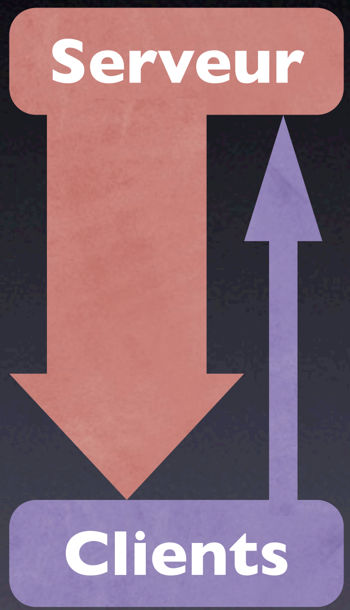
Diffusion de journaux personnalisés

Sandeep Dey & Nicolas Schabanel
LIP - CNRS - École normale supérieure de Lyon

CENTRE NATIONAL
DE LA RECHERCHE
SCIENTIFIQUE

INRIA

Dissémination



Média asymétriques

Naturellement diffusant : Réseaux sans fil, Satellite, Arbres de multicast, Ethernet, TV par câble, VidéoText, Téléphones mobiles,...

Explosion du nombre d'utilisateurs

Internet sans fil, Systèmes d'information à chaud (traffic, foot,...),...

Absurde de traiter chaque requête individuellement

(surcharge des serveur et réseau)

Protocoles de dissémination

Le serveur connaît un ***profil*** des utilisateurs :
la répartition des requêtes

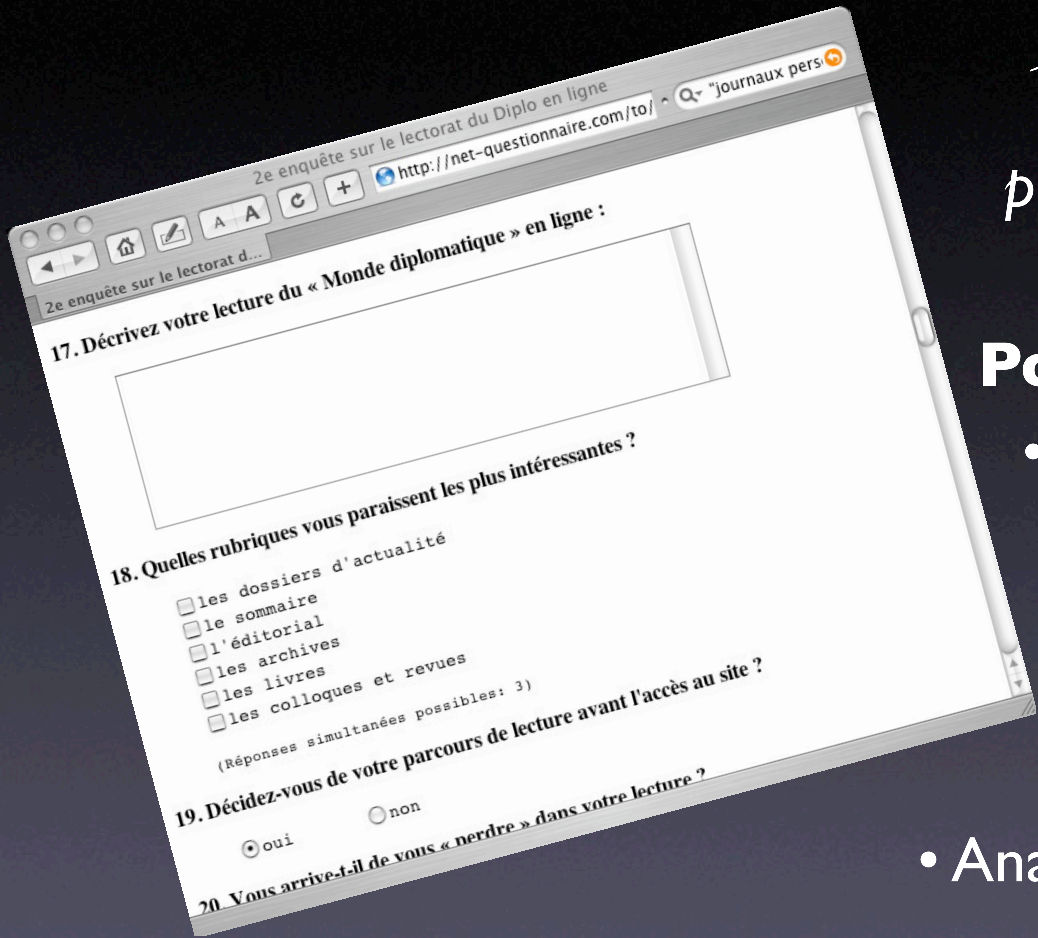
Aucune requête n'est transmise au serveur
(serveur "push" vs "pull")

