

Cours n°9

Modélisation d'Internet: un aperçu

Mercredi 6 décembre 2006

<http://www.cmap.polytechnique.fr/~probert>

Table des matières

1	Rappels sur TCP	3
2	Le débit limite de TCP	13
3	Modèles de TCP et RED	26
4	Modèles du trafic Internet	40

1. Rappels sur TCP

TCP

Principes de Base

- Acquittements des paquets reçus.
 - Auto-limitation : une source a au plus W paquets dans le réseau.
- W : taille de la fenêtre de congestion.

TCP

Principes de Base

- Acquittements des paquets reçus.
- Auto-limitation : une source a au plus W paquets dans le réseau.
 W : taille de la fenêtre de congestion.

Contrôle de congestion

- Transmission de W paquets OK :
 $W \rightarrow W + 1$
- Un paquet est perdu : $W \rightarrow W/2$.

Algorithme AIMD

$$W \longrightarrow \begin{cases} W + \beta & \text{si pas de perte} \\ \max(\lfloor \delta W \rfloor, 1) & \text{sinon,} \end{cases}$$

$$\delta \in]0, 1[, \beta > 0.$$

Caractéristiques

- Accroissements additifs $\beta = 1$.
 - Décroissance multiplicative : $\delta = 1/2$.
-

Le cadre

- **Longue connexion TCP.**
Algorithme “Congestion Avoidance” étudié.
- **Réseau : boîte noire perdant des paquets.**
Modèle probabiliste des pertes de paquets.

Le cadre

- Longue connexion TCP.
Algorithme “Congestion Avoidance” étudié.
- Réseau : boîte noire perdant des paquets.
Modèle probabiliste des pertes de paquets.

Hypothèses

- Chaque paquet est perdu avec proba $1 - e^{-\alpha}$.
- Les pertes sont indépendantes.

Une chaîne de Markov

W_n^α : taille de la n -ième fenêtre de congestion.

$$W_{n+1}^\alpha = \begin{cases} W_n^\alpha + 1 & \text{pas de perte parmi les } W_n^\alpha \text{ paquets} \\ \lfloor \delta W_n^\alpha \rfloor & \text{sinon,} \end{cases}$$

$$\delta \in]0, 1[.$$

(W_n^α) chaîne de Markov sur \mathbb{N} .

La chaîne de Markov aux instants de perte

V_n^α : Taille de la fenêtre de congestion après la n -ième perte.

Si $V_0^\alpha = x$, alors

$$V_1^\alpha = \lfloor \delta(x + G_x^\alpha) \rfloor$$

$$\mathbb{P}(G_x^\alpha \geq m) = \exp(-\alpha(mx + m(m-1)/2)).$$

(V_n^α) est une chaîne de Markov ergodique.

Conséquence sur (V_n^α)

Proposition

Si $\lim_{\alpha \rightarrow 0} \sqrt{\alpha} V_0^\alpha = \bar{v}$, alors $(\sqrt{\alpha} V_n^\alpha)$ converge vers la chaîne de Markov (\bar{V}_n) , telle que $\bar{V}_0 = \bar{v}$ et

$$\bar{V}_{n+1} \stackrel{\mathcal{L}}{=} \delta \left(\bar{V}_n + \bar{G}_{\bar{V}_n} \right),$$

avec, pour $x \geq 0$,

$$\mathbb{P} \left(\bar{G}_x \geq y \right) = e^{-(xy + y^2/2)}.$$

Diagramme de convergence

$$\begin{array}{ccc} (\sqrt{\alpha} V_n^\alpha) & \xrightarrow{n \rightarrow +\infty} & \sqrt{\alpha} V_\infty^\alpha \\ \alpha \rightarrow 0 \downarrow & & \downarrow \\ (\bar{V}_n) & \longrightarrow & \bar{V}(\infty) \end{array}$$

Théorème

Le diagramme commute.

Proba invariante de (\bar{V}_n)

\Rightarrow comportement de $(\sqrt{\alpha} V_\infty^\alpha)$

Renormalisation de la suite (W_n^α)

Proposition

Si $\lim_{\alpha \rightarrow 0} \sqrt{\alpha} W_0^\alpha = \bar{w}$, alors $(\sqrt{\alpha} W_{\lfloor t/\sqrt{\alpha} \rfloor}^\alpha)$ cv vers le processus de Markov $(\bar{W}(t))$, tel que $\bar{W}(0) = \bar{w}$ et, pour $x \geq 0$,

$$\frac{1}{dt} \mathbb{E}_x \left[f(\bar{W}(t)) \right] \Big|_{t=0} = \Omega(f)(x)$$

avec

$$\Omega(f)(x) = f'(x) + x(f(\delta x) - f(x))$$

Diagramme de convergence pour (W_n^α)

$$\begin{array}{ccc} \left(\sqrt{\alpha} W_{\lfloor t/\sqrt{\alpha} \rfloor}^\alpha \right) & \xrightarrow{n \rightarrow +\infty} & \sqrt{\alpha} W_\infty^\alpha \\ \alpha \rightarrow 0 \downarrow & & \downarrow \\ \left(\overline{W}_t \right) & \longrightarrow & \overline{W}(\infty) \end{array}$$

Théorème

Le diagramme commute.

2. Le débit limite de TCP

Un résultat élémentaire

Chaîne asymptotique

$$\bar{V}_{n+1} \stackrel{\mathcal{L}}{=} \delta \left(\bar{V}_n + \bar{G}_{\bar{V}_n} \right),$$

avec

$$\mathbb{P} \left(\bar{G}_x \geq y \right) = e^{-(xy+y^2/2)}.$$

Un résultat élémentaire

Chaîne asymptotique

$$\bar{V}_{n+1} \stackrel{\mathcal{L}}{=} \delta \left(\bar{V}_n + \bar{G}_{\bar{V}_n} \right),$$

avec

$$\mathbb{P} \left(\bar{G}_x \geq y \right) = e^{-(xy+y^2/2)}.$$

Proposition

$$(x + \bar{G}_x)^2 \stackrel{\mathcal{L}}{=} 2E_1 + x^2,$$

où E_1 : distribution exponentielle para. 1.

Conséquence

$$(x + \overline{G}_x)^2 \stackrel{\mathcal{L}}{=} 2E_1 + x^2.$$

Conséquence

$$(x + \bar{G}_x)^2 \stackrel{\mathcal{L}}{=} 2E_1 + x^2.$$

$$\bar{V}_{n+1} = \delta \left(\bar{V}_n + \bar{G}_{\bar{V}_n} \right)$$

Conséquence

$$(x + \bar{G}_x)^2 \stackrel{\mathcal{L}}{=} 2E_1 + x^2.$$

$$\bar{V}_{n+1}^2 = \delta^2 \left(\bar{V}_n + \bar{G}_{\bar{V}_n} \right)^2$$

Conséquence

$$(x + \overline{G}_x)^2 \stackrel{\mathcal{L}}{=} 2E_1 + x^2.$$

$$\begin{aligned} \overline{V}_{n+1}^2 &= \delta^2 \left(\overline{V}_n + \overline{G}_{\overline{V}_n} \right)^2 \\ &\stackrel{\mathcal{L}}{=} \delta^2 \left(\overline{V}_n^2 + 2E_n \right) \end{aligned}$$

Conséquence

$$(x + \bar{G}_x)^2 \stackrel{\mathcal{L}}{=} 2E_1 + x^2.$$

$$\begin{aligned}\bar{V}_{n+1}^2 &= \delta^2 \left(\bar{V}_n + \bar{G}_{\bar{V}_n} \right)^2 \\ &\stackrel{\mathcal{L}}{=} \delta^2 \left(\bar{V}_n^2 + 2E_n \right)\end{aligned}$$

Proposition. La suite (\bar{V}_n^2) est **ARMA** :

$$\bar{V}_{n+1}^2 \stackrel{\mathcal{L}}{=} \delta^2 \left(\bar{V}_n^2 + 2E_n \right)$$

(E_n) variables i.i.d. exp. de paramètre **1**.

