + \lambda_j E[s_j] \quad j = 1, 2, \dots, K$$

et  $a_0 = 0$ .

### **CAS 2 : Commutateur Ethernet avec deux files d'attente FIFO**

Dans ce cas, le commutateur ne dispose que de deux files pour gérer les K priorités. On se propose d'ordonnancer les trames de classes 1 jusqu'à  $K_0$  dans la file la plus prioritaire et d'ordonnancer les trames de classes  $K_0 + 1$  jusqu'à K dans la file la moins prioritaire, avec  $1 \leq K_0 < K$ .

Les coefficients d'attente sont calculés ainsi [7][8]:

$$a_1 = \sum_{i=1}^{K_0} \alpha_i \lambda_i T$$

$$a_2 = \lambda W_s$$

Le temps moyen d'attente pour chacune des trames dans chacune des deux files est donné par :

➤ Pour la classe la plus prioritaire

$$Wq_1 = \frac{\sum_{i=1}^K \lambda_i \alpha_i^2 T^2}{2 * (1 - \sum_{i=1}^{K_0} \alpha_i \lambda_i T)} \quad (15)$$

➤ Pour la classe la moins prioritaire

$$Wq_2 = \frac{\sum_{i=1}^K \lambda_i \alpha_i^2 T^2}{2 * (1 - \sum_{i=1}^{K_0} \alpha_i \lambda_i T) - (1 - \lambda W_s)} \quad (16)$$

### CAS 3 : Commutateur Ethernet avec une file d'attente

On suppose dans ce cas que le commutateur Ethernet ne gère pas les priorités et on a toujours les K types de trames à ordonnancer sur le réseau. Dans ce cas, le temps moyen d'attente dans la file est [6]:

$$Wq = \frac{\lambda E[s^2]}{2 * (1 - \rho)} \quad (17)$$

$$\text{Avec } \rho = \sum_{i=1}^4 \lambda_i T_i$$

## 2. Approche déterministe pour évaluer la QoS HRT

Pour une application composée de messages périodiques de périodicité et de priorité connues, et aperiodiques, sous hypothèse que ceux-ci soient moins prioritaires, il est possible d'évaluer le temps de réponse du pire cas associé à chacun des messages périodiques. Le pire cas pour une trame périodique de priorité  $m$  correspond à la situation où au moment de la génération de cette trame, il y a une trame de priorité inférieure qui vient de commencer à être transmise (un message prioritaire ne peut pas préempter un message moins prioritaire en cours de transmission) et où toutes les trames plus prioritaires sont aussi prêtes à être transmises.

Dans ce pire cas, le temps de réponse noté  $R_m$  est donné par :

$$R_m = C_m + B_m$$

Où  $C_m$  est la durée de transmission de la trame de priorité  $m$ ,  $B_m$  est le pire temps d'interférence durant lequel on transmet toutes les trames plus prioritaires que  $m$  et de même priorité, plus une trame (la plus longue) moins prioritaire qui vient de commencer sa transmission avant l'arrivée de la trame de priorité  $m$ .

$B_m$  est donné par l'équation récurrente suivante et peut être obtenu par un calcul itératif en partant de  $B_m^0 = 0$  [10] :

$$B_m^{n+1} = \max_{\{t_k > \tau_j\}} (C_i) + \sum_{\tau_j \geq \tau_k} \left( \left\lfloor \frac{B_m^n}{T_j} \right\rfloor + 1 \right) C_j \quad (18)$$

où  $T_m$  est la période de la trame de priorité  $m$  (on suppose que les messages sont à échéance sur requête).

Cette équation converge à une valeur si et seulement si la charge générée par les trames des  $m$  premières priorités est inférieure ou égale à 1. Quand une trame de priorité  $m$  a son temps de réponse inférieure à sa Deadline (que l'on suppose égale à sa période), on dit que ce message est ordonnançable.