Protocoles de dissémination

Le serveur connaît un ***profil*** des utilisateurs :
la répartition des requêtes

Aucune requête n'est transmise au serveur
(serveur "push" vs "pull")

Collecte des profils


2e enquête sur le lectorat du Diplo en ligne
http://net-questionnaire.com/to/
"journaux pers
2e enquête sur le lectorat d...

17. Décrivez votre lecture du « Monde diplomatique » en ligne :

18. Quelles rubriques vous paraissent les plus intéressantes ?
- les dossiers d'actualité
- le sommaire
- l'éditorial
- les archives
- les livres
- les colloques et revues

(Réponses simultanées possibles: 3)

19. Décidez-vous de votre parcours de lecture avant l'accès au site ?
oui non

20. Vous arrive-t-il de vous « perdre » dans votre lecture ?

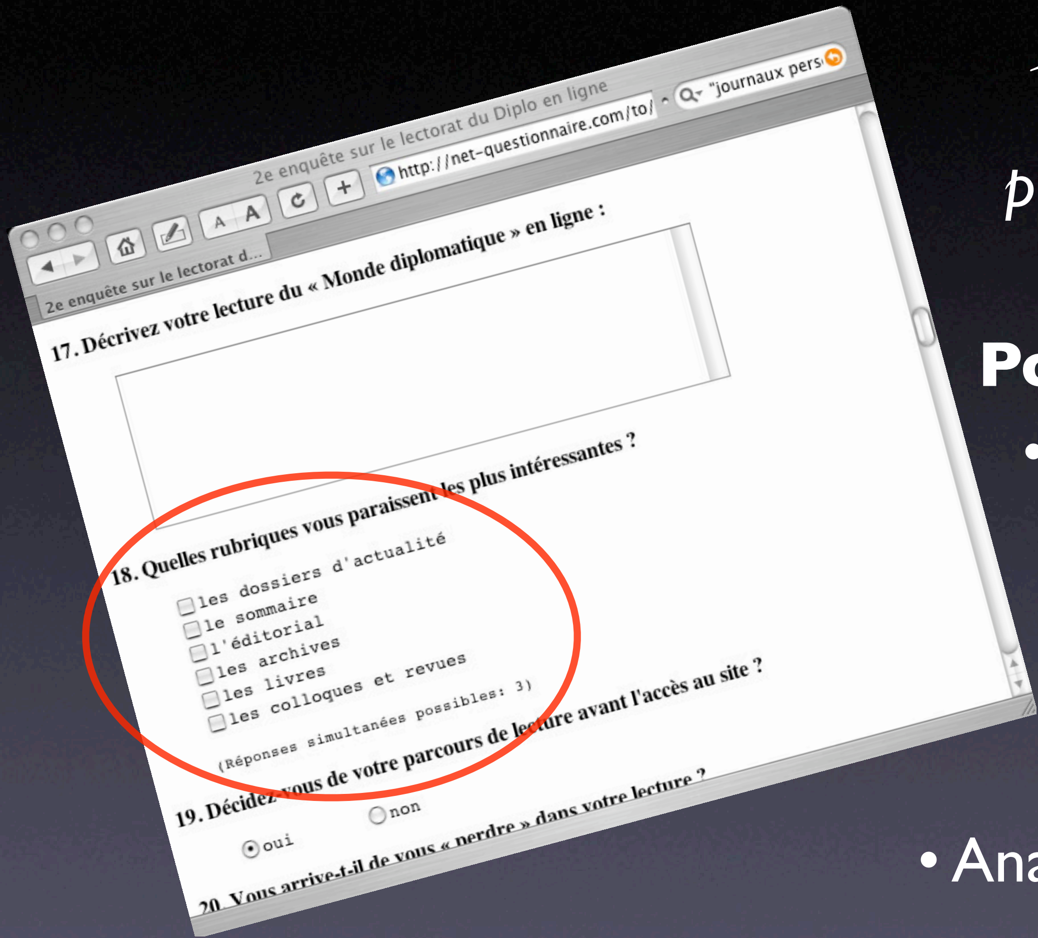
Web : parcours du site à *pondérer* par les popularités des pages (via les traces)

