
Ordonnancement temps réel multiprocesseur et réparti

Frank Singhoff

Bureau C-203

Université de Brest, France

Lab-STICC, CNRS UMR 6285

singhoff@univ-brest.fr

Sommaire

1. Introduction et rappels.
2. Ordonnancement global.
3. Ordonnancement par partitionnement.
4. Ordonnancement par approches mixtes.
5. Résumé.
6. Acronymes.
7. Références.
8. Remerciements.

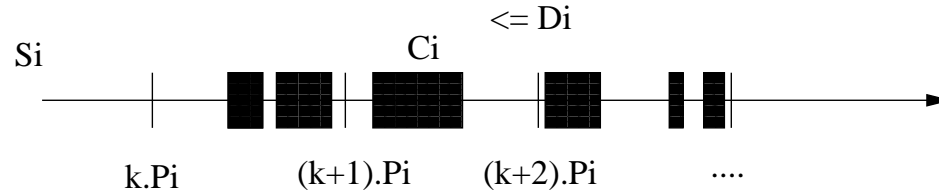
Ordonnancement, définitions (1)

- **Objectifs** : prendre en compte les besoins d'urgence, d'importance des applications temps réel.
- **Taxinomie** : préemptif/non préemptif, priorités statiques/dynamiques, hors/en ligne.
- **Principales propriétés recherchées** :
 1. **Facilité de mise en œuvre** : l'ordonnanceur est-il facile à implanter ?
 2. **Faisabilité** : est il possible d'exhiber un test de faisabilité ? Condition permettant de décider hors ligne du respect des contraintes des tâches.
 3. **Efficacité** : critères de comparaison des algorithmes \implies optimalité, dominance, équivalence et comparabilité.

Ordonnancement, définitions (2)

- **Critères de comparaison des algorithmes:**
 - **Optimalité** : un algorithme a est optimal s'il est capable de trouver un ordonnancement pour tout ensemble faisable de tâches.
 - **Dominance** : a domine b si tous les jeux de tâche faisables par b le sont aussi par a et s'il existe des jeux de tâches faisables par a qui ne le sont pas par b .
 - **Équivalence** : a et b sont équivalents si tous les jeux de tâche faisables par a le sont aussi par b , et inversement.
 - **Incomparable** : a et b sont incomparables s'il existe des jeux de tâches faisables par a qui soient infaisables par b et inversement.

Ordonnancement, définitions (3)



- Paramètres définissant une tâche périodique i , tâche/fonction critique :
 - Arrivée de la tâche dans le système : S_i .
 - Borne sur le temps d'exécution d'une activation : C_i (capacité).
 - Période d'activation : P_i . Notion de travail.
 - Délai critique : D_i (relatif à P_i).
- Modèle tâches périodiques synchrones à échéances sur requêtes [LIU 73] :
 - Tâches périodiques et indépendantes.
 - avec $\forall i : S_i = 0$ (instant critique, pire cas).
 - $\forall i : P_i = D_i$.

Exemple : algo. à priorité fixe (1)

- Priorités fixes \implies analyse hors ligne \implies applications statiques et critiques.
- **Propriétés/hypothèses :**
 - Tâches périodiques synchrones à échéances sur requêtes.
 - Complexité faible et mise en œuvre aisée.
 - Affectation Rate Monotonic : algorithme optimal dans la classe des algorithmes à priorité fixe. Dominé par EDF.
- **Fonctionnement :**
 1. Affectation des priorités selon l'urgence ou l'importance. Ex : période (Rate Monotonic), délai critique (Deadline Monotonic).
 2. Phase d'élection : élection de la plus forte priorité.

Exemple : algo. à priorité fixe (2)

1. **Période d'étude** = $[0, PPCM(P_i)]$. Condition suffisante et nécessaire.
2. **Test sur le taux d'utilisation** (Rate Monotonic préemptif) :

$$U = \sum_{i=1}^n \frac{C_i}{P_i} \leq n(2^{\frac{1}{n}} - 1) \leq 0.69$$

Condition suffisante mais non nécessaire.

3. **Test sur le temps de réponse** (qq soit l'affectation, préemptif) :

$$r_i = C_i + \sum_{j \in hp(i)} I_j = C_i + \sum_{j \in hp(i)} \left\lceil \frac{r_i}{P_j} \right\rceil C_j \leq D_i$$

Condition généralement suffisante et nécessaire. $hp(i)$ est l'ensemble des tâches de plus forte priorité que i . Instant critique requis.

Exemple : algo. à priorité fixe (3)

- **Technique de calcul** : on évalue de façon itérative w_i^n par :

$$w_i^{n+1} = C_i + \sum_{j \in hp(i)} \left\lceil \frac{w_i^n}{P_j} \right\rceil C_j$$

- On démarre avec $w_i^0 = C_i$.
- Conditions d'arrêt :
 - Echec si $w_i^n > P_i$.
 - Réussite si $w_i^{n+1} = w_i^n$.

Exemple : algo. à priorité fixe (4)

- **Exemple** : $P_1=7$; $C_1=3$; $P_2=12$; $C_2=2$; $P_3=20$; $C_3=5$

- $w_1^0 = 3 \implies r_1 = 3$

- $w_2^0 = 2$

- $w_2^1 = 2 + \lceil \frac{2}{7} \rceil 3 = 5$

- $w_2^2 = 2 + \lceil \frac{5}{7} \rceil 3 = 5 \implies r_2 = 5$

- $w_3^0 = 5$

- $w_3^1 = 5 + \lceil \frac{5}{7} \rceil 3 + \lceil \frac{5}{12} \rceil 2 = 10$

- $w_3^2 = 5 + \lceil \frac{10}{7} \rceil 3 + \lceil \frac{10}{12} \rceil 2 = 13$

- $w_3^3 = 5 + \lceil \frac{13}{7} \rceil 3 + \lceil \frac{13}{12} \rceil 2 = 15$

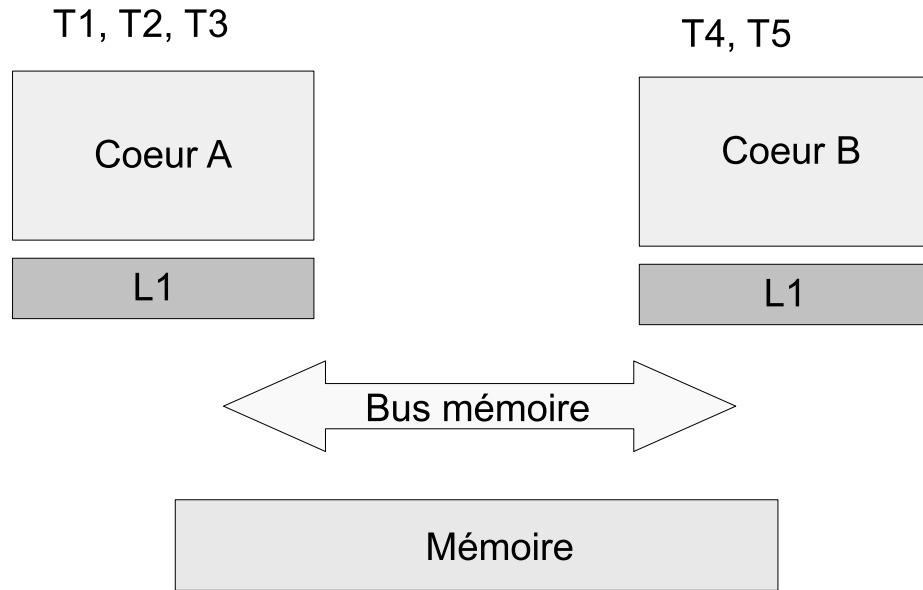
- $w_3^4 = 5 + \lceil \frac{15}{7} \rceil 3 + \lceil \frac{15}{12} \rceil 2 = 18$