Les processus ARMA

(Poly. page 58)

(X_n) suite de v.a. est dite **ARMA** si

$$X_{n+1} = A_n X_n + B_n, \quad A_n > 0,$$

où (A_n) et (B_n) sont i.i.d. et indépendantes.

Les processus ARMA

(Poly. page 58)

(X_n) suite de v.a. est dite **ARMA** si

$$X_{n+1} = A_n X_n + B_n, \quad A_n > 0,$$

où (A_n) et (B_n) sont i.i.d. et indépendantes.

ARMA :

Autoregressive with Moving Average.

Si $\mathbb{E}(B_1) = 0$, la suite est **autorégressive**.

Les processus ARMA (II)

Dépendance linéaire du passé

$$X_{n+1} = A_n X_n + B_n$$

Les processus ARMA (II)

Dépendance linéaire du passé

$$\begin{aligned} X_{n+1} &= A_n X_n + B_n \\ &= A_n A_{n-1} X_{n-2} + B_{n-1} A_n + B_n \end{aligned}$$

Les processus ARMA (II)

Dépendance linéaire du passé

$$\begin{aligned} X_{n+1} &= A_n X_n + B_n \\ &= A_n A_{n-1} X_{n-2} + B_{n-1} A_n + B_n \\ &= \left(\prod_{i=1}^n A_i \right) X_0 + \sum_{k=1}^{n-1} B_{n-k} \prod_{i=n-k+1}^n A_i \end{aligned}$$

Les processus ARMA (II)

Dépendance linéaire du passé

$$\begin{aligned} X_{n+1} &= A_n X_n + B_n \\ &= A_n A_{n-1} X_{n-2} + B_{n-1} A_n + B_n \\ &= \left(\prod_{i=1}^n A_i \right) X_0 + \sum_{k=1}^{n-1} B_{n-k} \prod_{i=n-k+1}^n A_i \\ &\stackrel{\mathcal{L}}{=} \left(\prod_{i=1}^n A_i \right) X_0 + \sum_{k=1}^{n-1} B_k \prod_{i=1}^k A_i \end{aligned}$$

Les processus ARMA (III)

Équilibre

$$\prod_{i=1}^k A_i = \exp \left(\sum_{i=1}^k \log(A_i) \right) \\ \sim \exp [-k\mathbb{E}(\log(A_0))]$$

$$X_n = \left(\prod_{i=1}^n A_i \right) X_0 + \sum_{k=1}^{n-1} B_k \prod_{i=1}^k A_i$$

Les processus ARMA (III)

Équilibre

$$\prod_{i=1}^k A_i = \exp \left(\sum_{i=1}^k \log(A_i) \right) \\ \sim \exp [-k\mathbb{E}(\log(A_0))]$$

Si $\mathbb{E}(\log(A_0)) < 0$,

$$X_n = \left(\prod_{i=1}^n A_i \right) X_0 + \sum_{k=1}^{n-1} B_k \prod_{i=1}^k A_i \rightarrow \sum_{k=1}^{+\infty} B_k \prod_{i=1}^k A_i$$

Les processus ARMA (IV)

Généralisation : **Processus ARMA d'ordre 2**

$$X_{n+1} = A_n^1 X_n + A_n^2 X_{n-1} + B_n$$

$(A_n^1), (A_n^2)$, i.i.d. et indépendants.

Les processus ARMA (IV)

Généralisation : Processus ARMA d'ordre 2

$$X_{n+1} = A_n^1 X_n + A_n^2 X_{n-1} + B_n$$

(A_n^1) , (A_n^2) , i.i.d. et indépendants.

$$\begin{pmatrix} X_{n+1} \\ X_n \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} A_n^1 & A_n^2 \\ 1 & 0 \end{pmatrix} \begin{pmatrix} X_n \\ X_{n-1} \end{pmatrix} + \begin{pmatrix} B_n \\ B_{n-1} \end{pmatrix}$$

Les processus ARMA (IV)

Généralisation : Processus ARMA d'ordre 2

$$X_{n+1} = A_n^1 X_n + A_n^2 X_{n-1} + B_n$$

(A_n^1) , (A_n^2) , i.i.d. et indépendants.

$$\begin{pmatrix} X_{n+1} \\ X_n \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} A_n^1 & A_n^2 \\ 1 & 0 \end{pmatrix} \begin{pmatrix} X_n \\ X_{n-1} \end{pmatrix} + \begin{pmatrix} B_n \\ B_{n-1} \end{pmatrix}$$

$$\bar{X}_{n+1} = \bar{A}_n \bar{X}_n + \bar{B}_n$$

Application à TCP

$$\overline{V}_{n+1}^2 = \delta^2 \left(\overline{V}_n^2 + 2E_n \right)$$

Application à TCP

$$\overline{V}_{n+1}^2 = \delta^2 \left(\overline{V}_n^2 + 2E_n \right)$$

(Poly. page 55)

(\overline{V}_n) cv en loi vers \overline{V}_∞ avec

$$\overline{V}_\infty^2 \stackrel{\mathcal{L}}{=} 2 \sum_{n=1}^{+\infty} \delta^{2n} E_n$$

La loi de \bar{V}_∞

$$\bar{V}_\infty^2 \stackrel{\mathcal{L}}{=} 2 \sum_{n=1}^{+\infty} \delta^{2n} E_n$$

La loi de \bar{V}_∞

$$\bar{V}_\infty^2 \stackrel{\mathcal{L}}{=} 2 \sum_{n=1}^{+\infty} \delta^{2n} E_n$$

Transformée de Laplace, $\xi \geq 0$,

$$\mathbb{E} \left(e^{-\xi \bar{V}_\infty^2 / 2} \right) = \prod_{n=1}^{+\infty} \mathbb{E} \left(e^{-\xi \delta^{2n} E_n} \right) = \prod_{n=1}^{+\infty} \frac{1}{1 + \xi \delta^{2n}}$$

La loi de \bar{V}_∞

$$\bar{V}_\infty^2 \stackrel{\mathcal{L}}{=} 2 \sum_{n=1}^{+\infty} \delta^{2n} E_n$$

Transformée de Laplace, $\xi \geq 0$,

$$\begin{aligned} \mathbb{E} \left(e^{-\xi \bar{V}_\infty^2 / 2} \right) &= \prod_{n=1}^{+\infty} \mathbb{E} \left(e^{-\xi \delta^{2n} E_n} \right) = \prod_{n=1}^{+\infty} \frac{1}{1 + \xi \delta^{2n}} \\ &= \sum_{n=1}^{+\infty} R_n \frac{\delta^{-2n}}{\xi + \delta^{-2n}} \end{aligned}$$

$R_n \delta^{-2n}$ résidu de la transformée en $\xi = -\delta^{-n}$.

