L'approche par les files d'attente pour les systèmes temps-réel

Alain Jean-Marie
LIRMM
Université de Montpellier 2

Séminaire InTech'sophia
Modélisation et Evaluation des Performances des Systèmes Informatiques et des Réseaux
7 novembre 2002

Plan

1. Introduction: Temps réel, réseaux, automatique, contrôle et évaluation de performances

2. L'approche «Network Calculus»

3. Le modèle trajectoriel pour le calcul de temps de réponse

4. Directions de recherche à explorer

Introduction: Temps réel, réseaux et automatique

Le lien entre les réseaux de communication et les systèmes temps-réel

- LAN: il a toujours existé (réseaux de terrain)
- WAN: il est plus fort depuis la confluence des réseaux de données et les réseaux «téléphoniques»
  - ATM: multiplexage de trafics avec des contraintes différentes
  - Internet + Qualité de Service

  Il se résume par: Garantir des délais.

Temps réel et réseaux

Progression de l'idée dans les réseaux de télécommunication:

Compétition entre deux « philosophies »

réservation de ressources $\leftrightarrow$ multiplexage statistique

garanties de service $\leftrightarrow$ meilleur effort

ATM $\leftrightarrow$ Internet

IntServ $\leftrightarrow$ DiffServ

Temps réel et automatique

Approche du problème par des outils de l'automatique: Chang 1992 (à partir des idées de Cruz 1990) puis Le Boudec & Thiran 1998

- flot d'information comme « signal »
- éléments de réseau comme « boites noires »
- composition d'éléments: séries, parallèles, feedbacks
- contrôle actif sur le flot: mise en forme du trafic (shaping), retours d'information

Réseaux et Contrôle

Satisfaire les contraintes de délai nécessite un contrôle plus rigoureux des flux d'information.

- Contrôle d'admission: qui a le droit de se servir du réseau
- Contrôle de flux: quand les paquets ont le droit d'être envoyés
- Contrôle de conformité: quels paquets ont le droit d'être envoyés
- Contrôle de congestion: quels paquets ont le droit de ne pas être perdus
- Contrôle de l'allocation des ressources: politiques de service adaptées à la Qualité de Service

Temps réel, évaluation de performances et automatique

Problème: garantir la faisabilité d'un ensemble de tâches.

- Approche « évaluation de performances »
  - fixer l'algorithme d'ordonnancement
  - calculer le temps de réponse maximum (moyen, etc...)
  - comparer avec les échéances
- Approche « contrôle » (et ordonnancement)
  - se donner une information sur le processus de tâches
  - se donner une classe de « politiques »
  - se donner un critère de coût (retard maximum)
  - trouver la politique qui minimise le critère

Évaluation de performances et réseaux

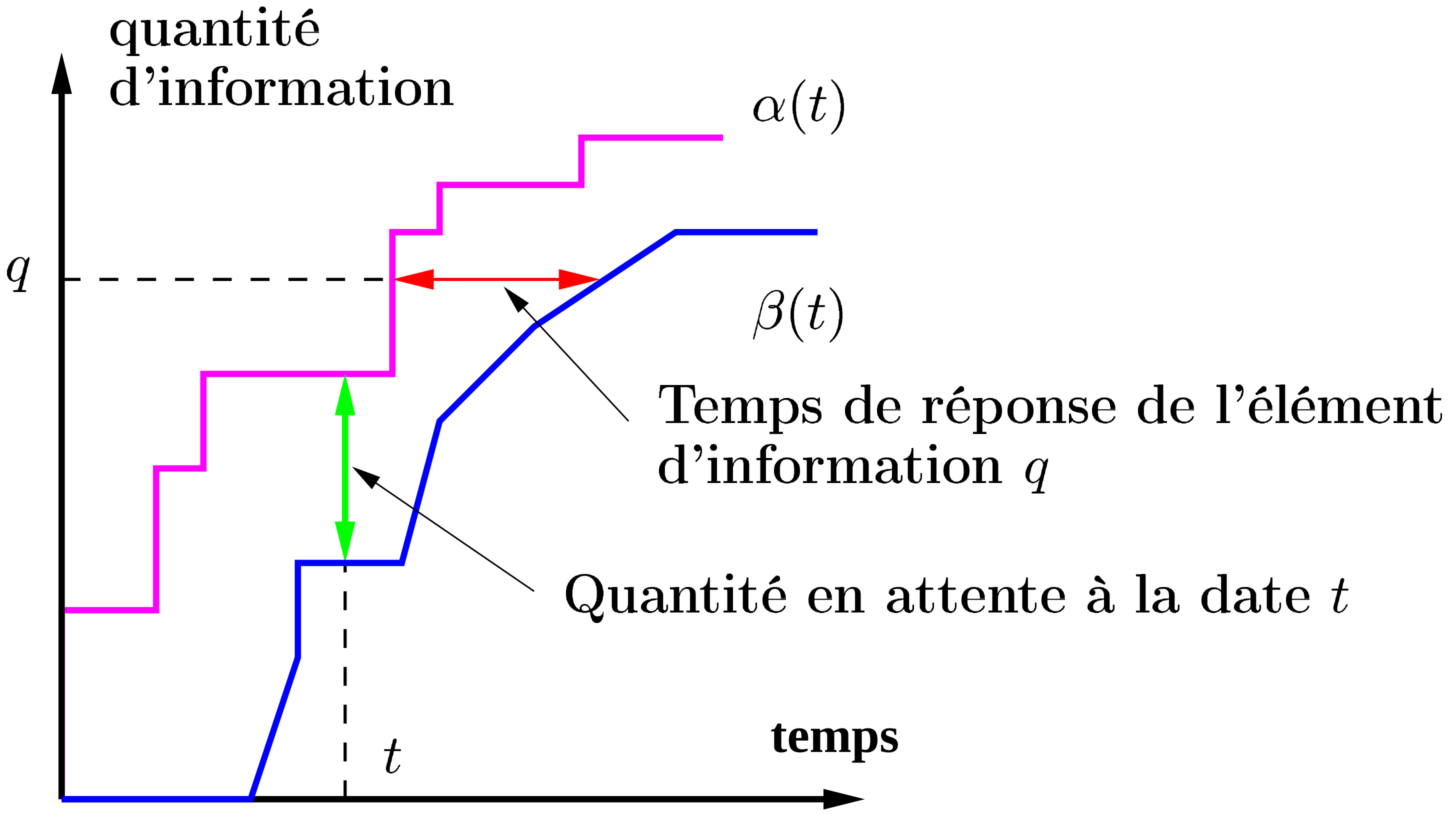
Utilisation d'idées issues de la théorie des files d'attente dans la conception des réseaux:

- multiplexage statistique
- garanties « probabilistes » de service dans les contrats de service
- politiques de service de files d'attente non-FIFO
  - priorités
  - temps partagé (fair queueing)
  - échéances

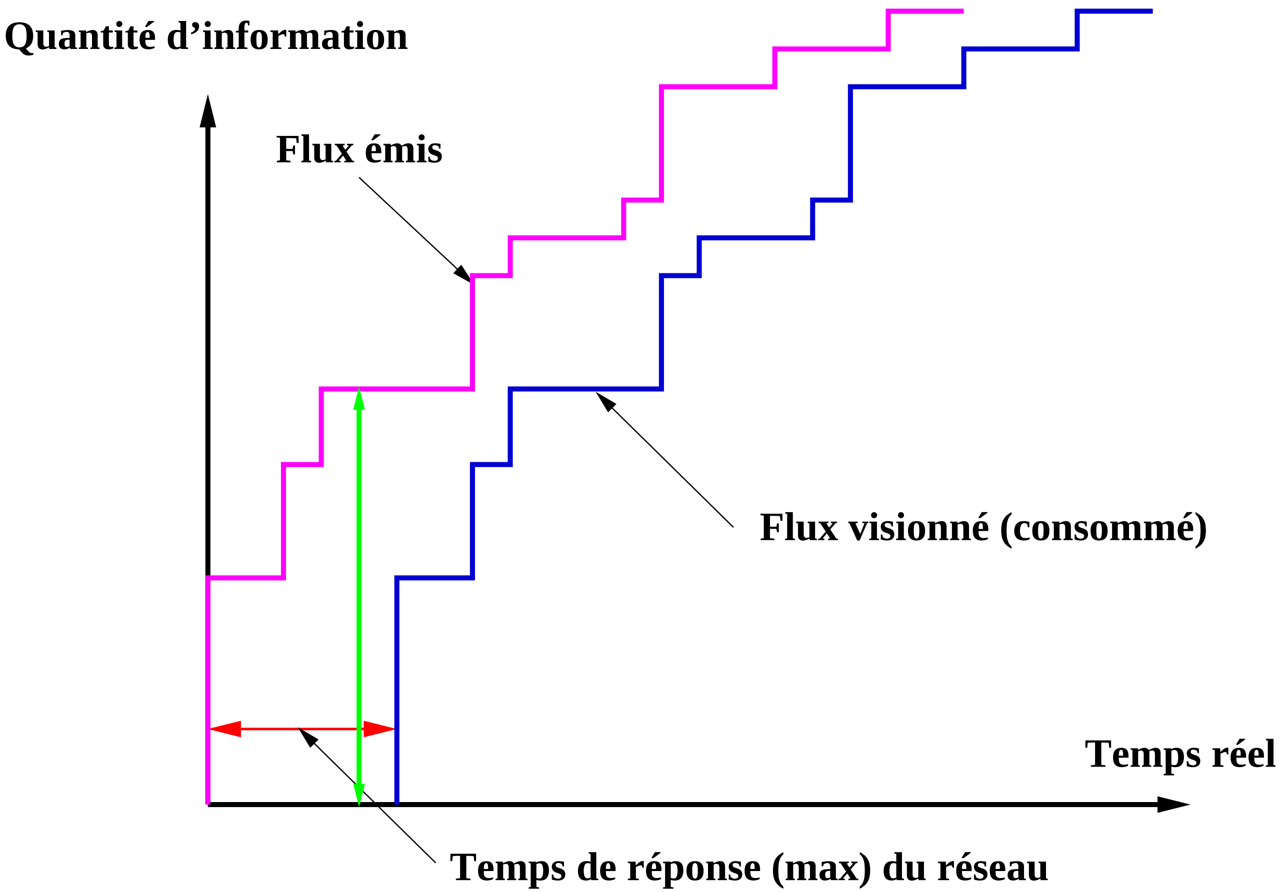
  … largement utilisées en temps-réel.