Pour un commutateur qui implémente 2 ou 4 niveaux de priorités pour plusieurs types de trames de priorités différentes, l'utilisateur doit configurer le commutateur (souvent selon la table de mappage de IEEE802.1p) pour savoir gérer les priorités. L'équation de pire temps de réponse reste toujours valable car elle tient compte des trames de même priorité dans une même file d'attente.

### III. Etude de cas

#### 1. Description de l'application

On se propose d'appliquer les résultats de notre étude analytique sur un cas concret. Le modèle d'application est inspiré du réseau d'un atelier de fabrication de boîtes de vitesse chez PSA (Peugeot - Citroën).

L'application consiste à échanger des messages entre deux postes informatiques. Par abstraction du problème, on note A le premier poste et B le deuxième. On distingue entre deux ensembles de messages :

- **Messages de A vers B** :  $E1 = \{MT11, MT12, MT13, MT14, MT15\}$
- **Messages de B vers A** :  $E2 = \{MT21, MT22, MT23, MT24, MT25\}$

La communication entre les deux postes A et B se fait à travers un commutateur Ethernet dont le débit de chaque port est 10 Mbit/s.

Pour l'analyse du cas déterministe, on note par  $T_{ij}$  la période de la trame  $MT_{ij}$ . Dans le cas aperiodique, les taux d'arrivée Poissonniennes sont donc  $\lambda_{ij} = 1/T_{ij}$ .

Les caractéristiques du trafic sont les suivantes :

**Trames de A vers B :**

Prio	Type	Taille(octet)	Durée(ms)	Période(ms)	Deadline(ms)
1	MT11	64	0.05	1.5	1.5
2	MT12	64	0.05	1.5	1.5
3	MT13	112	0.1	2	2
4	MT14	112	0.1	4	4
5	MT15	162	0.2	4	4

### **Trames de B vers A :**

Prio	Type	Taille(octet)	Durée(ms)	Période(ms)	Deadline(ms)
1	MT21	64	0.05	1.5	1.5
2	MT22	64	0.05	1.5	1.5
3	MT23	157	0.15	2	2
4	MT24	1200	0.95	4	4
5	MT25	561	0.45	4	4

La durée d'exécution est obtenue par la formule suivante :

$$\text{Durée} = \text{Taille(Octet)} * 8 / \text{Débit}$$

## **2. Evaluation du pire temps de réponse**

On se propose d'évaluer le pire temps de réponse pour les différentes trames de l'application que nous avons définie.

On applique sur ces deux ensembles de messages les résultats de l'approche déterministe qu'on a développée, en supposant que le commutateur gère 5 niveaux de priorité.

Pour notre configuration, on obtient les pires temps de réponse suivants :

### **Pour les messages A→B**

Trame	MT11	MT12	MT13	MT14	MT15
TRpire cas	0.25	0.3	0.4	0.5	0.5

### **Pour les messages B→A**

Trame	MT21	MT22	MT23	MT24	MT25
TRpire cas	1	1.05	1.2	1.65	1.65

## **3. Evaluation du temps d'attente moyen**

On considère trois architectures différentes du commutateur. On choisit d'évaluer la file ayant des messages de A vers B. Les résultats de l'autre file sont similaires à celle-ci. On applique les résultats de l'approche probabiliste sur l'ensemble des trames E1 pour déterminer le temps d'attente moyen dans les files pour chacune des classes de priorité.

### **Cas 1 : Commutateur avec 5 Files d'attente**

On se propose dans ce cas, d'évaluer, le temps d'attente moyen et le temps de réponse moyen.

Trame	MT21	MT22	MT23	MT24	MT25
E[qi](µs)	6.92	7.41	8.04	8.67	9.24
E[Ri](ms)	0.056	0.0554	0.0976	0.0983	0.1388

On peut constater que les pires temps de réponse sont largement supérieurs à leur moyennes. Ceci est vrai pour des charges petites. Pour des valeurs de charge de réseau proches de 100% les temps de réponse moyens calculés par l'approche probabiliste tendent vers l'infini surtout pour les files moins prioritaires.