La loi de \bar{V}_∞ (II)

$$\mathbb{E} \left(e^{-\xi \bar{V}_\infty^2 / 2} \right) = \sum_{n=1}^{+\infty} R_n \delta^{-2n} \frac{1}{\xi + \delta^{-2n}}$$

La loi de \bar{V}_∞ (II)

$$\begin{aligned}\mathbb{E} \left(e^{-\xi \bar{V}_\infty^2 / 2} \right) &= \sum_{n=1}^{+\infty} R_n \delta^{-2n} \frac{1}{\xi + \delta^{-2n}} \\ &= \sum_{n=1}^{+\infty} R_n \delta^{-2n} \int_0^{+\infty} e^{-(\xi + \delta^{-2n})x} dx\end{aligned}$$

La loi de \bar{V}_∞ (II)

$$\begin{aligned}\mathbb{E} \left(e^{-\xi \bar{V}_\infty^2 / 2} \right) &= \sum_{n=1}^{+\infty} R_n \delta^{-2n} \frac{1}{\xi + \delta^{-2n}} \\ &= \sum_{n=1}^{+\infty} R_n \int_0^{+\infty} e^{-\xi x} \delta^{-2n} e^{-\delta^{-2n} x} dx\end{aligned}$$

La loi de \bar{V}_∞ (II)

$$\begin{aligned}\mathbb{E} \left(e^{-\xi \bar{V}_\infty^2 / 2} \right) &= \sum_{n=1}^{+\infty} R_n \delta^{-2n} \frac{1}{\xi + \delta^{-2n}} \\ &= \sum_{n=1}^{+\infty} R_n \int_0^{+\infty} e^{-\xi x} \delta^{-2n} e^{-\delta^{-2n} x} dx \\ &= \int_0^{+\infty} e^{-\xi x} \left(\sum_{n=1}^{+\infty} R_n \delta^{-2n} e^{-\delta^{-2n} x} \right) dx\end{aligned}$$

La loi de \bar{V}_∞ (II)

$$\begin{aligned}\mathbb{E} \left(e^{-\xi \bar{V}_\infty^2 / 2} \right) &= \sum_{n=1}^{+\infty} R_n \delta^{-2n} \frac{1}{\xi + \delta^{-2n}} \\ &= \sum_{n=1}^{+\infty} R_n \int_0^{+\infty} e^{-\xi x} \delta^{-2n} e^{-\delta^{-2n} x} dx \\ &= \int_0^{+\infty} e^{-\xi x} \left(\sum_{n=1}^{+\infty} R_n \delta^{-2n} e^{-\delta^{-2n} x} \right) dx\end{aligned}$$

Densité de $\bar{V}_\infty^2 / 2$ sur \mathbb{R}_+ :

$$\sum_{n=1}^{+\infty} R_n \delta^{-2n} e^{-\delta^{-2n} x}$$

Les lois de \bar{V}_∞ et \bar{W}_∞

Densité de $\bar{V}_\infty = \lim_{\alpha \rightarrow 0} \sqrt{\alpha} V_\infty^\alpha$ sur \mathbb{R}_+

$$\frac{1}{\prod_{n=1}^{+\infty} (1 - \delta^{2n})} \sum_{n=1}^{+\infty} \frac{\delta^{-2n} x}{\prod_{k=1}^{n-1} (1 - \delta^{-2k})} e^{-\delta^{-2n} x^2 / 2},$$

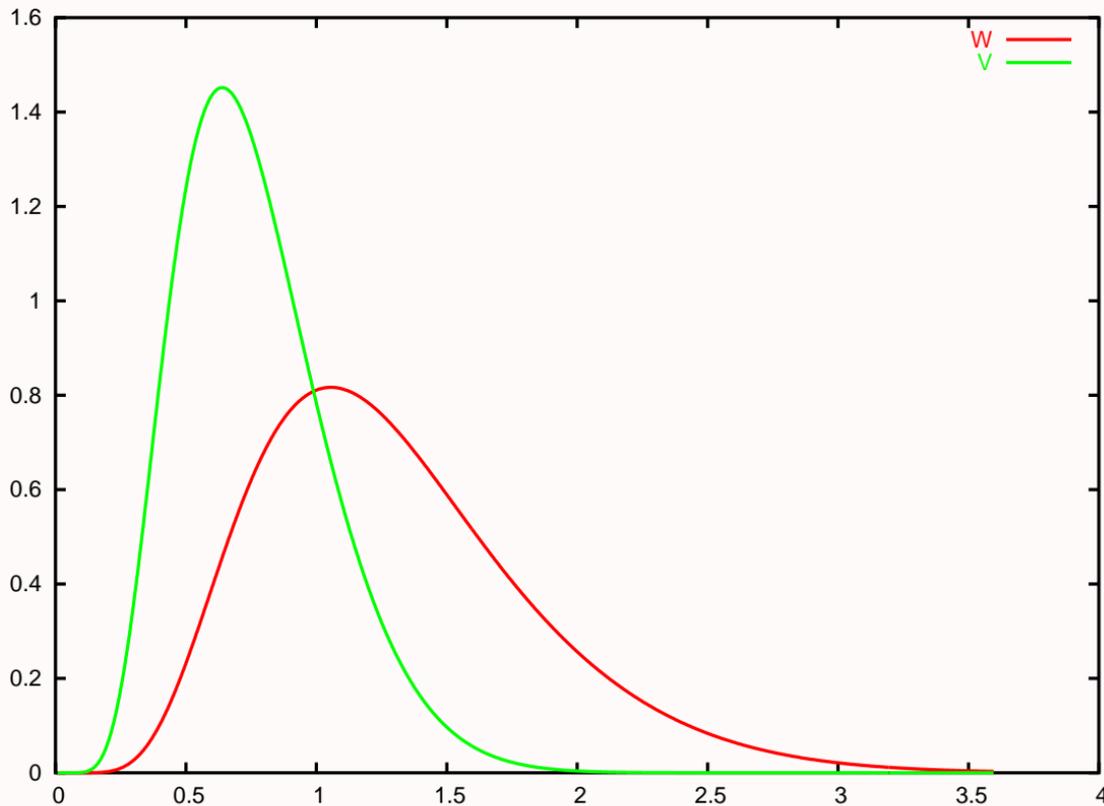
Les lois de \overline{V}_∞ et \overline{W}_∞

Densité de $\overline{V}_\infty = \lim_{\alpha \rightarrow 0} \sqrt{\alpha} V_\infty^\alpha$ sur \mathbb{R}_+

$$\frac{1}{\prod_{n=1}^{+\infty} (1 - \delta^{2n})} \sum_{n=1}^{+\infty} \frac{\delta^{-2n} x}{\prod_{k=1}^{n-1} (1 - \delta^{-2k})} e^{-\delta^{-2n} x^2 / 2},$$

Densité de $\lim_{\alpha \rightarrow 0} \sqrt{\alpha} W_\infty^\alpha$ sur \mathbb{R}_+

$$\frac{\sqrt{2/\pi}}{\prod_{n=0}^{+\infty} (1 - \delta^{2n+1})} \sum_{n=0}^{+\infty} \frac{\delta^{-2n}}{\prod_{k=1}^n (1 - \delta^{-2k})} e^{-\delta^{-2n} x^2 / 2},$$