- $w_3^5 = 5 + \lceil \frac{18}{7} \rceil 3 + \lceil \frac{18}{12} \rceil 2 = 18 \implies r_3 = 18$

Architectures ciblées (1)

- **Historiquement** : plate-forme = un processeur, une horloge et une mémoire commune ... déterministe mais puissance bornée technologiquement.
- **Vers l'utilisation d'architectures plus puissantes, mais moins déterministes** :
 - Plusieurs unités de calcul/processeurs identiques (ou non).
 - Partageant (ou non) diverses ressources : horloge, cache, mémoire, bus mémoire.
 - Reliés par divers moyens de communication : bus, NoC (Network of Chip)
 - ...

Architectures ciblées (2)



- **Exemples de variabilité du WCET:**

- Interférences nouvelles ; ex: T1 vs T4 ne sont plus indépendantes
- CRPD, Cache Related Preemption Delay, temps de rechargement du cache

Architectures ciblées (3)

- *"Un système réparti est un ensemble de machines autonomes connectées par un réseau, et équipées d'un logiciel dédié à la coordination des activités du système ainsi qu'au partage de ses ressources." Coulouris et al. [COU 94].*

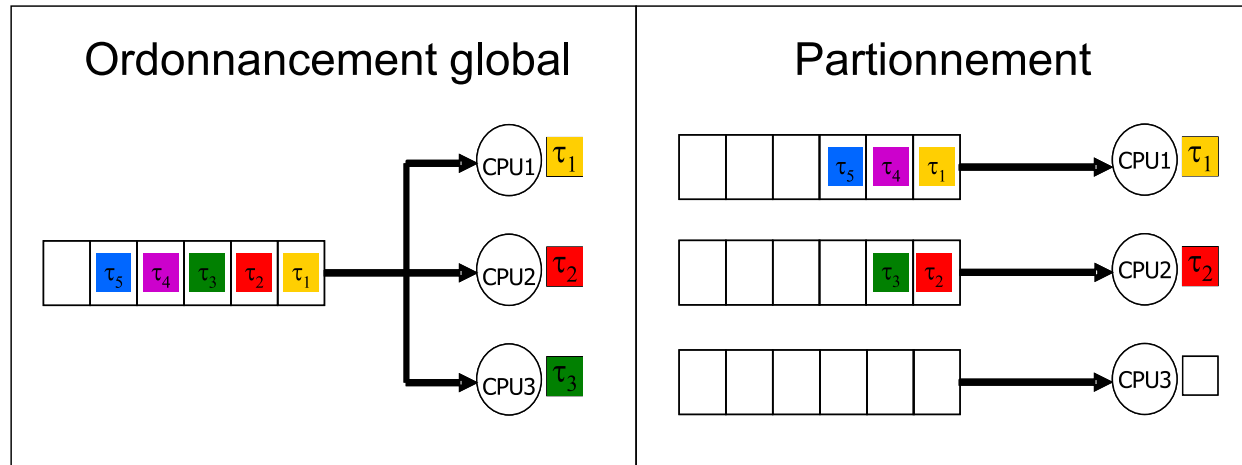
- **Pourquoi un système réparti ?**

1. Tolérance aux pannes (fiabilité, disponibilité).
2. Contraintes physiques (ex : avionique, usines automatisées).
3. Contraintes liées au processus industriel.
4. Optimisation partage des ressources.
5. ...

Architectures ciblées (4)

⇒ Nécessite de nouvelles méthodes d'analyse de l'ordonnancement.

Approches d'ordonnancement (1)



- Ordonnancement dans un système réparti/multi-processeurs :
 1. **Ordonnancement global** : choisir d'abord la tâche, puis placer la tâche sur un des processeurs libres. Approche en-ligne.
 2. **Ordonnancement par partitionnement** : placement des tâches pour ordonnancement local, puis vérification éventuelle des délais de bout en bout. Approche hors-ligne.

Approches d'ordonnancement (2)

- **Ordonnancement global :**

- Peu adapté aux systèmes hétérogènes et réparti : processus industriels/systèmes de systèmes, migration de tâches/travaux.
- Résultats théorie ordonnancement temps réel global récents, pour des architectures simples. Quid des ressources partagées ?
- Meilleure optimisation des ressources : processeur occupé, moins de préemption ... mais des migrations.

⇒ architectures multi-coeurs.

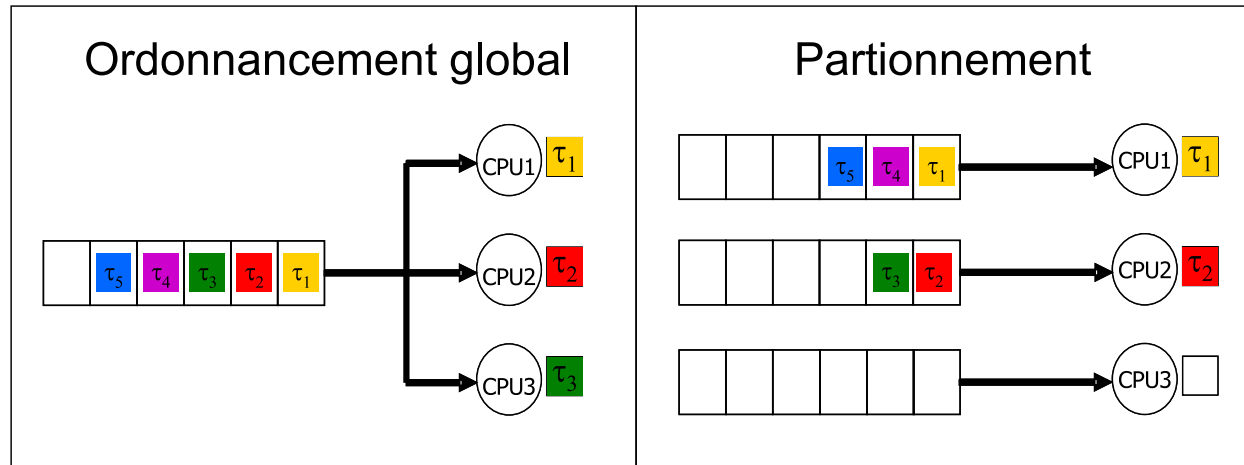
Approches d'ordonnancement (3)

- **Ordonnancement par partitionnement :**
 - Meilleure adéquation aux systèmes hétérogènes, de grande taille.
 - Théorie ordonnancement temps réel mono-processeur mature.
 - Utilisation moins optimale des ressources (processeur libre).
 - Isolation : retards/pannes/anomalies d'une tâche limités à un processeur.
 - Vérification de contrainte de bout en bout délicate. Comment intégrer les communications dans l'analyse.
 - Problème de Placement (Bin-packing, NP-dur).
- ⇒ architectures réparties hétérogènes.