Popularités des pages :

- Remplir un questionnaire à l'inscription
- Enregistrement du comportement de l'utilisateur Google
- Analyse des échanges Gmail

Les serveurs disposent d'une information sur les ***corrélations*** entre les différents éléments

Collecte des profils



Web : parcours du site à *pondérer* par les popularités des pages (via les traces)

Popularités des pages :

- Remplir un questionnaire à l'inscription
- Enregistrement du comportement de l'utilisateur Google
- Analyse des échanges Gmail

Les serveurs disposent d'une information sur les ***corrélations*** entre les différents éléments

Autre exemple de dépendances

Chaque page à diffuser est composée d'***éléments qui sont partagés*** entre différentes pages

La page est téléchargée lorsque ***tous*** les éléments qui la composent sont téléchargés

Autre exemple de dépendances

Chaque page à diffuser est composée d'***éléments qui sont partagés*** entre différentes pages

La page est téléchargée lorsque ***tous*** les éléments qui la composent sont téléchargés

Diffusion de journaux personnalisés

Instance :

n rubriques (éléments) $M_1, \dots, M_n$ de longueur **1**

k journaux (pages) $J_1, \dots, J_k \subseteq \{ 1, \dots, n \}$

les popularités $p_1, \dots, p_k$ des journaux, $p_1 + \cdots + p_k = 1$

But : Un ordonnancement des ***rubriques*** qui minimise l'***attente pour les journaux* d'*un utilisateur aléatoire***

people	météo	trafic	bourse	trafic	people	météo	→ t

Diffusion de journaux personnalisés

Instance :

n rubriques (éléments) $M_1, \dots, M_n$ de longueur **1**

k journaux (pages) $J_1, \dots, J_k \subseteq \{ 1, \dots, n \}$

les popularités $p_1, \dots, p_k$ des journaux, $p_1 + \cdots + p_k = 1$

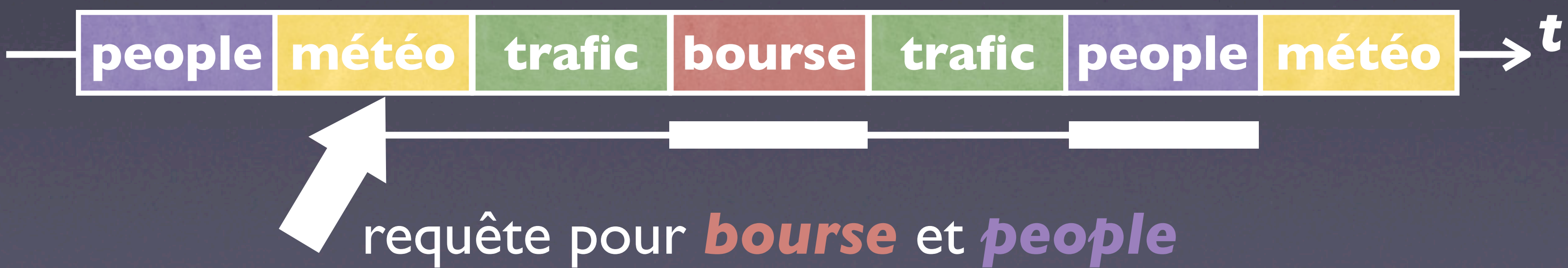
But : Un ordonnancement des ***rubriques*** qui minimise l'***attente pour les journaux d'un utilisateur aléatoire***

Diffusion de journaux personnalisés

Instance :

- n rubriques (éléments) $M_1, \ldots, M_n$ de longueur 1
- k journaux (pages) $J_1, \ldots, J_k \subseteq \{ 1, \ldots, n \}$
- les popularités $p_1, \ldots, p_k$ des journaux, $p_1 + \cdots + p_k = 1$

But : Un ordonnancement des ***rubriques*** qui minimise l'***attente pour les journaux*** **d'*****un utilisateur aléatoire***



Historique (1)