Le débit de TCP

Débit asymptotique :

$$\lim_{\alpha \rightarrow 0} \sqrt{\alpha} \mathbb{E} (W_{\infty}^{\alpha}) \stackrel{\text{def.}}{=} \bar{\rho}(\delta)$$

Le débit de TCP

Débit asymptotique :

$$\lim_{\alpha \rightarrow 0} \sqrt{\alpha} \mathbb{E} (W_{\infty}^{\alpha}) \stackrel{\text{def.}}{=} \bar{\rho}(\delta) = \sqrt{\frac{2}{\pi}} \prod_{n=1}^{+\infty} \frac{(1 - \delta^{2n})}{(1 - \delta^{2n-1})}.$$

Le débit de TCP

Débit asymptotique :

$$\lim_{\alpha \rightarrow 0} \sqrt{\alpha} \mathbb{E} (W_{\infty}^{\alpha}) \stackrel{\text{def.}}{=} \bar{\rho}(\delta) = \sqrt{\frac{2}{\pi}} \prod_{n=1}^{+\infty} \frac{(1 - \delta^{2n})}{(1 - \delta^{2n-1})}.$$

$$\bar{\rho}(1/2) \sim 1.3098,$$

Le débit de TCP

Débit asymptotique :

$$\lim_{\alpha \rightarrow 0} \sqrt{\alpha} \mathbb{E} (W_{\infty}^{\alpha}) \stackrel{\text{def.}}{=} \bar{\rho}(\delta) = \sqrt{\frac{2}{\pi}} \prod_{n=1}^{+\infty} \frac{(1 - \delta^{2n})}{(1 - \delta^{2n-1})}.$$

$$\bar{\rho}(1/2) \sim 1.3098,$$

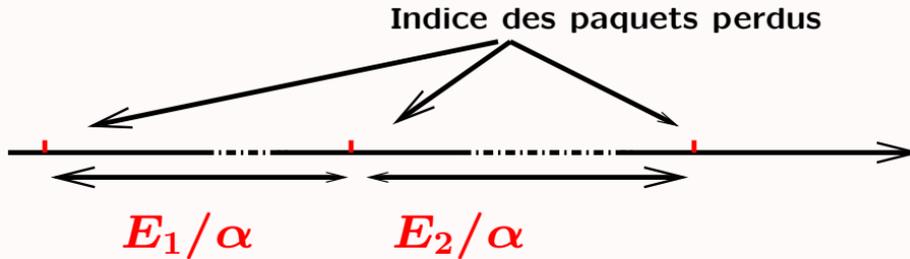
Queue de distribution de la taille de la fenêtre :

$$\mathbb{P} \left(\overline{W}_{\infty} \geq x \right) \sim C \exp \left(-x^2 / \delta^2 \right).$$

3. Modèles de TCP et RED

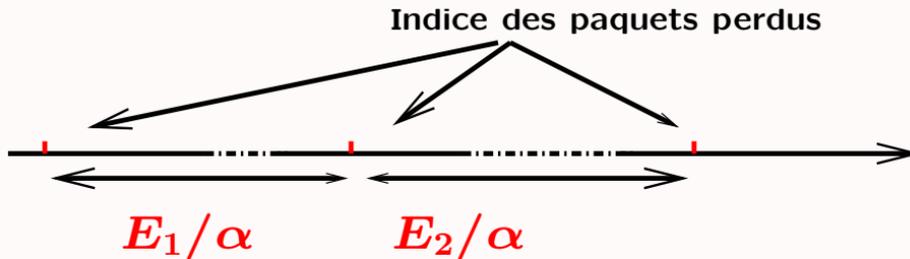
Un modèle de perte de paquets plus réaliste

Le modèle des pertes indépendantes :

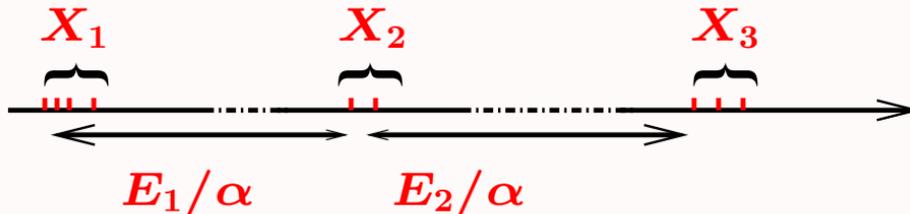


Un modèle de perte de paquets plus réaliste

Le modèle des pertes indépendantes :



Processus de perte "réel" (Paxson 1997) :



Évolution de la fenêtre de congestion

À l'échelle de temps $t \rightarrow t/\sqrt{\alpha} \Rightarrow$
pertes d'un groupe ont lieu au même instant.

Évolution de la fenêtre de congestion

À l'échelle de temps $t \rightarrow t/\sqrt{\alpha} \Rightarrow$
pertes d'un groupe ont lieu au même instant.

$$\bar{V}_{n+1}^2 = \delta^2 \left(\bar{V}_n^2 + 2E_n \right)$$

(E_n) variables exp. i.i.d. paramètre 1,

Évolution de la fenêtre de congestion

À l'échelle de temps $t \rightarrow t/\sqrt{\alpha} \Rightarrow$
pertes d'un groupe ont lieu au même instant.

$$\overline{V}_{n+1}^2 = \delta^{2X_n} \left(\overline{V}_n^2 + 2E_n \right)$$

(E_n) variables exp. i.i.d. paramètre 1,

(X_n) variables i.i.d.

Évolution de la fenêtre de congestion

À l'échelle de temps $t \rightarrow t/\sqrt{\alpha} \Rightarrow$
pertes d'un groupe ont lieu au même instant.

$$\overline{V}_{n+1}^2 = \delta^{2X_n} \left(\overline{V}_n^2 + 2E_n \right)$$

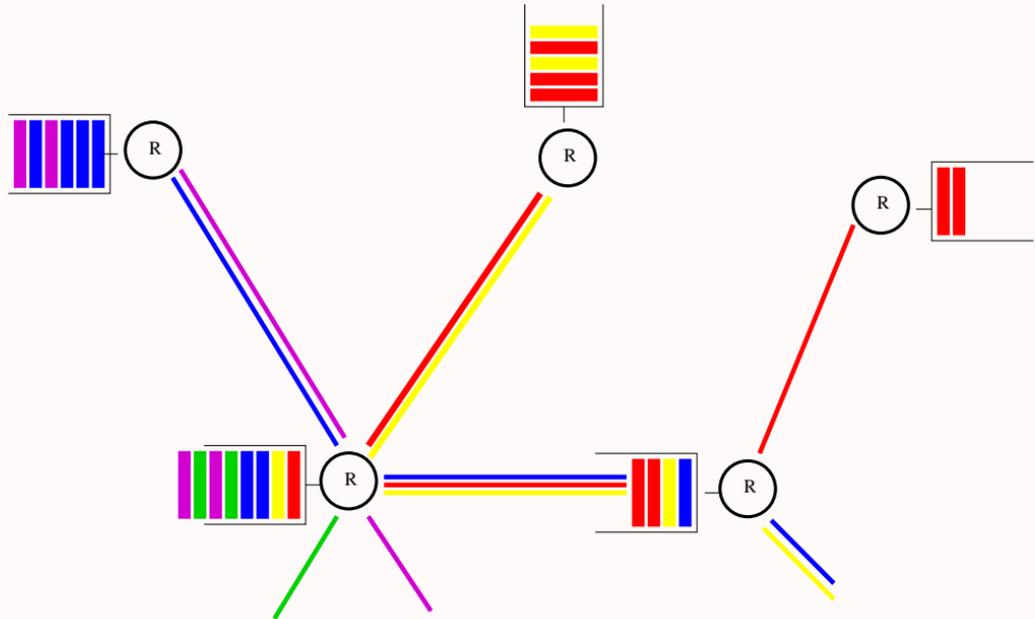
- (E_n) variables exp. i.i.d. paramètre 1,
- (X_n) variables i.i.d.