Calcul des réseaux (version Le Boudec-Thiran)

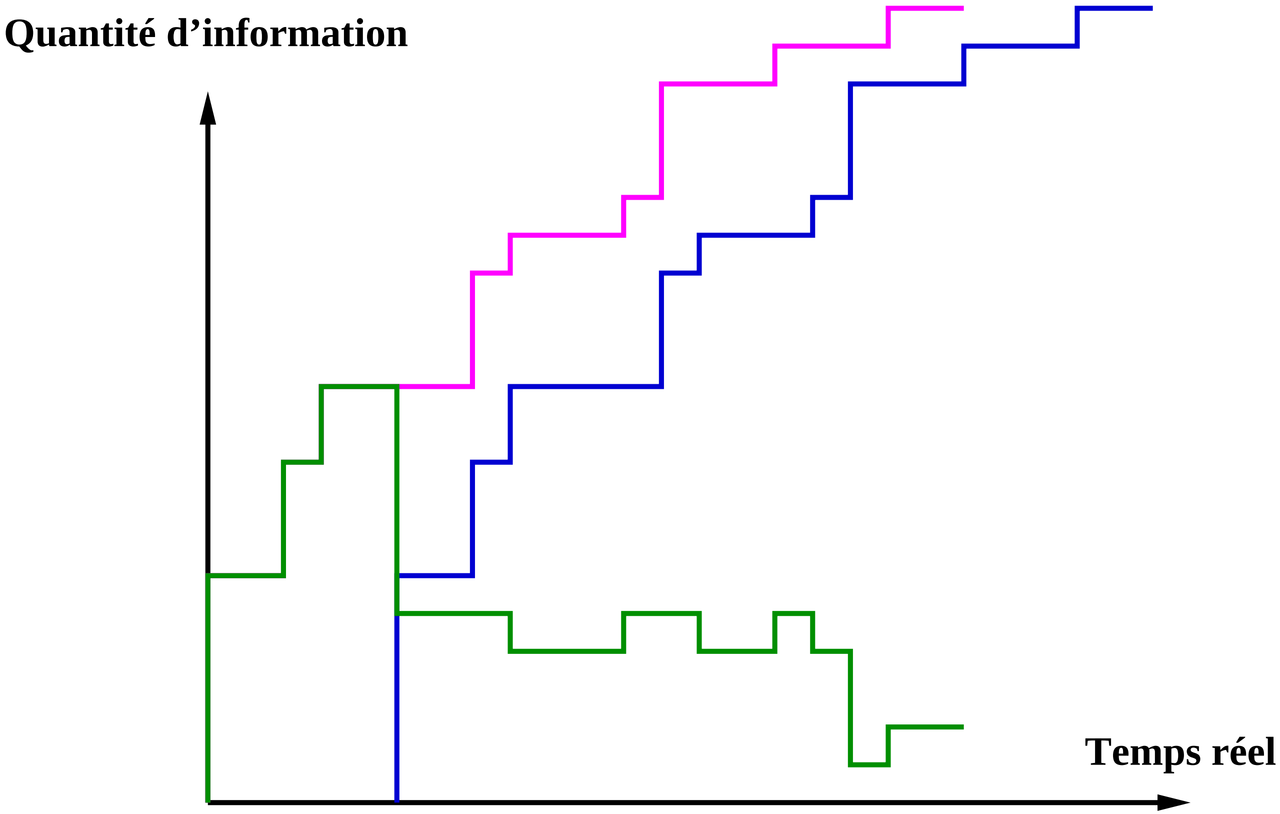
Représentation du trafic: courbes d'arrivées et courbes de service



Exemple: réseau à délai constant (ex: video)



Quantité d'information à stocker:



Éléments de Calcul des Réseaux

Ingrédients:

- Temps discret (Chang) ou temps continu (Le Boudec-Thiran)
- $A = \{A(t)\}$, où $A(t)$ quantité totale de paquets arrivée à la date t
- A est α-contrainte si: pour tout s:

$$\sup_n \{A(n+s) - A(n)\} \ \leq \ \alpha(s) \ .$$

- Un système offre le service β si la quantité servie dans un intervalle de durée s est $\geq \beta(s)$.

Garanties de performance:

Soit un système

- offrant la courbe de service $\beta(\cdot)$
- soumis à des arrivées α-contraintes

Alors,

- la taille de la file d'attente est bornée par:

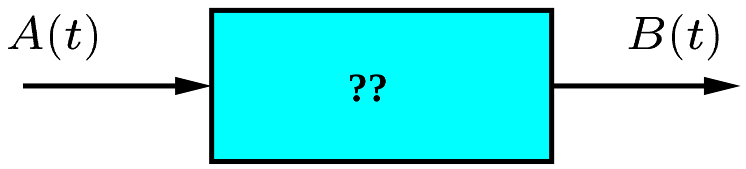
$$\boxed{W(t) \;\leq\; \sup_{0 \leq s \leq t} \{\alpha(s) \;-\; \beta(s)\}}$$

- le délai des paquets est borné par

$$\boxed{D(q) \;\leq\; \alpha^{-1}(q) \;-\; \beta^{-1}(q)\ .}$$

Régulation de trafic

Q: Soit f une fonction (sous-additive). Comment rendre le trafic f contraint?