NP-difficile en l'absence de dépendances

si les messages ont un coût *BBNS98*

ou si les messages sont de longueurs différentes *KS99, S00*

Algorithmes en l'absence de dépendances

- 2-approximation, *Ammar & Wong 1985*
- 9/8-approximation, *Bar-Noy, Bhatia, Naor & Scheiber 1998*
- (1+ε)-approximation, *Kenyon, S. & Young 2000*

Des travaux sur une variante : broadcast disks

par *Acharya, Alonso, Franklin & Zdonik 1995*

Historique (2)

NP-difficile en présence de dépendances

le cas préemptif NP-difficile dans *S00* est la restriction au cas où tous les journaux sont disjoints

Algorithmes en présence de dépendances

- Optimal pour ***deux* rubriques**, *Bar-Noy, Shilo, 2000*
- 3/2-approximation pour la recherche de la meilleure ***permutation*** pour des ***dépendances portant sur deux rubriques***, *Bar-Noy, Naor & Scheiber 2003*
- Approche expérimentale, *Huang & Chen 2003-2004*

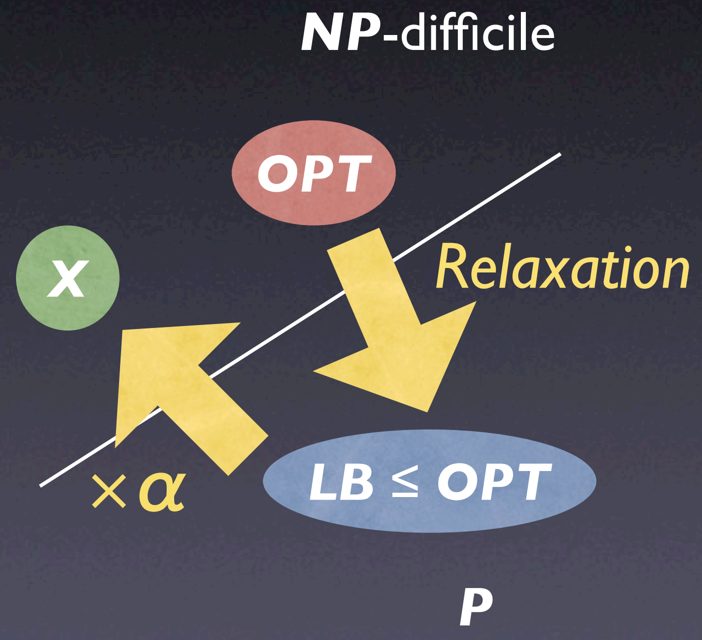
  ⇒ le traitement des dépendances permet un ***gain de performances***

Algorithmes d'approximation

Principe d'une α-approximation

1. Rechercher un ***minorant*** ***LB*** du coût optimal ***OPT*** calculable en temps polynomial
2. En déduire des informations sur ***OPT***
3. Construire une solution ***X*** dont le coût est proche du ***minorant :***

$$\text{coût}(X) \leq \alpha \; LB \leq \alpha \; OPT$$



Coût d'un ordonnancement

$$\text{Coût(Ordonnancement)} = \sum_{\text{Journaux } J_j} p_j \cdot \text{Attente moyenne(Journal } J_j)$$

$$\text{Attente moyenne(Journal } J_j) =$$

$$\frac{1}{T}\int_{t=0}^{T} \max_{\text{Rubrique } M_i \in J_j} \text{attente}(M_i, t)\, dt$$

Minorer le coût

Attente moyenne(Journal J_j)

$$= \frac{1}{T}\int_{t=0}^{T} \max_{\text{Rubrique } M_i \in J_j} \text{attente}(M_i, t)\, dt$$