Équilibre

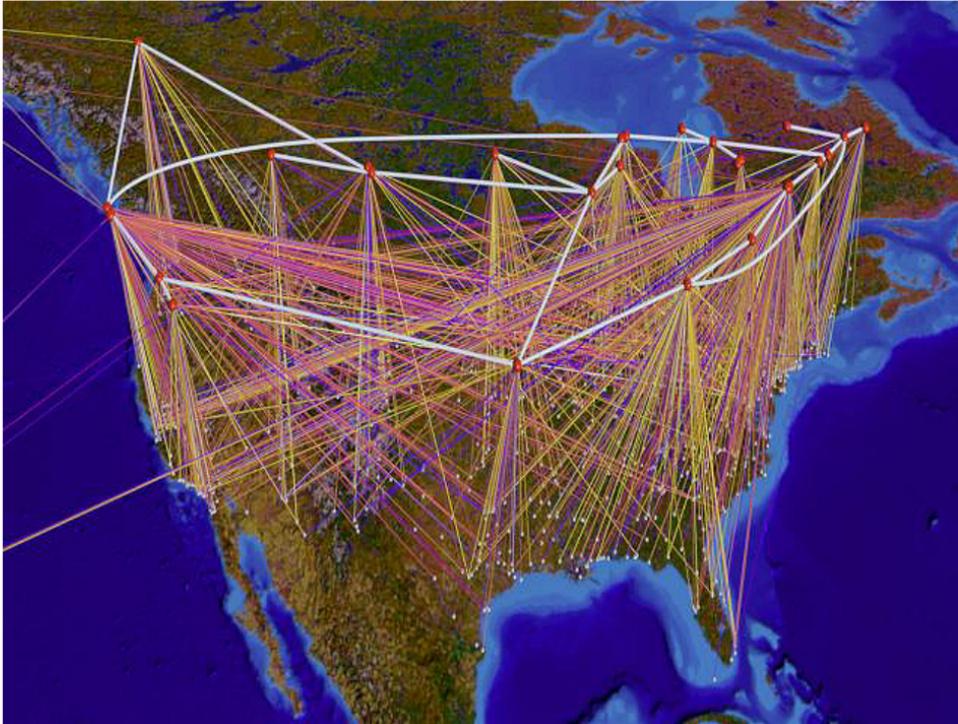
$$\overline{V}_\infty^2/2 \stackrel{\mathcal{L}}{=} \delta^{2X_0} \left(\overline{V}_\infty^2/2 + E_1 \right) .$$

TCP à l'échelle d'Internet

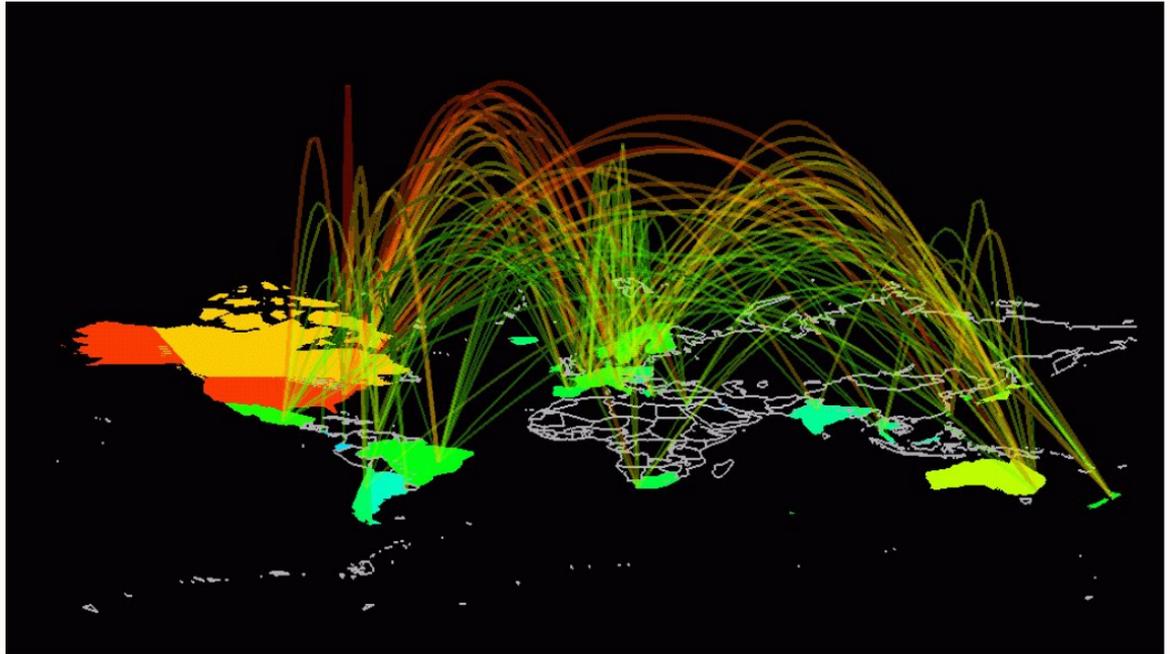
Le problème de la coexistence des flots TCP



Le réseau de la NSF



Le trafic sur le réseau Internet



Une vue macroscopique

Au niveau d'un routeur :

- N flots longs.
- Routeur goulot d'étranglement :
“bottleneck”.

Une vue macroscopique

Au niveau d'un routeur :

- N flots longs.
- Routeur goulot d'étranglement : "bottleneck".

Mécanismes d'adaptation de TCP :

⇒ partage équitable de la bande passante entre les N flots.

Une vue macroscopique

Au niveau d'un routeur :

- N flots longs.
- Routeur goulot d'étranglement : "bottleneck".

Mécanismes d'adaptation de TCP :

⇒ partage équitable de la bande passante entre les N flots.

Discipline Processor-Sharing
pour les flots à un bottleneck.

Une vue macroscopique

Au niveau d'un routeur :

- N flots longs.
- Routeur goulot d'étranglement :
“bottleneck”.

Mécanismes d'adaptation de TCP :

⇒ partage équitable de la bande passante
entre les N flots.

Discipline Processor-Sharing
pour les flots à un bottleneck.

Internet : un réseau de files Processor-Sharing ?

TCP : discussion

Avantages :

- Algorithme distribué :
protocole des sources et des destinations.
- Algorithme adaptatif.
- Succès : $> 95\%$ du trafic Internet.