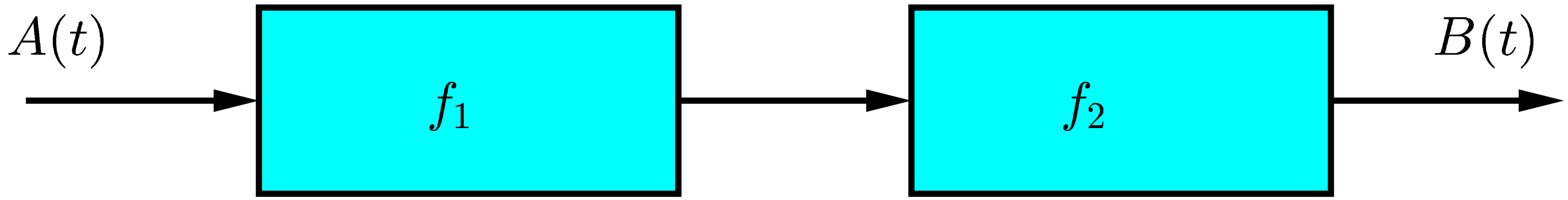
R: En construisant:

$$B(t) \;=\; \min_{0 \leq s \leq t} \{A(s) \;+\; f(t-s)\}$$

C'est une « min-convolution » $B = A \star f$.

Composition d'éléments

Q: Plusieurs éléments en série:

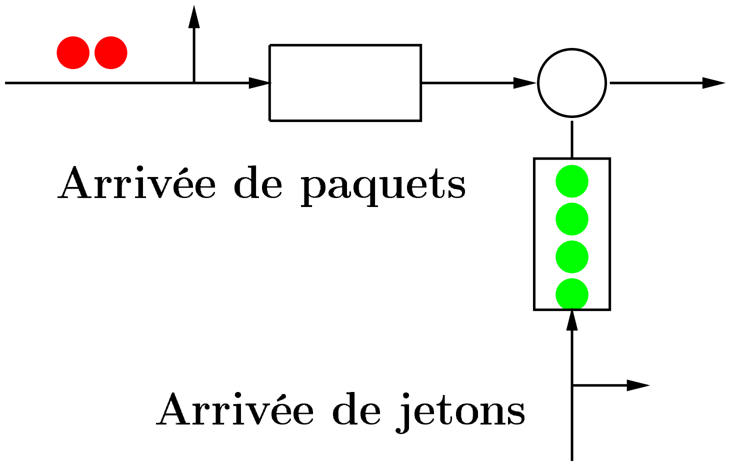


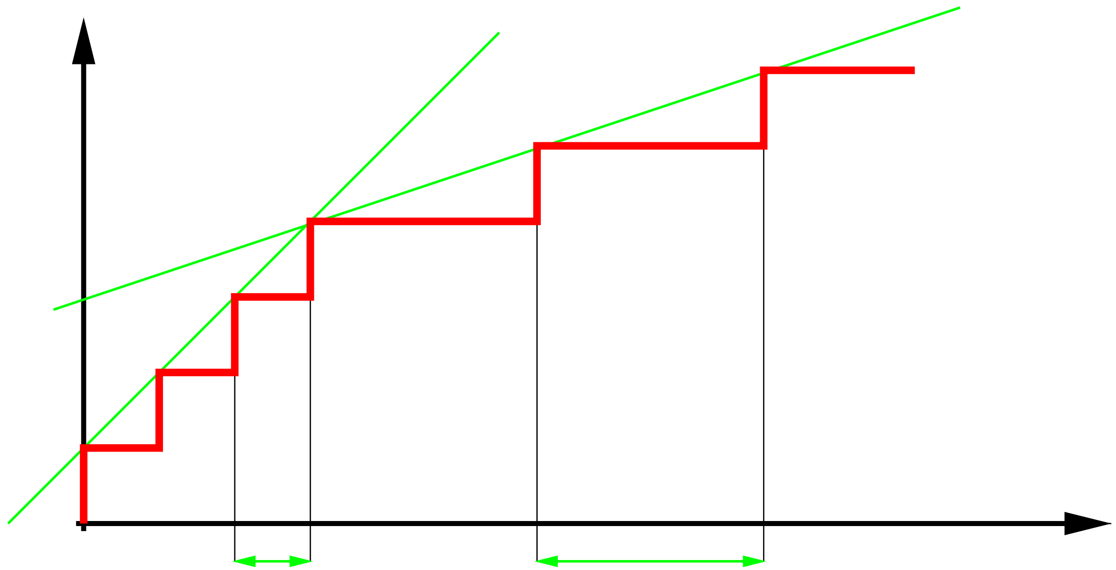
R: Par associativité:

$$B(t) = A \star (f_1 \star f_2)$$

Exemple de régulateur: le seau à jetons

Le seau à jetons (Token bucket):





Le cas multiclasse

Cas des trafics « (σ, ρ) »:

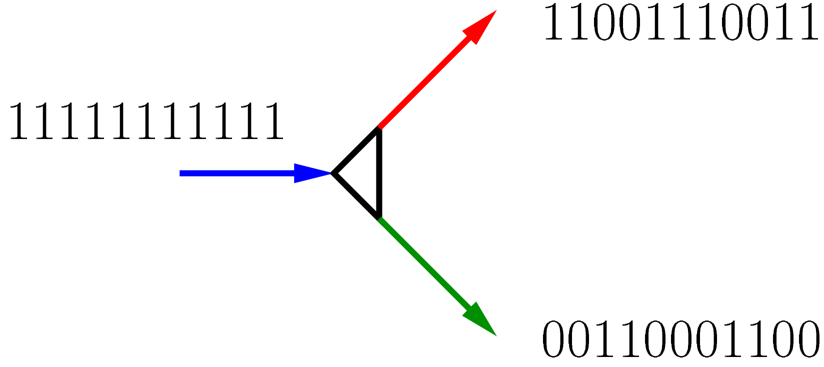
$$\sup_n \{A(n+s) - A(n)\} \ \leq \ \sigma \ + \ \rho \ s \ .$$

Multiplexage

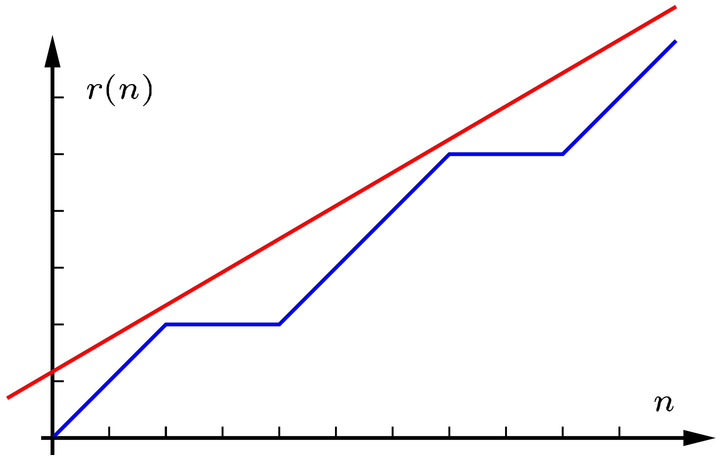
Si on superpose des trafics d'arrivées $A^1, \ldots, A^N$, on a une contrainte (σ, ρ) avec:

$$\boxed{\sigma \ = \ \sum_{i=1}^{N} \sigma_i \ ,} \qquad \boxed{\rho \ = \ \sum_{i=1}^{N} \rho_i \ .}$$

Routage



La fonction de filtrage $r(n)$, compte le nombre de paquets routés sur une certaine voie parmi les n premiers:



Soit une fonction de filtrage telle que:

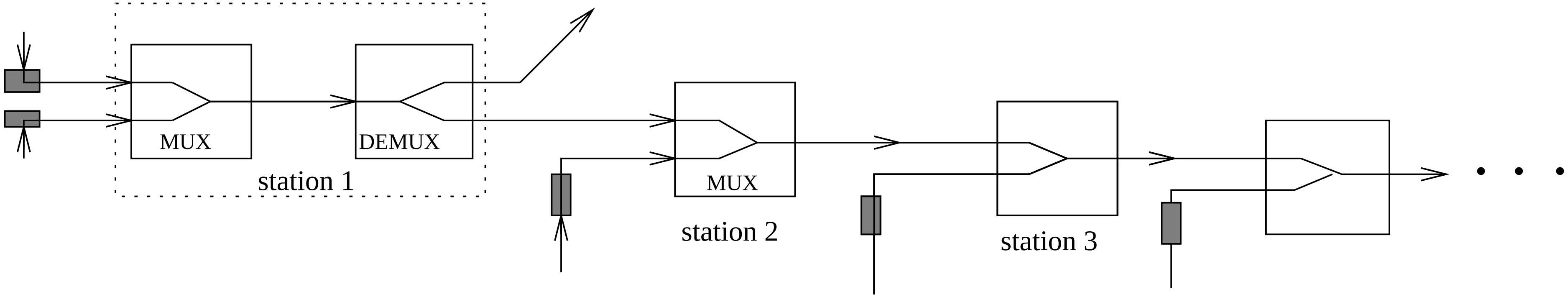
$$\sup_n \{r(n+s) - r(n)\} \;\leq\; \delta \;+\; \pi\; s\;.$$

Si on filtre un trafic (σ, ρ) par la fonction de routage r, on obtient un trafic contraint par:

$$\boxed{\sigma' \;=\; \pi\sigma \;+\; \delta} \qquad\qquad \boxed{\rho' \;=\; \pi\rho\;.}$$