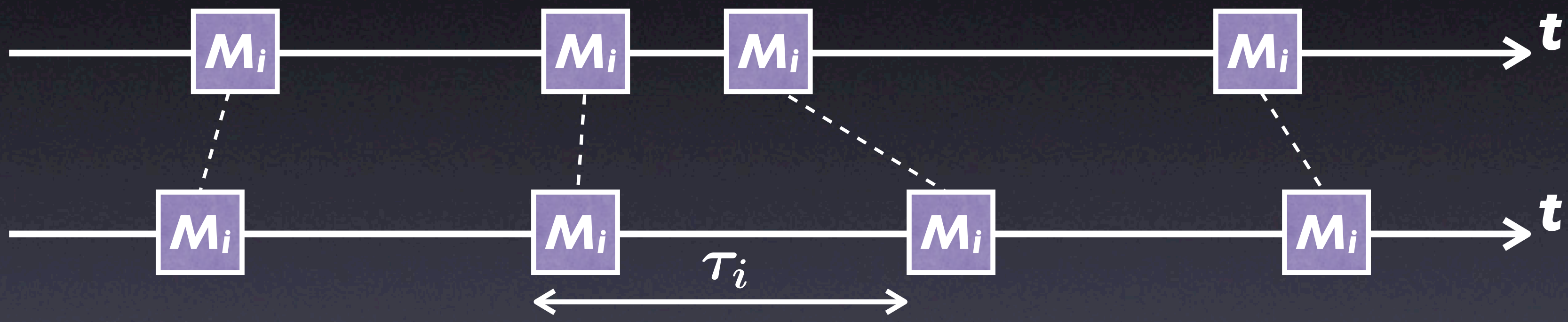
$$\geqslant \frac{1}{T}\int_{t=0}^{T} \text{attente}(M_i, t)\, dt, \quad \text{pour toute rubrique } M_i \in J_j$$

$$\boxed{\geqslant \max_{\text{Rubrique } M_i \in J_j} \text{Attente moyenne}(M_i)}$$

⇒ Minorons l'attente moyenne pour chaque rubrique $\boldsymbol{M_i}$

Relaxation & Minorant

Relaxation : *autoriser les recouvrements et optimiser chaque rubrique* ***M*$_i$** *indépendamment*



Minimum atteint si ***M*$_i$** *est diffusé régulièrement,* d'où le ***minorant***

$$\mathrm{LB} = \begin{cases} \underset{\tau > 0}{\text{Minimiser}} \quad \displaystyle\sum_{\text{Journaux } J_j} p_j \cdot \max_{\text{Rubrique } M_i \in J_j} \frac{\tau_i}{2} \\[2ex] \text{avec} \quad \dfrac{1}{\tau_1} + \cdots + \dfrac{1}{\tau_n} \leqslant 1 \end{cases}$$

Résoudre le minorant

$$\mathrm{LB} = \begin{cases} \displaystyle\underset{\tau > 0}{\text{Minimiser}} \quad \sum_{\text{Journaux } J_j} p_j \cdot \max_{\text{Rubrique } M_i \in J_j} \frac{\tau_i}{2} \\[2ex] \displaystyle\qquad\qquad \text{avec} \quad \frac{1}{\tau_1} + \cdots + \frac{1}{\tau_n} \leqslant 1 \end{cases}$$

Programme de minimisation convexe

l'algorithme des ellipsoïdes construit en temps polynomial une solution

$$\tau^* \text{ telle que } \mathrm{LB}(\tau^*) \leqslant \mathrm{LB} + \frac{1}{4}$$

Résoudre le minorant

$$\mathrm{LB} = \begin{cases} \displaystyle \underset{\tau > 0}{\text{Minimiser}} \quad \sum_{\text{Journaux } J_j} p_j \cdot \frac{\sigma_j}{2} \\ \text{avec} \quad \tau_i \leqslant \sigma_j, \text{ pour tout } J_j \text{ et tout } M_i \in J_j \\ \displaystyle \frac{1}{\tau_1} + \cdots + \frac{1}{\tau_n} \leqslant 1 \end{cases}$$

Programme de minimisation convexe

l'algorithme des ellipsoïdes construit en temps polynomial une solution

$$\tau^* \text{ telle que } \mathrm{LB}(\tau^*) \leqslant \mathrm{LB} + \frac{1}{4}$$

Algorithme randomisé

À chaque instant t :

Tirer *i* dans {***1***,..., ***n***} avec probabilité proportionelle à $1/\tau_i^*$

Diffuser la rubrique $\boldsymbol{M_i}$

Analyse

L'espérance de l'attente pour le journal ***J*** de taille ***q*** vaut

Algorithme randomisé

À chaque instant t :

Tirer *i* dans {***1***,..., ***n***} avec probabilité proportionelle à $1/\tau_i^*$

Diffuser la rubrique $\boldsymbol{M_i}$

Analyse

L'espérance de l'attente pour le journal ***J*** de taille ***q*** vaut

Algorithme randomisé

À chaque instant t :

Tirer *i* dans {***1***,..., ***n***} avec probabilité proportionelle à $1/\tau_i^*$