TCP : discussion

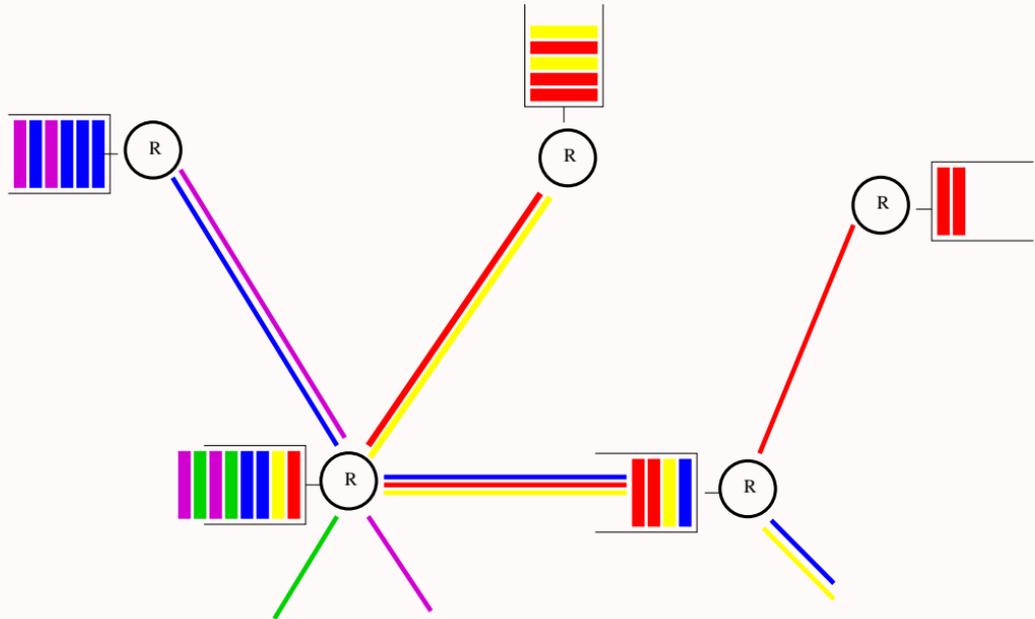
Avantages :

- Algorithme distribué :
protocole des sources et des destinations.
- Algorithme adaptatif.
- Succès : $> 95\%$ du trafic Internet.

Problèmes :

- Flots non contrôlés par TCP ;
Sources agressives ;
- Qualité de service ;
- Contrôle par les opérateurs Internet
au niveau des routeurs ?

Un algorithme au niveaux des routeurs



Un algorithme au niveau des routeurs (II)

RED : Random Early Detection :
Floyd et Jacobson (1993)

Un algorithme au niveau des routeurs (II)

RED : Random Early Detection :
Floyd et Jacobson (1993)

L : nb de paquets à un routeur de cap. C :
– un paquet est rejeté avec probabilité $p(L)$
 $S_{\min} \leq S_{\max} \leq C$,

$$p(x) = \begin{cases} 0 & x \leq S_{\min} \\ 1 & x \geq S_{\max} \end{cases}$$

Un algorithme au niveau des routeurs (II)

RED : Random Early Detection :
Floyd et Jacobson (1993)

L : nb de paquets à un routeur de cap. C :

– un paquet est rejeté avec probabilité $p(L)$

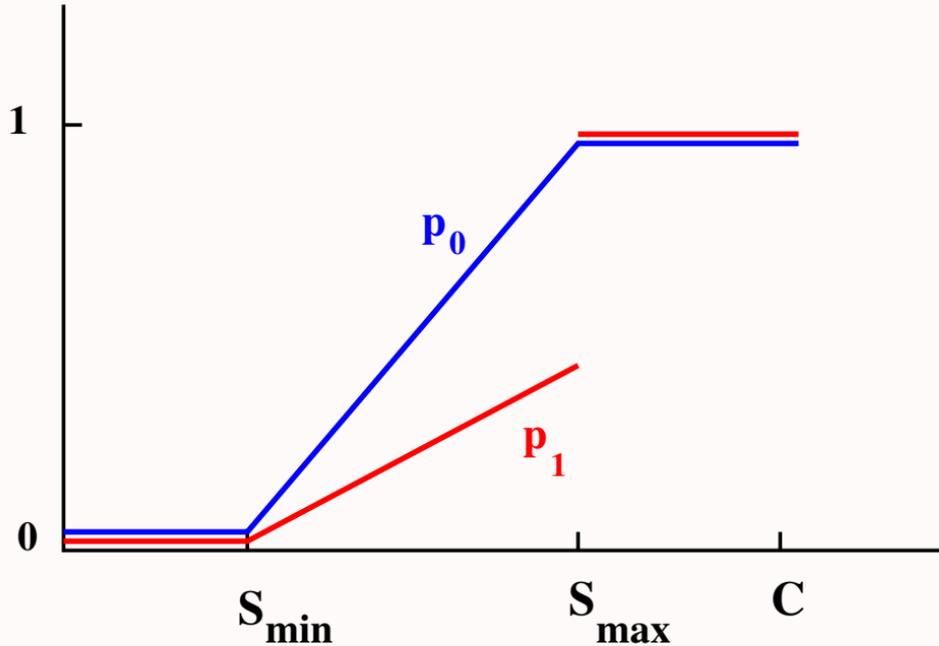
$$S_{\min} \leq S_{\max} \leq C,$$

$$p(x) = \begin{cases} 0 & x \leq S_{\min} \\ 1 & x \geq S_{\max} \end{cases}$$

– Si $S_{\min} = S_{\max} = C$: pas d'algorithme.

Tail drop

Fonctions de pertes de RED



Avantages de RED

- Tous les paquets sont contrôlés (TCP, UDP).

Avantages de RED

- Tous les paquets sont contrôlés (TCP, UDP).
- Une source agressive avec TCP partiel :
beaucoup de paquets perdus avec forte proba.

Avantages de RED

- Tous les paquets sont contrôlés (TCP, UDP).
- Une source agressive avec TCP partiel :
beaucoup de paquets perdus avec forte proba.
- Petits délais assurés.

Avantages de RED

- Tous les paquets sont contrôlés (TCP, UDP).
- Une source agressive avec TCP partiel :
beaucoup de paquets perdus avec forte proba.
- Petits délais assurés.
- Équité avec les flots sporadiques
⇒ si L est la moyenne locale

Inconvénients de RED

- Algorithmique complexe.

Inconvénients de RED

- Algorithmique complexe.
- Supérieur à **Tail drop**
si paramètres S_{\min} et S_{\max} optimisés.

Inconvénients de RED

- Algorithmique complexe.
- Supérieur à **Tail drop**
si paramètres S_{\min} et S_{\max} optimisés.
- Paramètres S_{\min} S_{\max} optimaux fortement liés aux conditions de trafic.

Inconvénients de RED

- Algorithmique complexe.
- Supérieur à **Tail drop**
si paramètres S_{\min} et S_{\max} optimisés.
- Paramètres S_{\min} S_{\max} optimaux fortement liés aux conditions de trafic.
- Succès relatif :
pas de déploiement significatif.

4. Modèles du trafic Internet

Dépendance longue du trafic

$N[a, b]$: Nb paquets au routeur entre a et b .

Dépendance longue du trafic

$N[a, b]$: Nb paquets au routeur entre a et b .

Mesures sur le réseau :

$N[0, s]$ et $N[x + s, x + t]$ pas indépendents.