Sommaire

1. Introduction et rappels.
2. Ordonnancement global, illustration avec les architectures multi-coeurs.
3. Ordonnancement par partitionnement, illustration avec les architectures réparties.
4. Ordonnancement par approches mixtes.
5. Résumé.
6. Acronymes.
7. Références.
8. Remerciements.

Approches d'ordonnancement



- Ordonnancement dans un système réparti/multi-processeurs :
 1. **Ordonnancement global** : choisir d'abord la tâche, puis placer la tâche sur un des processeurs libres. Approche en-ligne.
 2. **Ordonnancement par partitionnement** : placement des tâches pour ordonnancement local, puis vérification éventuelle des délais de bout en bout. Approche hors-ligne.

Ordonnancement global (1)

- **Types de plate-forme multiprocesseur :**
 - **Processeurs identiques** : processeur ayant la même capacité de calcul.
 - **Processeurs uniformes** : cadence d'exécution associée à chaque processeur tel, exécuter un travail de durée t sur un processeur de cadence c requiert $t \cdot c$ unités de temps.
 - **Processeurs spécialisés** : cadence d'exécution définie par le triplet $(r_{i,j}, i, j)$: le travail i requiert $r_{i,j} \cdot t$ unités de temps pour une durée de travail t sur le processeur j .

⇒ On suppose ici, des processeurs identiques, et pas de ressource partagée (cache, bus mémoire).

Ordonnancement global (2)

- **Un ordonnanceur global traite deux problèmes [DAV 09, BER 07] :**
 - Quand et comment affecter les priorités des tâches/travaux.
 - Choisir le processeur où exécuter la tâche.

Ordonnancement global (3)

- **Instants de migration :**

- Migration impossible : la tâche ne peut pas migrer. Tous ses travaux sont affectés à un processeur unique => partitionnement.
- Migration possible entre les différents travaux d'une tâche. Un travail ne peut pas migrer.
- Migration d'un travail possible d'une unité de temps à une autre (parallélisation d'un travail généralement interdit).

- **Affectations de priorité :**

- Priorité fixe associée à la tâche (ex : RM).
- Priorité fixe associée au travail (ex : EDF).
- Priorité dynamique chaque unité de temps du travail/tâche (ex : LLF).

Ordonnancement global (4)

- **Deux types d'algorithmes**

1. Adaptations d'algorithmes centralisés :

- global RM, global EDF, global DM, global LLF, ...
- Choix du niveau de migration
- Appliquer globalement sur l'ensemble des processeurs une stratégie d'ordonnancement. Attribuer à chaque instant les m processeurs aux m tâches/travaux les plus prioritaires.
- Prémption d'une tâche/travail lorsque tous les processeurs sont occupés.

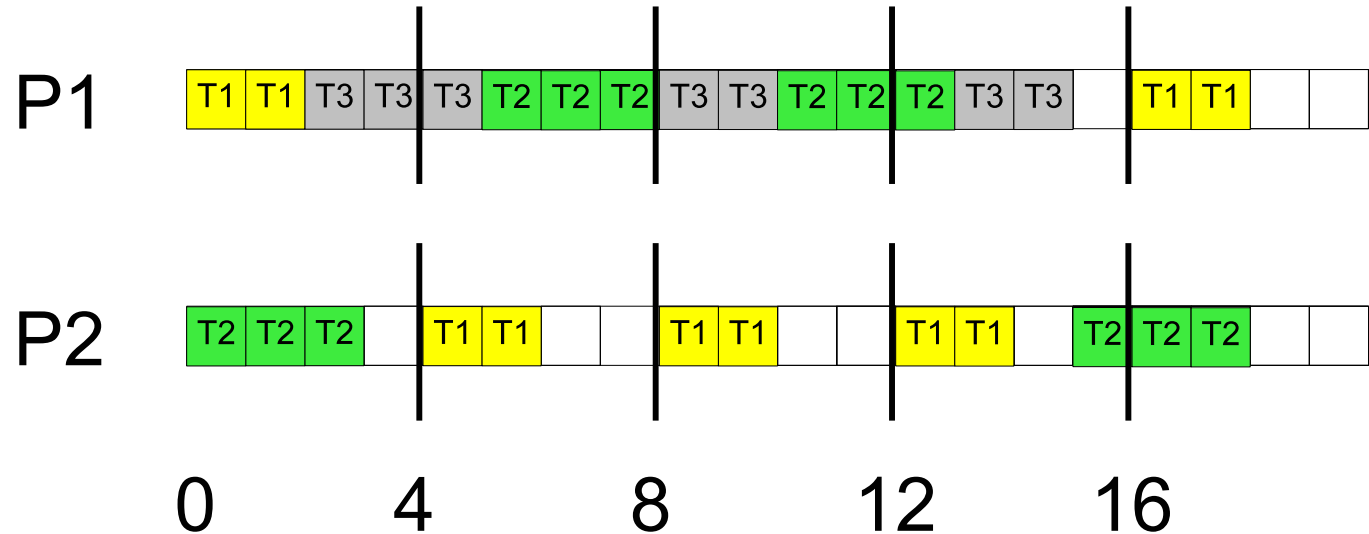
2. Algorithmes nouveaux : PFair, EDZL, RUN, LLREF, EDF(k), SA,...

- Attention : domaine différent du mono-processeur => résultats/propriétés différents, résultats généraux peu nombreux.

Ordonnement global (5)