Diffuser la rubrique $\boldsymbol{M_i}$

Analyse

L'espérance de l'attente pour le journal ***J*** de taille ***q*** vaut

Algorithme randomisé

À chaque instant t :

Tirer *i* dans {***1***,..., ***n***} avec probabilité proportionelle à $1/\tau_i^*$

Diffuser la rubrique $\boldsymbol{M_i}$

Analyse

L'espérance de l'attente pour le journal ***J*** de taille ***q*** vaut

Algorithme randomisé

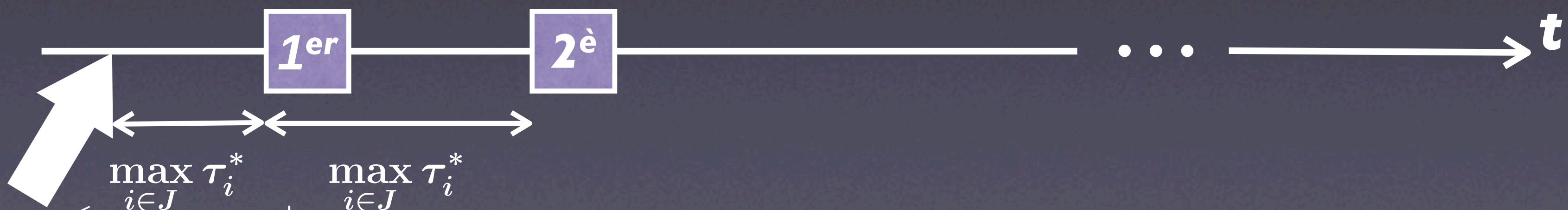
À chaque instant t :

Tirer *i* dans {*1*,..., ***n***} avec probabilité proportionelle à $1/\tau_i^*$

Diffuser la rubrique ***M***

Analyse

L'espérance de l'attente pour le journal ***J*** de taille ***q*** vaut



$$\leqslant \frac{\max_{i \in J} \tau_i^*}{q} + \frac{\max_{i \in J} \tau_i^*}{q-1}$$

Algorithme randomisé

À chaque instant t :

Tirer *i* dans {*1*,..., *n*} avec probabilité proportionelle à $1/\tau_i^*$

Diffuser la rubrique $\boldsymbol{M_i}$

Analyse

L'espérance de l'attente pour le journal ***J*** de taille ***q*** vaut

$$\leqslant \frac{\max\limits_{i\in J} \tau_i^*}{q} + \frac{\max\limits_{i\in J} \tau_i^*}{q-1}$$

Algorithme randomisé

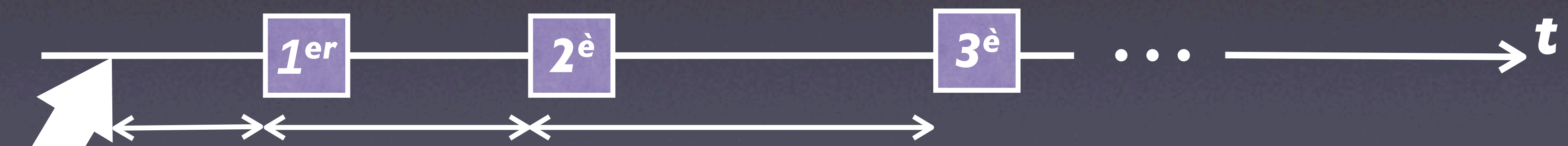
À chaque instant t :

Tirer ***i*** dans {***1***,..., ***n***} avec probabilité proportionelle à $1/\tau_i^*$

Diffuser la rubrique $\boldsymbol{M_i}$

Analyse

L'espérance de l'attente pour le journal ***J*** de taille ***q*** vaut



$$\leqslant \frac{\max_{i\in J}\tau_i^*}{q} + \frac{\max_{i\in J}\tau_i^*}{q-1} + \frac{\max_{i\in J}\tau_i^*}{q-2}$$