Dépendance longue du trafic

$N[a, b]$: Nb paquets au routeur entre a et b .

Mesures sur le réseau :

$N[0, s]$ et $N[x + s, x + t]$ pas indépendents.

Dépendance longue :

$$\mathbb{E}(N_{0,s}N_{x+s,x+t}) - \mathbb{E}(N_{0,s})\mathbb{E}(N_{x+s,x+t})$$

décroît lentement vers 0 quand $x \rightarrow +\infty$

Dépendance longue du trafic

$N[a, b]$: Nb paquets au routeur entre a et b .

Mesures sur le réseau :

$N[0, s]$ et $N[x + s, x + t]$ pas indépendents.

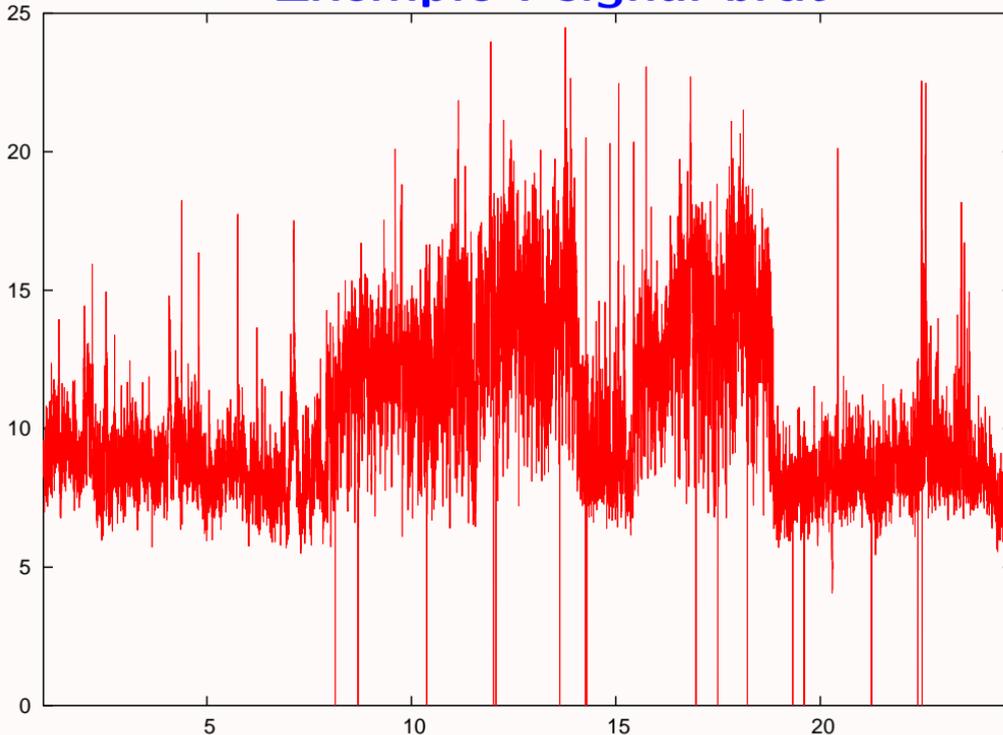
Dépendance longue :

$\mathbb{E}(N_{0,s}N_{x+s,x+t}) - \mathbb{E}(N_{0,s})\mathbb{E}(N_{x+s,x+t})$
décroît lentement vers 0 quand $x \rightarrow +\infty$

Quand $x \rightarrow +\infty$, suivant les situations,

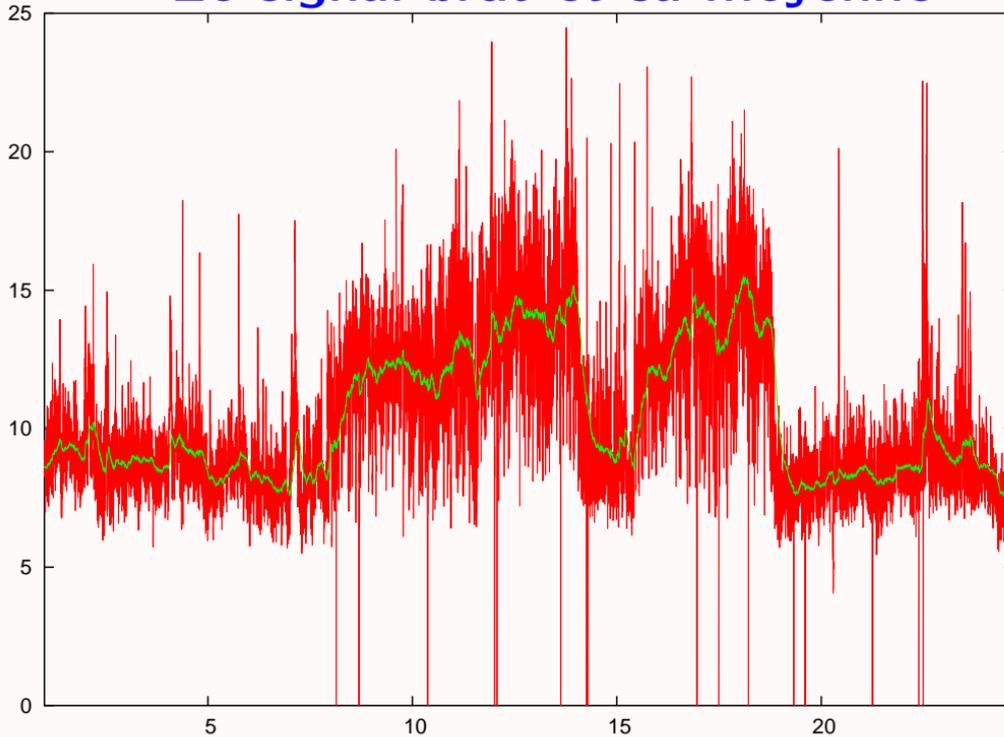
$$\mathbb{E}(N_{0,s}N_{x+s,x+t}) - \mathbb{E}(N_{0,s})\mathbb{E}(N_{x+s,x+t}) \sim \frac{C}{x^\alpha}$$