- **Exemple** : global Deadline Monotonic

	Ci	Pi	Di
T1	2	4	4
T2	3	5	5
T3	7	20	20

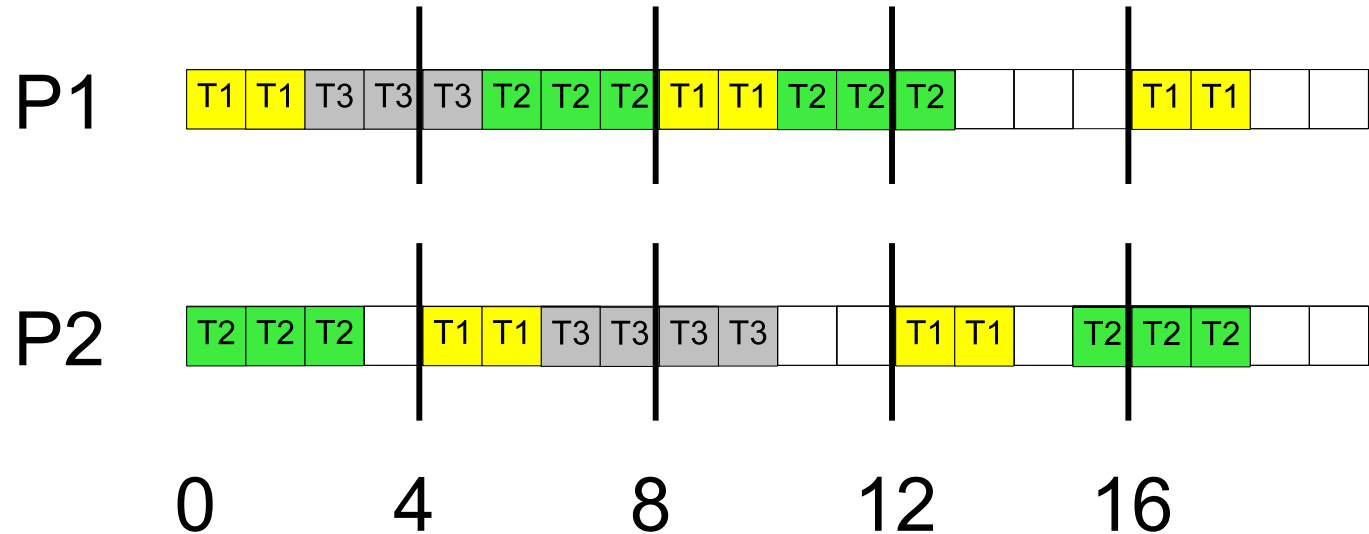


- Affectation des priorités : $T_1 > T_2 > T_3$.
- Migrations possibles des travaux.

Ordonnement global (6)

- **Exemple** : global Deadline Monotonic

	Ci	Pi	Di
T1	2	4	4
T2	3	5	5
T3	7	20	20



- Affectation des priorités : $T_1 > T_2 > T_3$.
- Migrations possibles chaque unité de temps.

Ordonnement global (7)

3: migration chaque unité de temps	(1,3)	(2,3)	(3,3)
2: migration travaux	(1,2)	(2,2)	(3,2)
1: migration interdite	(1,1)	(2,1)	(3,1)
	1: priorités fixes tâches	2: priorité fixes travaux	3: priorités dynamiques chaque unité de temps

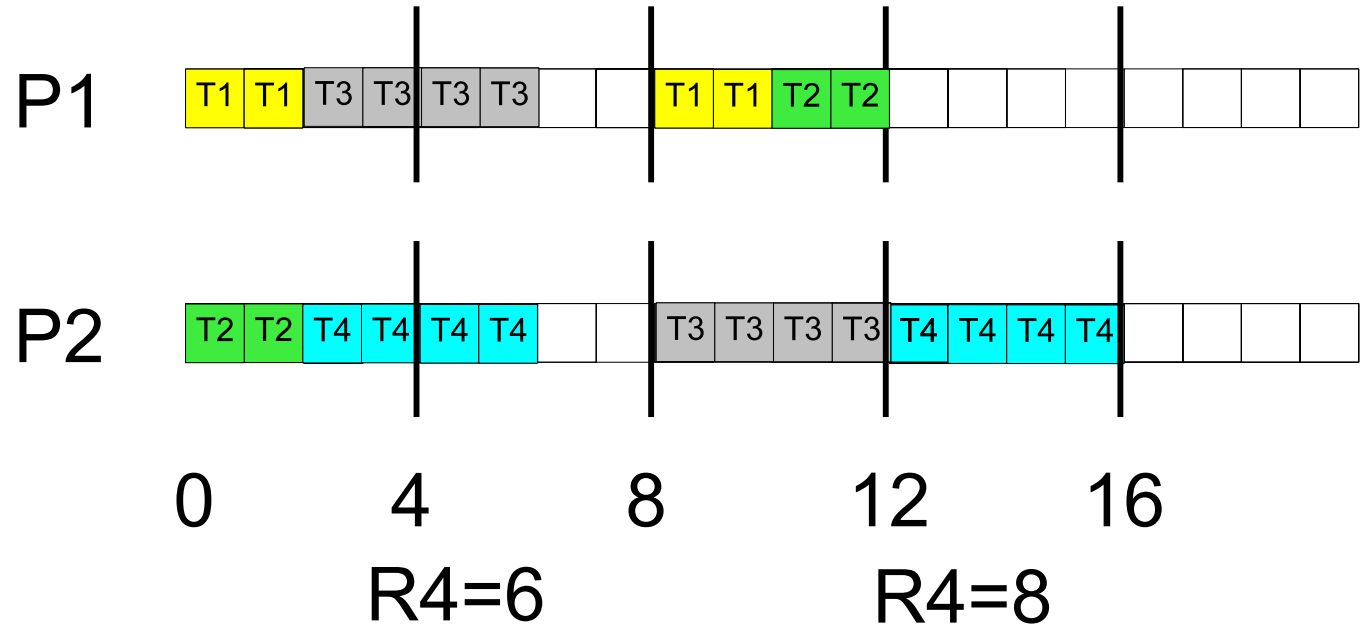
- **Comparaison des algorithmes :**

- Dominance des algorithmes à priorités dynamiques. (3,3) est la classe dominante d'algorithme. Hiérarchie différente de celle en mono-processeur : global LLF domine global EDF.
- (1,*) sont incomparables entre eux.
- (*,1) sont incomparables avec (*,2) et (*,3).
- Algorithmes Pfair : avec processeurs identiques + tâches périodiques synchrones à échéances sur requêtes = algorithme optimal.

Ordonnancement global (8)

- Instant critique :

	Ci	Di	Pi
T1	2	2	8
T2	2	4	10
T3	4	6	8
T4	4	7	8



- En mono-processeur, l'instant critique est le pire scénario pour les tâches périodiques. Hypothèse pour le calcul du pire temps de réponse.
- N'est plus vrai en multi-processeur.

Ordonnancement global (9)

- **Période d'étude :**

- En mono-processeur, la période d'étude permet de vérifier :
 1. Un jeu de tâches périodiques asynchrones/synchrones, $\forall D_i$.
 2. Avec un algorithme d'ordonnancement déterministe, sans test de faisabilité !

$$[0, LCM(\forall i : P_i) + 2 \cdot \max(\forall i : S_i)]$$

- En multi-processeurs identiques, moins de résultats connus :

$$[0, lcm(\forall i : P_i)]$$

pour des jeux de tâches synchrones à échéances sur requêtes et algorithme à priorités fixes seulement :-)