De plus, Comme la charge du réseau n'est pas importante ( $< 20\%$ ), il n'y a que très peu d'attente. La majeure partie du temps de réponse est due à la durée de transmission.

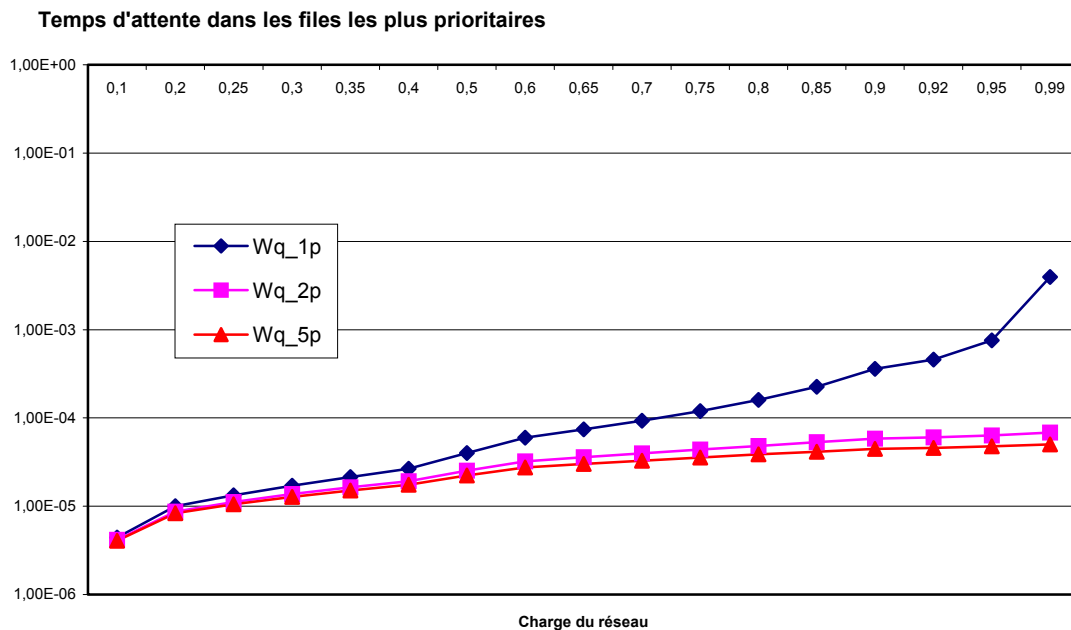
**Cas 2 : Commutateur avec 2 Files d'attente**

Trame	File{MT11,MT12}	File{MT13,MT14,MT15}
E[qi]( $\mu$ s)	7.16	8.57

**Cas 3 : Commutateur avec 2 Files d'attente**

Trame	File{MT11,MT12,MT13,MT14,MT15}
E[qi]( $\mu$ s)	8.0185

D'après les trois cas, les résultats montrent l'avantage de la notion de priorité pour minimiser le temps d'attente moyen. L'avantage n'est pas très significatif dans le cas où la charge du réseau serait petite, mais son importance croît avec la charge du réseau. Les courbes de la Fig. 3 montrent l'évolution du temps d'attente dans les buffers les plus prioritaires en fonction de la charge du réseau.



**Fig.3** Temps d'attente dans les files les plus prioritaires

Il est nettement remarquable que le commutateur ayant plusieurs (deux et cinq) files d'attente soit très performant par rapport à celui ayant une unique file, surtout lorsque le réseau est très chargé. En effet, à partir d'une charge de réseau  $> 0.8$  on remarque une différence nette entre le comportement des différents commutateurs. Pour une charge de l'ordre de 90% le temps d'attente moyen des commutateurs avec plusieurs files d'attente est de l'ordre de  $10^{-4}$  seconde tandis que celui avec une unique file d'attente est de l'ordre de  $10^{-2}$  seconde. Pour une charge de réseau inférieure à 80%, les comportements des commutateurs sont différents sensiblement.