Algorithme randomisé

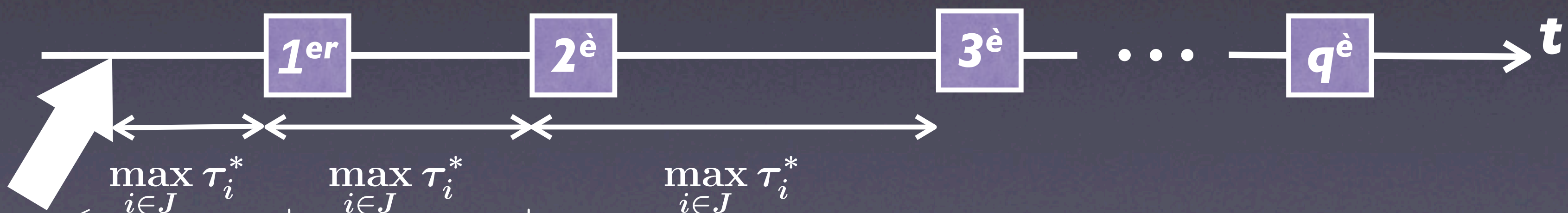
À chaque instant t :

Tirer *i* dans {*1*,..., ***n***} avec probabilité proportionelle à $1/\tau_i^*$

Diffuser la rubrique ***M***

Analyse

L'espérance de l'attente pour le journal ***J*** de taille ***q*** vaut



$$\leqslant \frac{\max\limits_{i\in J} \tau_i^*}{q} + \frac{\max\limits_{i\in J} \tau_i^*}{q-1} + \frac{\max\limits_{i\in J} \tau_i^*}{q-2}$$

Algorithme randomisé

À chaque instant t :

Tirer *i* dans {***1***,..., ***n***} avec probabilité proportionelle à $1/\tau_i^*$

Diffuser la rubrique $\boldsymbol{M_i}$

Analyse

L'espérance de l'attente pour le journal ***J*** de taille ***q*** vaut

$$\leqslant \frac{\max_{i\in J}\tau_i^*}{q} + \frac{\max_{i\in J}\tau_i^*}{q-1} + \frac{\max_{i\in J}\tau_i^*}{q-2} + \cdots + \frac{\max_{i\in J}\tau_i^*}{1}$$

Algorithme randomisé

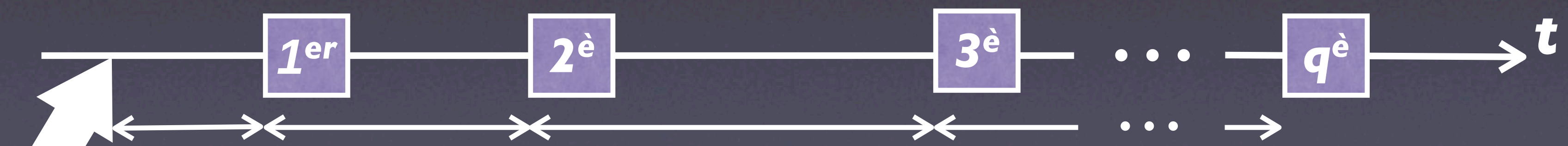
À chaque instant t :

Tirer *i* dans {*1*,..., ***n***} avec probabilité proportionelle à $1/\tau_i^*$

Diffuser la rubrique $\boldsymbol{M_i}$

Analyse

L'espérance de l'attente pour le journal ***J*** de taille ***q*** vaut



$$\leqslant \frac{\max_{i\in J}\tau_i^*}{q} + \frac{\max_{i\in J}\tau_i^*}{q-1} + \frac{\max_{i\in J}\tau_i^*}{q-2} + \cdots + \frac{\max_{i\in J}\tau_i^*}{1} \sim \ln q \cdot \max_{i\in J}\tau_i^*$$

Algorithme randomisé

À chaque instant t :

Tirer *i* dans {***1***,..., ***n***} avec probabilité proportionelle à $1/\tau_i^*$

Diffuser la rubrique $\boldsymbol{M_i}$

Analyse

L'espérance du coût de l'ordonnancement est donc :

$$\text{coût}(\text{Randomisé}) \leqslant \sum_{\text{Journaux } J_j} p_j \cdot \ln q \cdot \max_{i \in J_j} \tau_i^* \leqslant 2 \ln n \cdot \text{LB} \leqslant 2 \ln n \, \text{OPT}$$

⇒ L'algorithme randomisé est une **2 ln *n*-approximation**

Instance critique

L'analyse de l'algorithme randomisé est-elle correcte ?