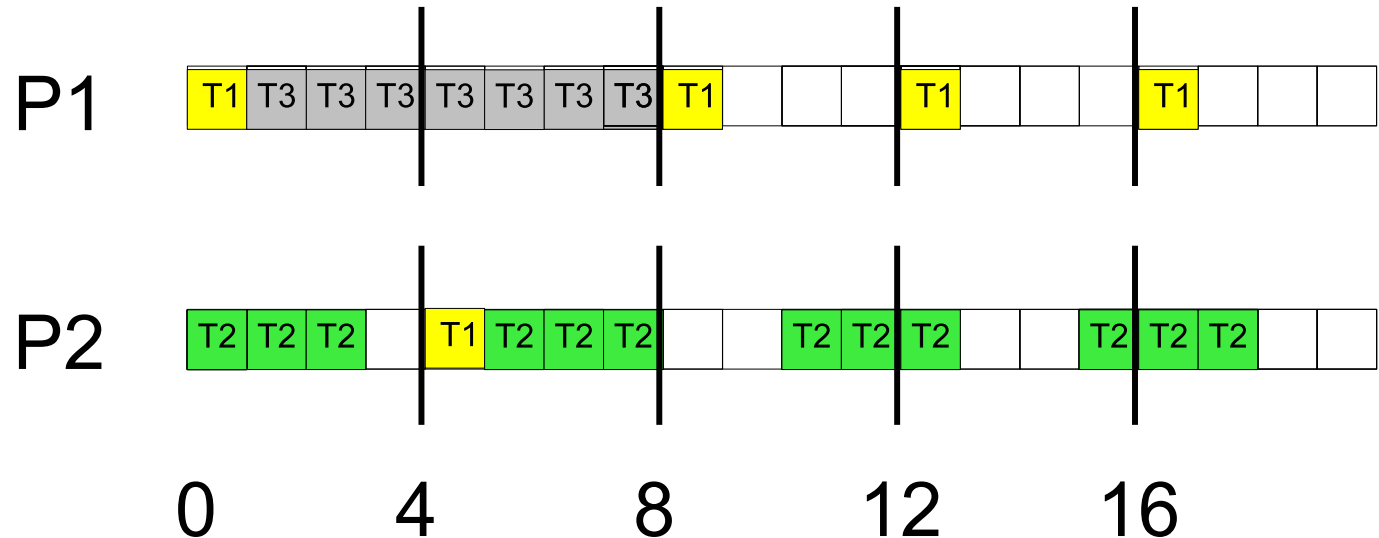
Ordonnancement global (10)

- **Anomalies d'ordonnancement :**
 - Anomalie : changement intuitivement positif de l'architecture qui conduit à un jeu de tâches non faisable.
 - Méthode de vérification utilisée en mono-processeur : vérification pire cas (ex : tâches sporadiques validées comme des tâches périodiques).
 - Paramètres concernés : $C_i, P_i \implies$ baisse du taux d'utilisation.

Ordonnement global (11)

- Anomalies d'ordonnement :

	Ci	Pi	Di
T1	1	4	2
T2	3	5	3
T3	7	20	8



- Migration possible chaque unité de temps.
- Jeu de tâches faisable.

Ordonnement global (12)

- Anomalies d'ordonnement :

Echéance manquée de T3

	Ci	Pi	Di
T1	1	5	2
T2	3	5	3
T3	7	20	8

P1



P2



0 4 8 12 16

- Migration possible chaque unité de temps.
- Augmentation de P_1 qui conduit à un jeu de tâches **non faisable**.

Ordonnancement global (13)

- **Principe des algorithmes Pfair :**
 - On cherche un partage équitable des processeurs (Proportionate Fair [AND 05]).
 - Algorithme optimal si processeurs identiques + tâches périodiques synchrones échéances sur requêtes.
 - Orienté échéances.
 - Migration nécessaire entre chaque unité de temps.
 - Pas de parallélisme.
 - Beaucoup de commutations de contexte.

Ordonnancement global (14)

- **Principe des algorithmes Pfair :**

1. On cherche à exécuter les tâches selon un taux constant (modèle fluide), c-à-d :

$$\forall i : WT(T_i, t) = t \cdot \frac{C_i}{P_i} \text{ sur } [0, t)$$

2. Peut être approché par :

$$retard(T_i, t) = WT(T_i, t) - \sum_{k=0}^{t-1} Sched(T_i, k)$$

où $Sched(T_i, t) = 1$ quand T_i est ordonnancée dans intervalle $[t, t + 1[$ et $Sched(T_i, t) = 0$ sinon

3. Un ordonnancement est dit Pfair si et seulement si :

$$\forall i, T_i, t : -1 \leq retard(T_i, t) \leq 1$$

4. Un ordonnancement Pfair est par construction faisable.

Ordonnancement global (15)

- **Fonctionnement des algorithmes Pfair :**

- Découper chaque tâche en plusieurs sous-tâches, capacité d'une unité de temps (quantum).
- Affectation d'une priorité dynamique $d_{(T_i,j)}$ et d'une date de réveil $r_{(T_i,j)}$ pour chaque sous-tâche :

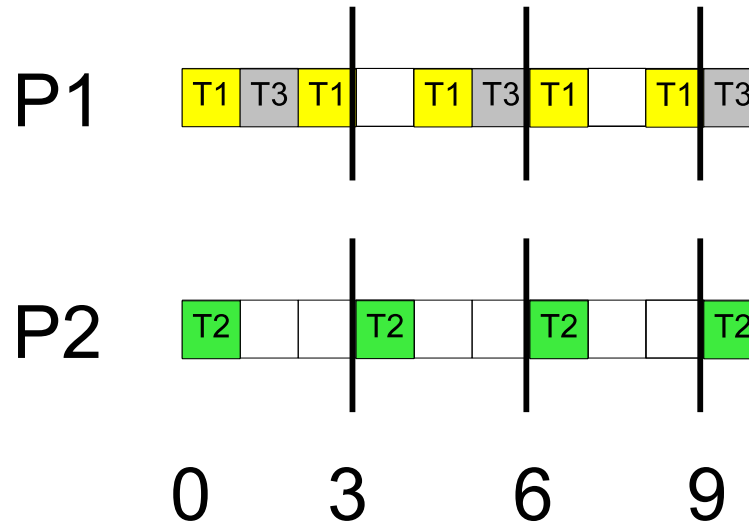
$$d_{(T_i,j)} = \left\lceil \frac{j}{C_i/P_i} \right\rceil$$

$$r_{(T_i,j)} = \left\lceil \frac{j-1}{C_i/P_i} \right\rceil$$

- Ordonnancement selon $d_{(T_i,j)}$ (échéance la plus courte).
- Variantes (optimales) si échéances identiques des sous-tâches: PF , PD , PD^2 .

Ordonnement global (16)

	Ci	Pi
T1	1	2
T2	1	3
T3	2	9



$$\bullet d_{(T_1,1)} = \left\lceil \frac{1}{1/2} \right\rceil = 2$$

$$\bullet d_{(T_2,1)} = \left\lceil \frac{1}{1/3} \right\rceil = 3$$

$$\bullet d_{(T_3,1)} = \left\lceil \frac{1}{2/9} \right\rceil = [4, 5] = 5$$

$$\bullet d_{(T_3,2)} = \left\lceil \frac{2}{2/9} \right\rceil = 9$$

$$\bullet r_{(T_1,1)} = \left\lfloor \frac{1-1}{1/2} \right\rfloor = 0$$

$$\bullet r_{(T_2,1)} = \left\lfloor \frac{1-1}{1/3} \right\rfloor = 0$$

$$\bullet r_{(T_3,1)} = \left\lfloor \frac{1-1}{2/9} \right\rfloor = 0$$

$$\bullet r_{(T_3,2)} = \left\lfloor \frac{2-1}{2/9} \right\rfloor = [4, 5] = 5$$