L'avantage des commutateurs avec priorité n'est pas sans conséquences. En faite, l'amélioration de la qualité de service des messages les plus prioritaires dans les commutateurs qui utilisent plusieurs niveaux de priorités pour l'ordonnancement du trafic contribue à la dégradation du temps d'attente des messages les moins prioritaires.

Le comportement du système change en permutant les priorités des messages, il est important de définir judicieusement les priorités des différents types de messages afin d'assurer un comportement optimal du système de messages à ordonnancer.

En général, pour une charge de trafic inférieure à 60%, le temps de réponse des messages les moins prioritaires est de l'ordre de  $10^{-5}$  seconde mais au-delà de cette charge, ce temps de réponse dégrade exponentiellement et peut atteindre l'ordre de quelques secondes pour des charges supérieures à 90%. Mais, dans le cadre des réseaux réels, il est rare de saturer le réseau et on travaille généralement dans des conditions de charge inférieures à 50% , ce qui est satisfaisant pour le rendement optimal d'un commutateur à plusieurs niveaux de priorité.

#### **IV. Conclusion et Perspectives**

Le résultat essentiel de cet article est de créer et utiliser des modèles analytiques pour l'évaluation du temps de réponse du commutateur Ethernet.

Les résultats qu'on a obtenus montrent la capacité de la commutation des réseaux Ethernet pour améliorer la qualité de service des tâches à ordonnancer. Ceci peut encourager à adopter la solution d'Ethernet commuté dans les réseaux locaux industriels au niveau du contrôle-commande.

La première perspective de notre travail est d'étendre les modèles analytiques du commutateur Ethernet. En effet, dans des cas plus réalistes, la probabilité pour qu'une trame soit commutée sur un port parmi  $N$  n'est pas équitable. Les ports connectés à des serveurs ou d'autres commutateurs auront des probabilités plus élevées que les autres ports pour émettre ou recevoir du trafic. Une généralisation du modèle sera ensuite faite en prenant en compte le cas où les ports du commutateur n'ont pas le même débit.

Une deuxième perspective est d'appliquer les résultats qu'on a trouvés pour un seul commutateur à un réseau maillé qui est constitué de plusieurs commutateurs et structuré en VLAN pour évaluer le temps de réponse de bout en bout. Nous tiendrons compte pour cette évaluation le déploiement du protocole Spanning Tree.

## **Bibliographies**

- [1] Thomas M, *BCMSN - Building Cisco Multilayer Switching Networks - CISCO*, Mc Graw Hill 2000
- [2] IBM, "Migration to Switched Ethernet LANs"  
<http://www.networking.ibm.com/mse/mse0c01.html>
- [3] Song Ye-Qiong, "Time Constrained Communication Over Switched Ethernet", *Preprint proceedings IFAC Fet'2001*, pp 152-159 Nancy (France), 15-16 Nov 2001
- [4] Song Ye-Qiong, *Modélisation Quantitative des réseaux (Informatiques et Télécoms)*, UHP-Nancy I, - LORIA
- [5] B.Baynat, *Théorie des files d'attentes : Des chaînes de Markov aux réseaux à forme produit*, Hermes, 2000
- [6] Allen A. O., *Probability, Statistics, and Queuing Theory with Computer Science Applications* (Second Edition) , Academic Press, Inc., 1990
- [7] Kleinrock L., *Queuing Systems, Vol. 1 : Theory*, John Wiley, 1975
- [8] Kleinrock L., *Queuing Systems, Vol.2 : Computer Application* , John Wiley, 1976
- [9] Koubaa Anis, « Ethernet Commuté et QoS pour les Applications Temps Réel », DEA Informatique, LORIA-2001
- [10] Song Ye-Qiong, Françoise Simonot-Lion et Nicolas Navet, « De l'évaluation de performances du système de communication à la validation de l'architecture opérationnelle - cas du système embarqué dans l'automobile », Ecole d'été temps réel 1999. Hermes, Sept. 1999
- [11] Jermiah F.Hayes, *Modelling and Analysis Of Computer Communication Networks* - Plenum Press, 1984