Instance critique:

k journaux tous disjoints ayant **ln *k*** rubriques distinctes

$$\textit{Coût(Randomisé)} \sim 2 \ln k \cdot k \ln k$$

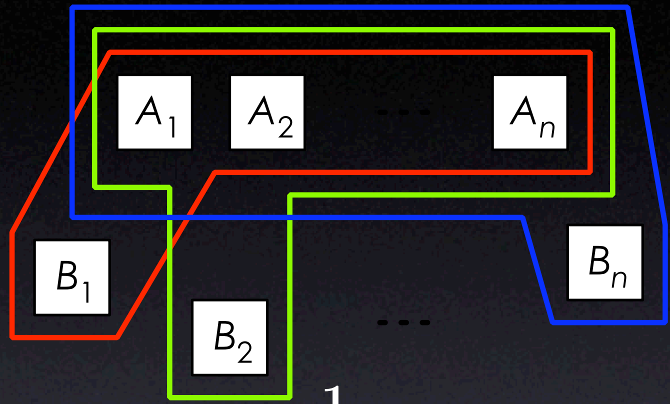
$$\text{mais } \mathit{OPT} \leq \textit{Coût(Cyclique)} \sim k \ln k$$

Or **ln *k* ~ ln (*k* ln *k*) = ln *n***, donc sur cette instance :

$$\textit{Coût(Randomisé)} \sim 2 \ln n \cdot \mathit{OPT}$$

Est-ce mauvais ?

Effet des dépendances



Étudions l'instance suivante où chaque journal est identiquement populaire

Popularité *individuelles* des $\boldsymbol{A_i} \sim \dfrac{1}{n}$ et des $\boldsymbol{B_i} \sim \dfrac{1}{n^2}$

Alors, les algorithmes préexistants diffusent les $\boldsymbol{A_i}$ *et les* $\boldsymbol{B_i}$ *avec des fréquences proportionnelles à* $1/\sqrt{n}$ *et* $1/\sqrt{n^2}$*, resp.*

Mais pour ces valeurs $\tau_A \sim n$ et $\tau_B \sim n\sqrt{n}$

$$\mathrm{LB}(\tau) \sim n \cdot \frac{1}{n} \cdot \frac{\max(n, n\sqrt{n})}{2} \sim \frac{n\sqrt{n}}{2}$$

alors que $\text{Coût(Cyclique)} \sim n \cdot \dfrac{1}{n} \cdot \dfrac{n}{2} = \dfrac{n}{2} \geqslant \text{OPT}$

$\Rightarrow$ *Ignorer les dépendances induit un surcoût d'un facteur* $\sqrt{n}$ ***!***

Faire mieux !

Les mauvaises performances de l'algorithme randomisé sont dues à l'arrivée aléatoire des rubriques.

<u>Solution :</u> ordonnancements parfaitement périodiques

Parfaitement périodiques

Lemme *(AGH95, BNP01)*
Si les τ_i sont des puissances de 2 et vérifient $\dfrac{1}{\tau_1} + \cdots + \dfrac{1}{\tau_n} \leqslant 1$,
alors il existe un ordonnancement qui diffuse chaque ***Mi***
exactement tous les τ_i

Algorithme déterministe

Pour tout i, soit $\beta_i = 2^\ell$, où $2^{\ell-1} < \tau_i^* \leqslant 2^\ell$

Diffuser les rubriques suivant un ordonnancement parfaitement périodique de périodes (β_i)

Analyse

Chaque rubrique ***M_i*** est diffusée tous les $\beta_i \leq 2\tau_i^*$

Donc chaque journal ***J_j*** est téléchargé en moins de $2 \max_{M_i \in J_j} \tau_i^*$

Ainsi,

Coût(Algorithme 2) ≤ 4 LB ≤ 4 OPT

⇒ C'est une 4-approximation !

Conclusion & perspectives

Importance de prendre en compte les dépendances

Peut induire une perte de performances d'un facteur $\sqrt{n}$

Une 4-approximation déterministe

Un minorant à un facteur constant de *OPT*

permet d'évaluer ***OPT*** et de comparer des heuristiques entre elles (en particulier de mesurer les performances *réelles* des algorithmes)

Conclusion & perspectives

Amélioration du facteur d'approximation

Calcul rapide du minorant

Dissémination en-ligne avec dépendances

- Dépendances inexplorées pour l'instant
- Existence d'algorithmes compétitifs par augmentation de ressources pour la variante sans dépendance *(EP02, BCKN05)*

Merci