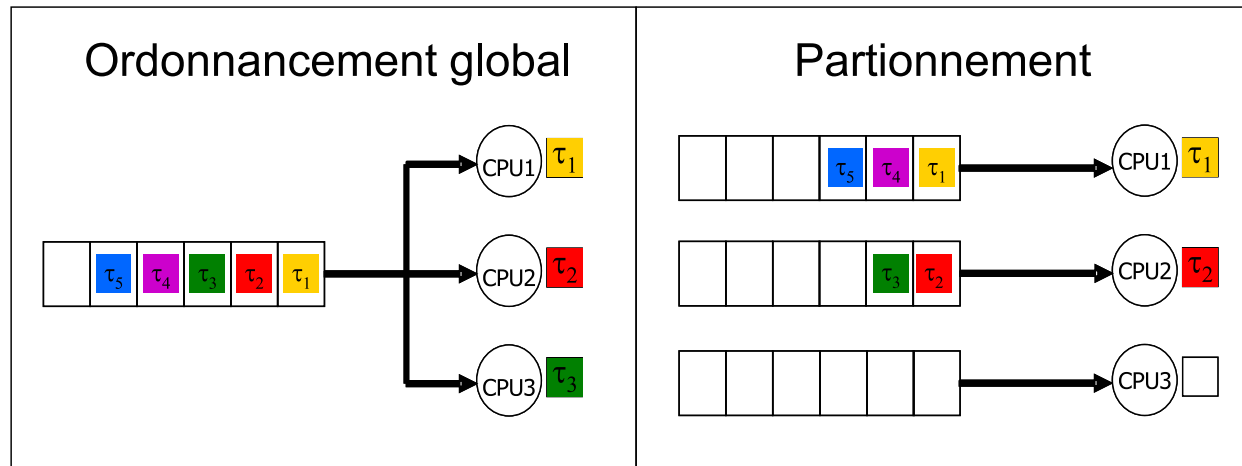
Ordonnancement global (17)

- **L'ordonnancement global est donc un domaine différent :**
 - Propriétés différentes (dominance/optimalité des algorithmes, instant critiques, période d'étude, ...).
 - Paramètres supplémentaires de l'architecture : migration, affectation tâches/processeurs, types de processeurs, ...
- ⇒ Résultats/tests de faisabilité similaires mais moins généraux.
- ⇒ Nous nous sommes limités à des processeurs identiques, sans ressources partagées (ex : cache, bus mémoire).
- ⇒ Nous nous sommes limités à un modèle de tâches simplifié.
- ⇒ Nous n'avons abordé ni les dépendances entre tâches (ressources partagées, contrainte de précédences), ni les communications.

Sommaire

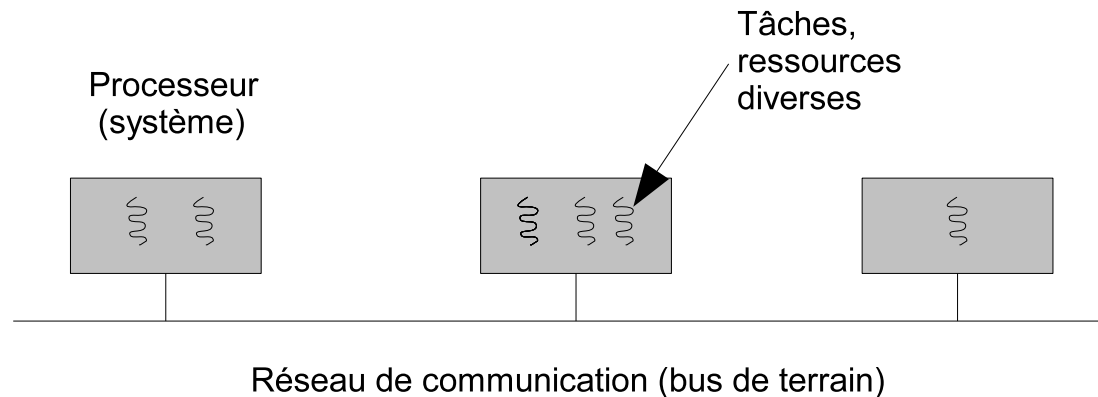
1. Introduction et rappels.
2. Ordonnancement global, illustration avec les architectures multi-coeurs.
3. Ordonnancement par partitionnement, illustration avec les architectures réparties.
4. Ordonnancement par approches mixtes.
5. Résumé.
6. Acronymes.
7. Références.
8. Remerciements.

Approches d'ordonnancement



- Ordonnancement dans un système réparti/multi-processeurs :
 1. **Ordonnancement global** : choisir d'abord la tâche, puis placer la tâche sur un des processeurs libres. Approche en-ligne.
 2. **Ordonnancement par partitionnement** : placement des tâches pour ordonnancement local, puis vérification éventuelle des délais de bout en bout. Approche hors-ligne.

Illustration : les systèmes répartis (1)



1. Conception d'un système :

- Vérification contraintes locales. Test de la faisabilité pour les fonctions centralisées sur un processeur.

2. Assemblage de systèmes :

- Configuration du réseau et placement des tâches.
- Vérification des délais/contraintes de bout en bout : contraintes liant plusieurs processeurs entre eux [TIN 94, LEB 95, RIC 01, CHA 95]. Fonctions réparties sur plusieurs processeurs.

Illustration : les systèmes répartis (2)

1. Placement des tâches ? Paramètres des tâches (priorités) ?
2. Calcul temps acheminement des messages (accès au réseau) ?
3. Calcul délais de bout en bout émetteur/récepteur ?
4. Calcul temps de mémorisation dans les tampons. Taille des tampons de communications (ex: sockets) ?

Sommaire

- Approche par partitionnement, illustration avec les systèmes répartis :
 1. Placement de tâches, paramètres des tâches.
 2. Ordonnancement de messages.
 3. Contraintes de bout en bout.
 4. Dimensionnement de tampons.

Placement de tâches (1)

- **Comment statiquement affecter un ensemble de tâches à un ensemble de processeurs ?**
 - Problème de "bin-packing" (emballage): trouver le rangement le plus économique possible pour un ensemble d'articles dans des boîtes.
 - NP-difficile \implies heuristiques de partitionnement généralement basées sur des tests de faisabilité.
- **Exemples de paramètre :**
 - Processeurs (identiques ou non), tâches (fixé ou non, priorités, périodes, capacités).
 - Prendre en compte les communications entre les tâches, les ressources partagées ...
- **Exemples de fonction objective:**
 - Minimiser les nombres de processeurs, les communications, les latences, ...
- **Difficultés :**
 - Comment comparer l'efficacité des heuristiques.
 - Paramètres nombreux et souvent dépendants entre eux.
 - Fonctions objectives contradictoires. Contraintes techniques.

Placement de tâches (2)

- **(Exemple de) fonctionnement général de ces heuristiques de placement :**

1. Les tâches sont classées selon un paramètre donné (ex : période, priorité, charge processeur, ...).
2. On traite les tâches séquentiellement, selon le classement.
3. Pour une tâche donnée, on recherche un processeur en parcourant la liste des processeurs selon une politique (ex : Best Fit, First Fit, Next Fit, ...).
4. Les tâches sont assignées au processeur afin que la charge processeur maximum théorique ne soit pas dépassée grâce à un test de faisabilité.
5. On termine lorsque toutes les tâches sont attribuées aux processeurs.