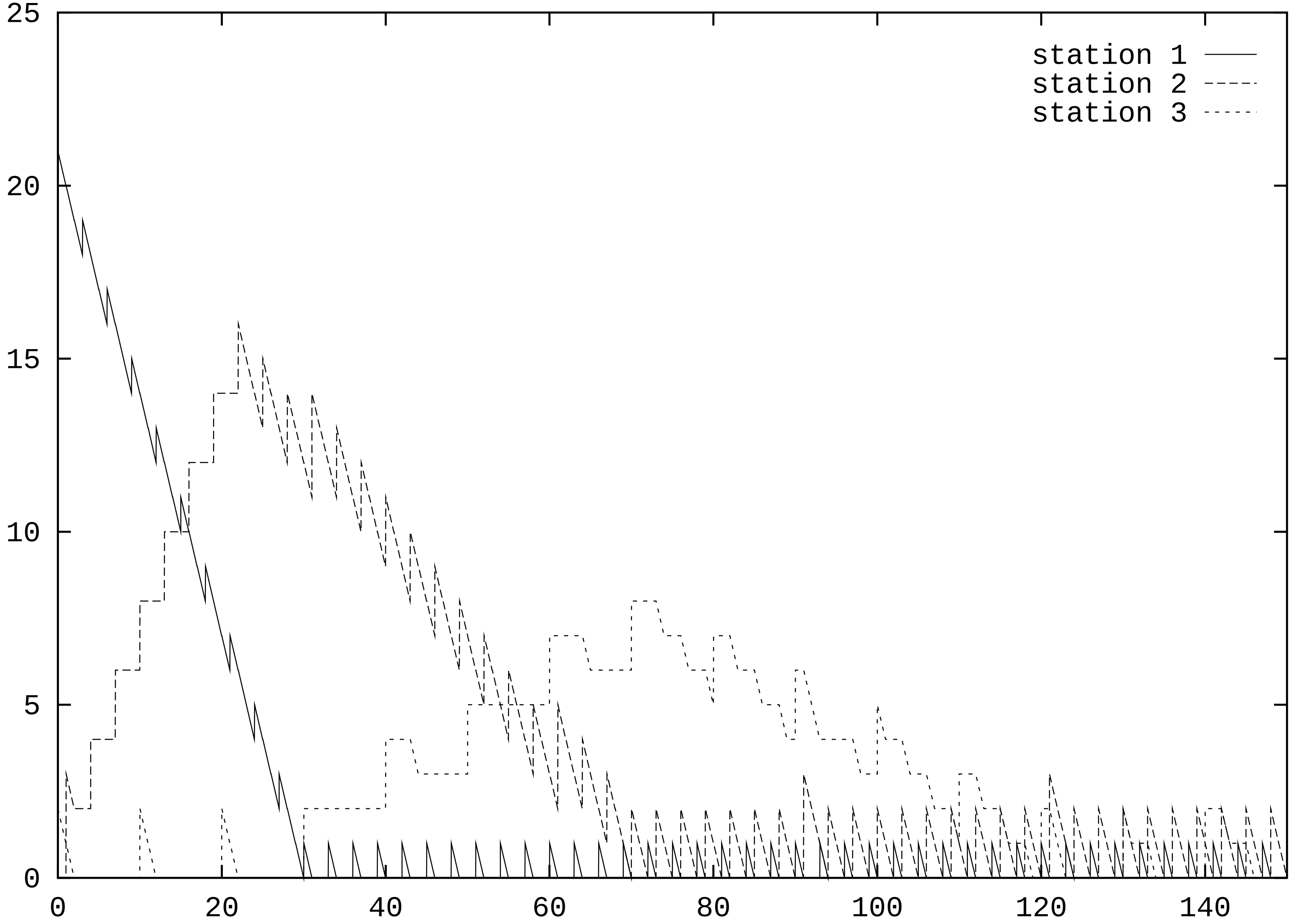
Résultat de la combinaison: σ a tendance à augmenter au cours de la traversée d'un réseau.

Illustration: un réseau en série, du type:



Trafic:

Origine	Destination	Longueur	Periode
S1	S3	20	∞
S1	S2	1	3
S2	S3	1	30
S2	S4	2	3
S3	S4	2	10


station 1
station 2
station 3
25
20
15
10
5
0
0
20
40
60
80
100
120
140

Le Modèle Trajectoriel pour le temps réel

Synthèse de travaux de S. Lefebre-Barbaroux (92), C. Chaouiya (94) et J. Migge (99).

Mis en œuvre lors de conventions avec Thomson ASM et EDF CCC.

Contexte:

- ensemble de tâches récurrentes (infinité d'*instances*)
- une unité centrale
- une politique d'ordonnancement
- des dates butoir

Objectif:

- calculer le temps de réponse maximum des instances des tâches
- ou au moins des bornes supérieures
- afin de tester la faisabilité