Exemple : signal brut

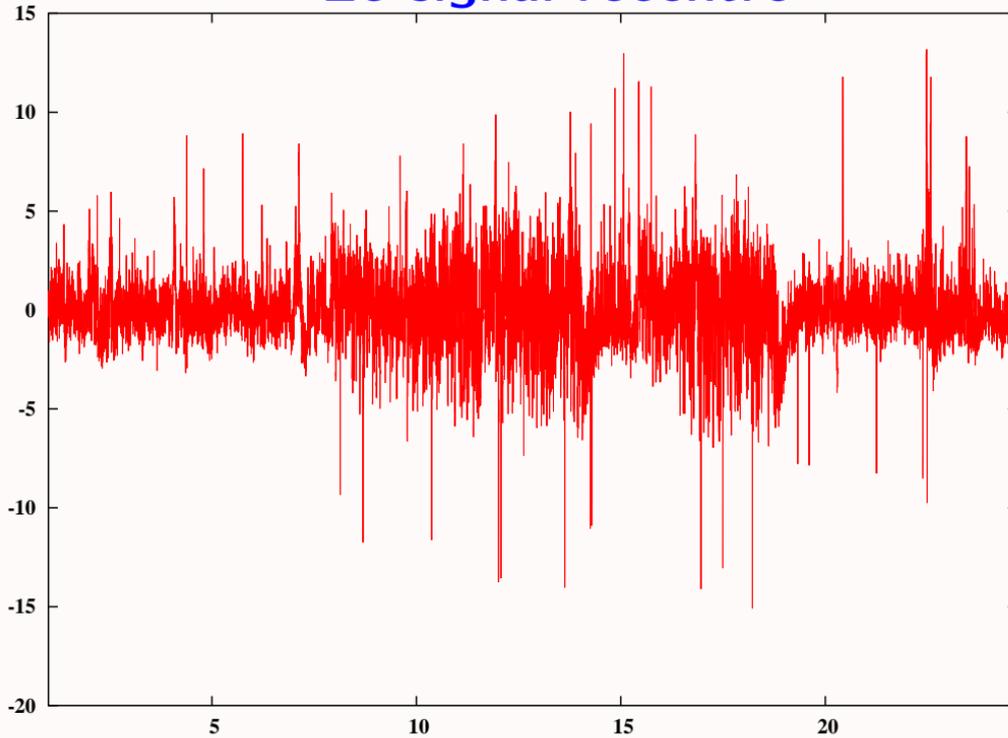


Traffic sur routeur Jussieu (19/09/03 de 9:35 à 10:00)

Le signal brut et sa moyenne



Le signal recentré



Échec du modèle poissonnien pour Internet

Processus de Poisson :
inadéquat pour décrire le trafic des paquets.
“Failure of Poisson Modeling”

Échec du modèle poissonnien pour Internet

Processus de Poisson :

inadéquat pour décrire le trafic des paquets.

“Failure of Poisson Modeling”

Impact :

L charge d'un routeur de taille C à l'équilibre

– **Modèle poissonnien :** $\mathbb{P}(L \geq x) \sim K e^{-\gamma x}$.

Proba de perte $\leq \varepsilon$ si $C \sim -\log(\varepsilon/K)/\gamma$

Échec du modèle poissonnien pour Internet

Processus de Poisson :
inadéquat pour décrire le trafic des paquets.
“Failure of Poisson Modeling”

Impact :
 L charge d'un routeur de taille C à l'équilibre

– **Modèle poissonnien :** $\mathbb{P}(L \geq x) \sim Ke^{-\gamma x}$.
Proba de perte $\leq \epsilon$ si $C \sim -\log(\epsilon/K)/\gamma$

– **Modèle “lourd” :** $\mathbb{P}(L \geq x) \sim K_1/x^\alpha$.
Proba de perte $\leq \epsilon$ si $C \sim (\epsilon/K_1)^{-1/\alpha}$

Trafic lourd sur Internet

Une source On-Off :
transferts successifs de “gros” fichiers



Trafic lourd sur Internet

Une source On-Off :

transferts successifs de “gros” fichiers



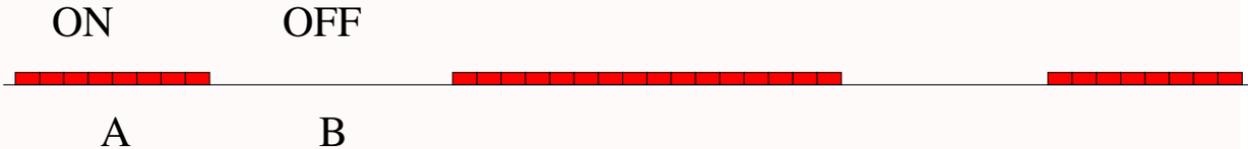
Durée D d'une période On

$$\mathbb{P}(D \geq x) \sim \frac{C}{x^\alpha}, \quad 1 < \alpha < 2.$$

Trafic lourd sur Internet

Une source On-Off :

transferts successifs de “gros” fichiers



Durée D d'une période On

$$\mathbb{P}(D \geq x) \sim \frac{C}{x^\alpha}, \quad 1 < \alpha < 2.$$

Superposition de sources On-Off :

Dépendance longue du trafic.

Trafic sur Internet

Les éléphants :

- Flots longs : plus de 20 paquets.
~ 70% du volume.

Trafic sur Internet

Les éléphants :

- Flots longs : plus de 20 paquets.
~ 70% du volume.

Les souris :

- Flots courts : moins de 20 paquets.
~ 80% des flots.

Trafic sur Internet

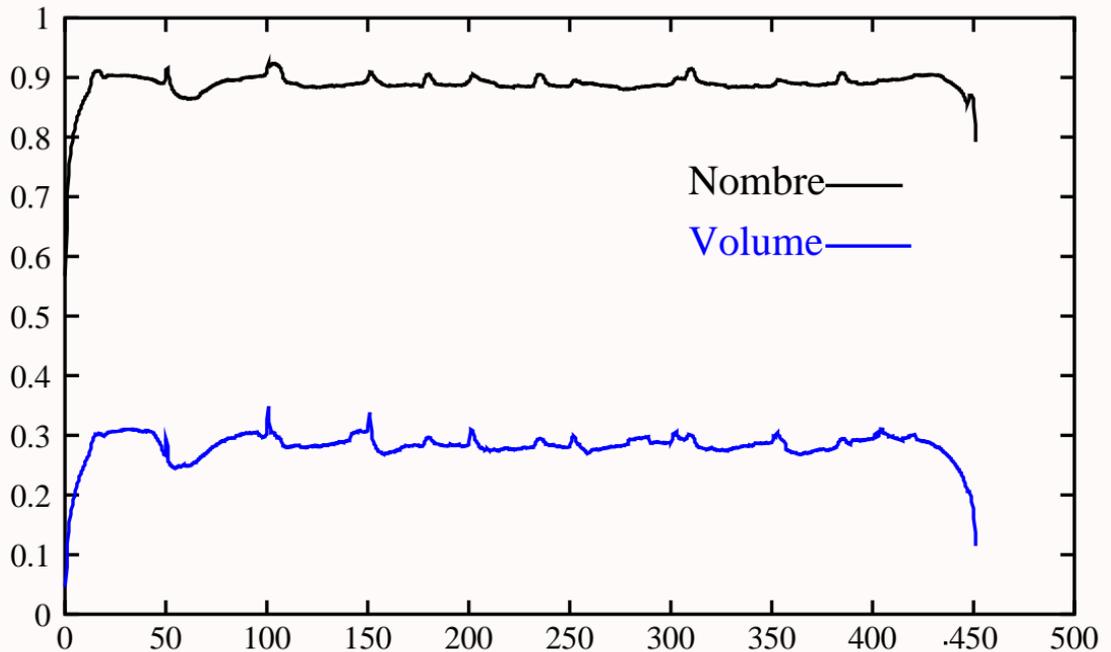
Les éléphants :

- Flots longs : plus de 20 paquets.
~ 70% du volume.

Les souris :

- Flots courts : moins de 20 paquets.
~ 80% des flots.

Trafic Internet : des Éléphants et des Souris.



Proportions des souris/éléphants
Routeur de l'Université du Colorado
90 sec. 240000 flots, $9 \cdot 10^6$ paquets.

Perspectives

- Analyse au niveau paquet impraticable.
- Modèles fluides des flots avec une dépendance temporelle faible.
- Problème du choix des échelles de temps.
- Qualité de service sur Internet.

FIN