Placement de tâches (3)

- **Exemples d'heuristiques de placement :**
 - Très souvent basées sur RM [OH 93] car tests de faisabilité faciles à exhiber et approche pratique/statique.
 - Principales heuristiques d'ordonnancement : Rate-Monotonic First-Fit, Next-Fit ou Best-Fit [DHA 78, OH 93].
 - Autres heuristiques de placement : RM-FFDU [OH 95], RM-ST, RM-GT et RM-GT/M [BUR 94], RM-Matching [DAV 09], EDF-FFD (First Fit Decreasing) [BAR 03], EDF-FF/EDF-BF, FFDUF [DAV 09].

Placement de tâches (4)

- **Exemple de Rate Monotonic Next Fit :**
 1. Les tâches sont classées dans l'ordre croissant de leur taux d'utilisation/période. On commence par la tâche $i = 0$ et le processeur $j = 0$.
 2. On assigne la tâche i au processeur j si la condition de faisabilité est respectée (ex: $U \leq 0.69$).
 3. Dans le cas contraire, on assigne la tâche i au processeur $j + 1$.
 4. On passe à la tâche suivante.
 5. Arrêt lorsqu'il n'y a plus de tâche à ordonnancer, $j =$ nombre de processeurs nécessaires.

Placement de tâches (5)

- Problème de Next Fit = taux d'utilisation des processeurs parfois bas. Autres heuristiques similaires:
 - First Fit : pour chaque tâche i , regarder les processeurs en commençant par $j = 0$ et placer la tâche i sur le premier processeur dont le test de faisabilité est vérifié.
 - Best Fit : pour chaque tâche i , regarder tous les processeurs et placer la tâche i sur le processeur dont le test de faisabilité est vérifié et qui maximise le taux d'occupation du processeur.
 - ...

Placement de tâches (6)

- Ratio d'approximation Ra [DAV 09] :

Algorithme	Ra
RM-NF	2.67
RM-FF, RM-BF	2.33
EDF-FF, EDF-BF	1.7

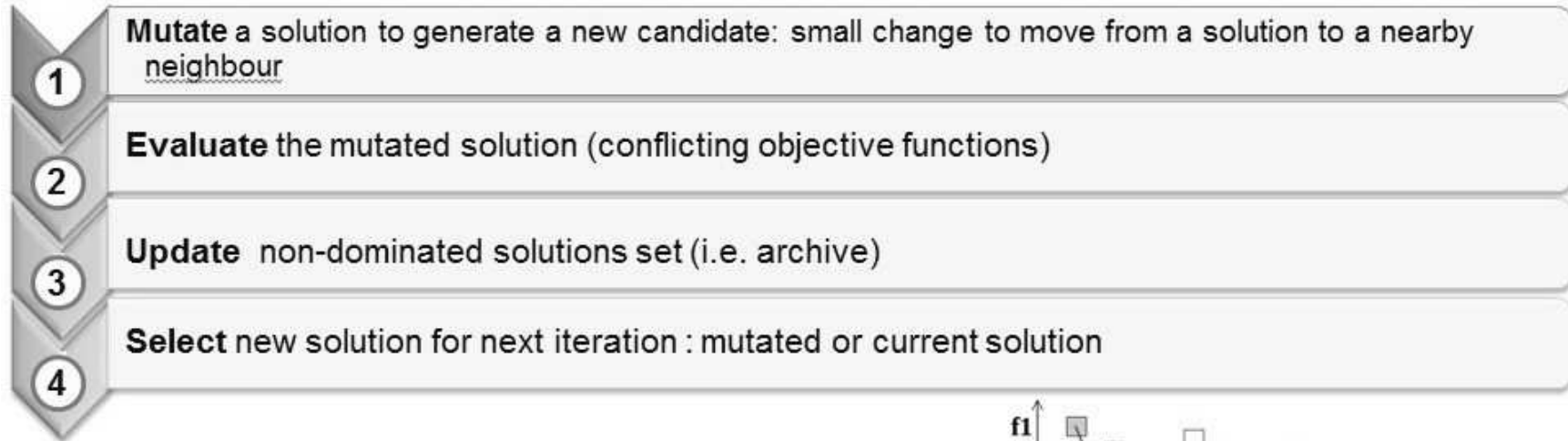
- Critère de comparaison d'algorithmes :

$$Ra = \frac{Ma}{Mo}$$

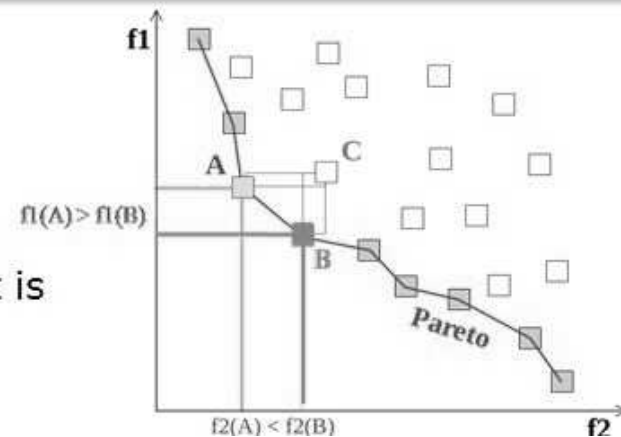
- $Ra = 1$ pour l'algorithme optimal.
- Ma nombre de processeurs pour l'algorithme a .
- Mo nombre de processeurs pour l'algorithme optimal.

Placement de tâches (7)

- PAES : une méta heuristique multi fonctions objectives



- **Pareto Front**: final set of non-dominated solutions
 - Solutions A dominates solution C because it is better than C for all objectives

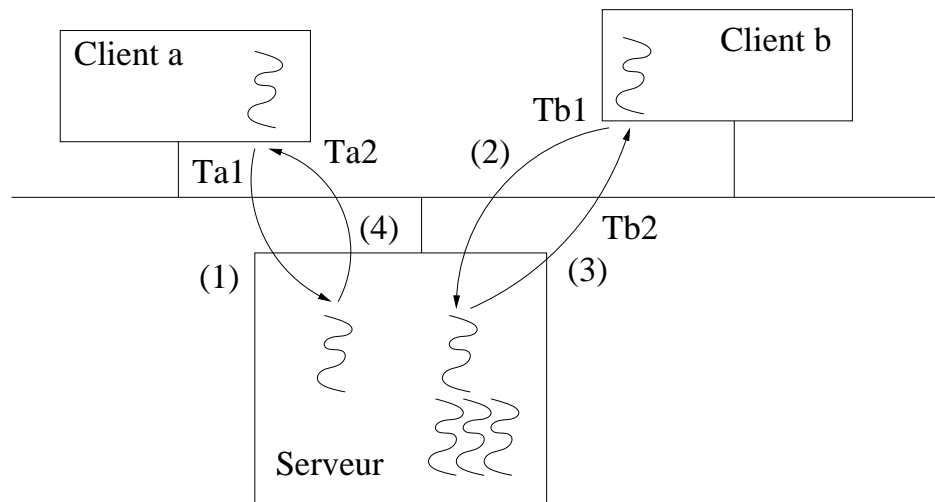


Paramètres des tâches (1)

- Répartir une application implique une **affectation globale** des priorités de tâches :
 - ⇒ inversion de priorités.
 - ⇒ niveaux de priorité offerts sur chaque processeur (caractéristiques du système d'exploitation).