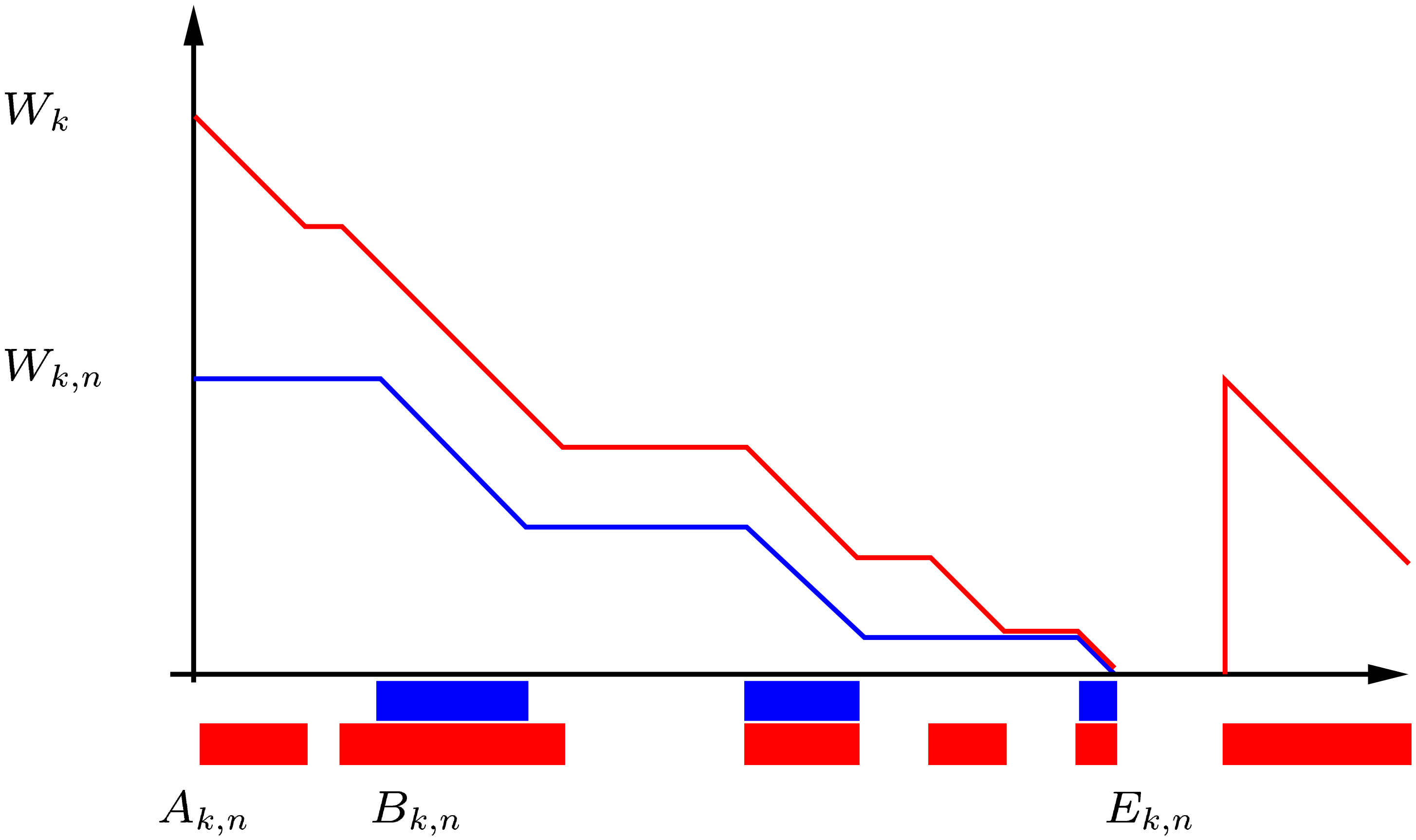
Notations...

- $\tau_{k,n}$: instance n de la tâche k
- $A_{k,n}$: date d'arrivée de $\tau_{k,n}$
- $C_{k,n}$: temps de service requis par $\tau_{k,n}$
- $D_{k,n}$: échéance relative de $\tau_{k,n}$

Toutes ces quantités peuvent varier $\Longrightarrow$ ensemble de trajectoires $\omega \in \Omega$.

- $B_{k,n}$: date de début d'exécution
- $E_{k,n}$: date de fin d'exécution

Processus de charge



Politiques d'ordonnancement

Une description formelle de ce qu'est une politique d'ordonnancement

- À chaque instance $\tau_{k,n}$, un vecteur de priorité: suite finie de réels, dépendant du temps: $\Gamma_{k,n}(t)$
- Les vecteurs sont ordonnés dans l'ordre lexicographique $\leq$
- Unique politique de service: plus haute priorité d'abord

Exemples:

- Priorité préemptive fixe (FPP)

$$\Gamma_{k,n} = (k, n)$$

- Première échéance d'abord (EDD/EDF)

$$\Gamma_{k,n} = (D_{k,n}, k, n)$$

$\Longrightarrow$ $D_{k,n}(t)$, Échéance basée sur Courbe de Service (Service Curve Earliest Deadline) $D_{k,n}$ dernier instant de «conformité»

- FIFO

$$\Gamma_{k,n} = (A_{k,n}, k, n)$$

- LIFO préemptif

$$\Gamma_{k,n} = (-A_{k,n}, k, n)$$

- SRPT

$$\Gamma_{k,n}(t) = (W_{k,n}(t), k, n)$$

- Promotion de priorité

$$\Gamma_{k,n}(t) \;=\; \begin{cases} P_{k,n} & \textsf{si } t < B_{k,n} \\ Q_{k,n} & \textsf{si } t \geq B_{k,n} \end{cases}$$

$\Longrightarrow$ toutes les politiques non préemptives

- Priorités en couches

$$\Gamma_{k,n} \;=\; (\ell_1, \Gamma'_{k,n})$$

- et même Round Robin (Migge & Navet 2002), « priority ceiling », critical sections, etc...

Calcul de bornes

Soit $\mathcal{H}_{k,n}$ l'ensemble des instances plus prioritaires que $\tau_{k,n}$. Alors:

$$\begin{aligned} E_{k,n} &= \min\{t > A_{k,n} \mid W_{k,n}(t) = 0\} \\ &= \min\{t > U_{k,n} \mid S_{\mathcal{H}_{k,n}}(U_{k,n}, t) = t - U_{k,n}\} \end{aligned}$$

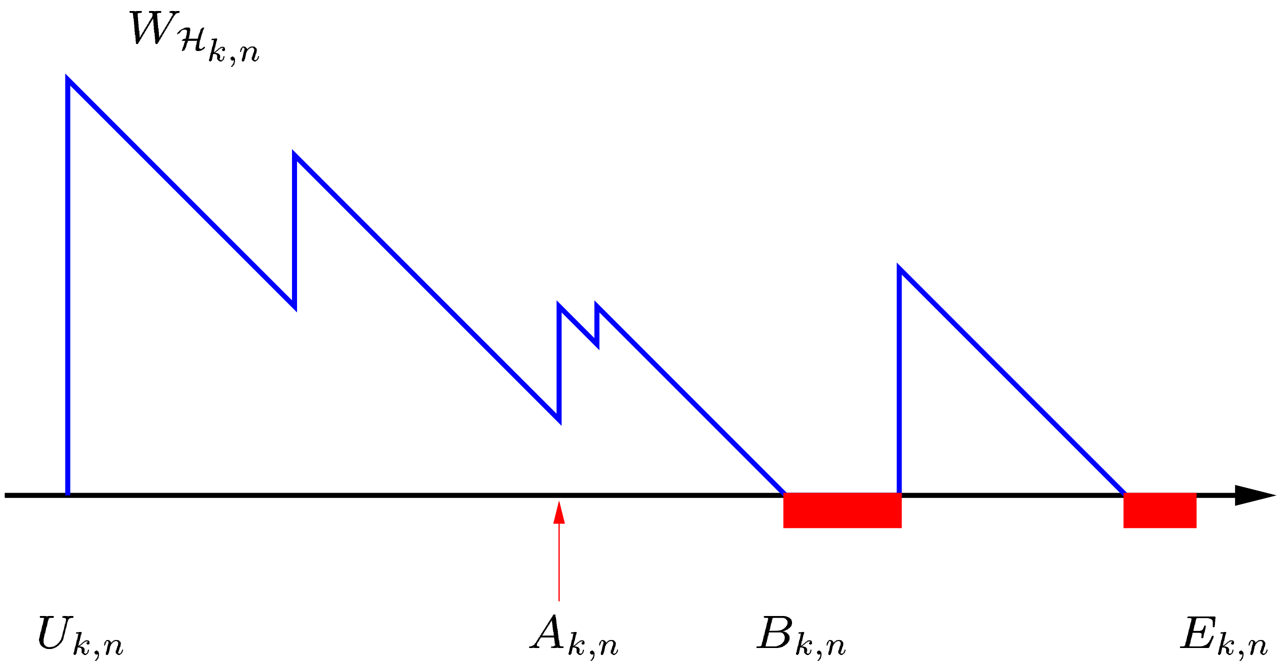
$U_{k,n}$: date de début de la période d'interférence de $\tau_{k,n}$.

$S_{\mathcal{H}_{k,n}}(a, b)$ est la fonction d'arrivée de travail des instances de $\mathcal{H}_{k,n}$.

le résultat recherché est un point fixe d'une certaine fonction

$\Longrightarrow$ obtention de bornes sur le temps de réponse si le trafic est contraint

Période d’interférence et temps de réponse:



Directions de recherche

- Extension au cas de réseaux

  $+$ Analyse Holistique de Tindell

  $-$ Réseaux « réentrants » instables (Bramson, Dai, Weiss)

  $\Longrightarrow$ avancer le Network Calculus multiclasse

- Systèmes temps-réel fermés

$$A_{n+1} = \max\{E_n, A_n + T_n\}$$

- Lien avec les méthodes formelles

Bibliographie

Network Calculus

R. Cruz, «A calculus for network delay», part I & II, *IEEE Trans. Information Theory*, vol. 37-1, pp. 114–131 & 132–141, jan. 1991.

C.S. Chang, *Performance Guarantees in Communication Networks*, Springer Verlag, 2000.

J.-Y. Le Boudec et P. Thiran, *Network Calculus – A theory of deterministic queueing systems for the Internet*, LNCS 2050, Springer Verlag, 2001.

Analyse «au pire cas» pour le Temps Réel (quelques références)

C. Chaouiya, S. Lefebvre-Barbaroux et A. Jean-Marie, «Real-Time Scheduling of Periodic Tasks», *in* Scheduling Theory and its Applications, John Wiley, 1995. Rapport INRIA RR-1576 (jan 1992).

J. Migge, A. Jean-Marie et N. Navet, «Timing analysis of compound scheduling policies: application to Posix1003.1», *The Journal of Scheduling*, 2002.

J. Migge, *Ordonnancement sous contraintes temps-réel: un modèle à base de trajectoires*, Thèse de doctorat, Université de Nice-Sophia Antipolis, 1999. Rapports INRIA RR-3561 (nov 1998) et RR-3678 (avr 1999).

K.W. Tindell et J. Clark, «Holistic schedulability analysis for distributed hard real-time systems», *Microprocessors and Microprogramming*, mar. 1994.

M. Spuri, «Holistic Analysis for Deadline Scheduled Real-Time Distributed Systems», INRIA RR-2873, (avr. 1996).