Paramètres des tâches (2)

- **Exemple** : application client-serveur.

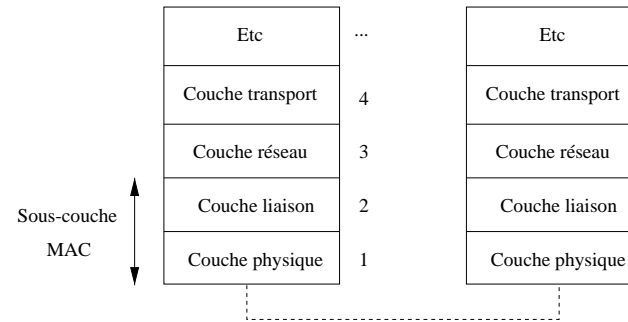


- Un serveur est une ressource partagée \implies inversion de priorité entre les invocations T_{a1}/T_{a2} et T_{b1}/T_{b2} .
- Solution : comme PCP/PIP, affectation de priorités afin de garantir l'absence d'interruption.
- Heuristique (conjointe) de partitionnement et d'affectation de priorités. Boîtes noires, composants sur étagère ?

Sommaire

- Approche par partitionnement, illustration avec les systèmes répartis :
 1. Placement de tâches, paramètres des tâches.
 2. Ordonnancement de messages.
 3. Contraintes de bout en bout.
 4. Dimensionnement de tampons.

Ordonnancement de messages (1)



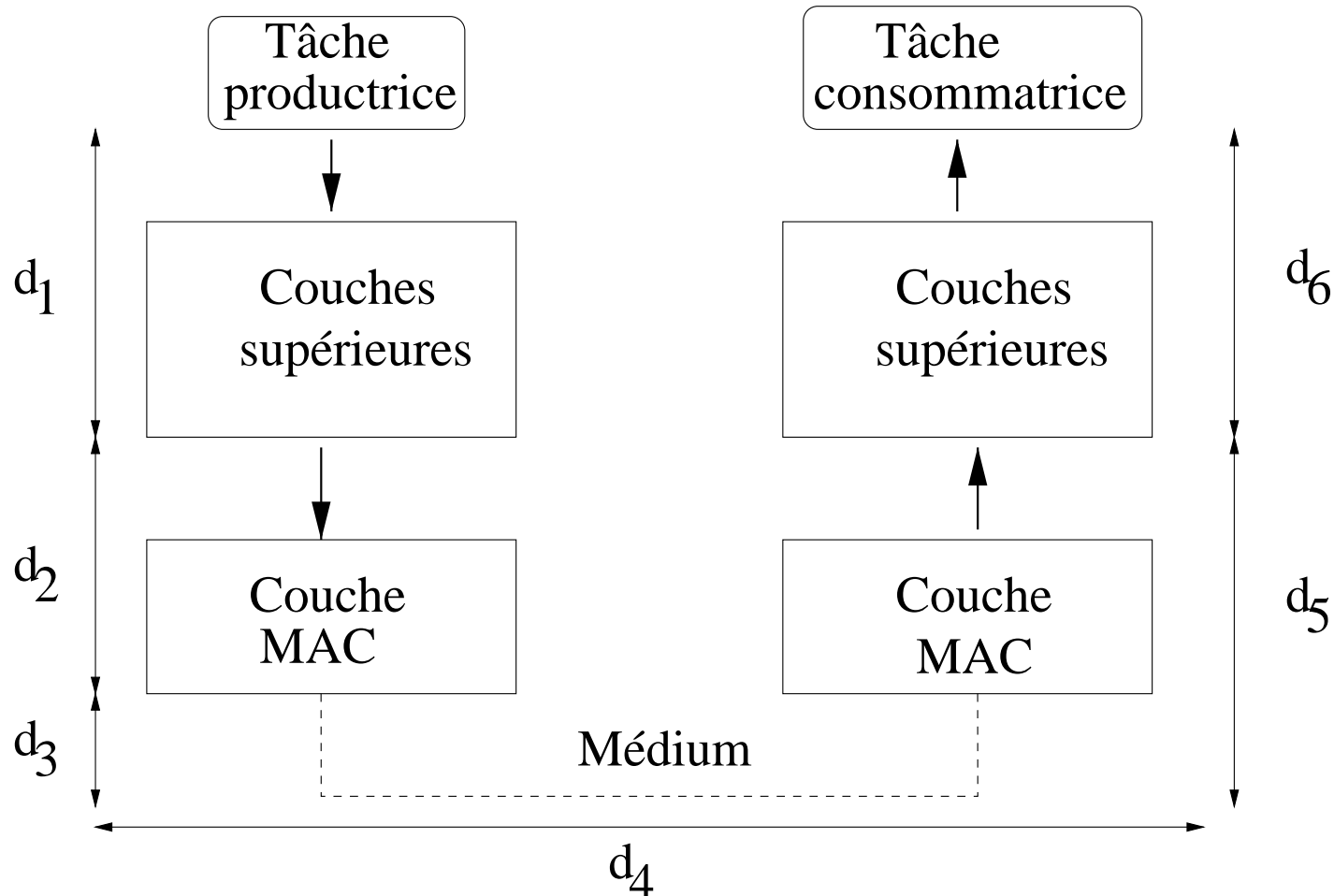
- Transport : application, contraintes de temps.
 - Réseau : commutation, routage.
 - Physique/Liaison/MAC : partage du medium \implies **protocole d'arbitrage.**
-
- Bus/réseaux temps réel = MAC + couche applicative/transport.
 - Couche applicative adaptée (événements, variables périodiques),
 - Débit faible, petite taille, contraintes environnement.

Ordonnancement de messages (2)

- **Exemples de réseaux déterministes :**
 - Productique et robotique : MAP [DWY 91], Token bus/IEEE 802.4 [PUJ 95], FIP [CIA 99], Profibus [STR 96].
 - Aéronautique/spatial/naval : DigiBus, STD MIL 1553, ARINC 429 et 629. Aviation civile et militaire, la sonde PathFinder, systèmes navals [DEC 96, HEA 96].
 - Industrie automobile : bus CAN [ZEL 96].
 - Domotique : BatiBus[CIA 99].

Ordonnancement de messages (3)

- Temps de communication composé de [COT 00] :



Ordonnancement de messages (4)

- Temps de communication composé de [COT 00] :
 - d_1 et d_6 = délais de traversée des couches ; d_5 = délai de réception. Calcul facile, peu variable et borné.
 - d_3 = délai de transmission sur le médium. Variable, calcul facile \implies taille message/débit.
 - d_4 = délai de propagation. Variable, calcul facile \implies taille réseau/vitesse.
 - d_2 = **délai d'attente pour l'accès au réseau. Variable, dépend du protocole d'arbitrage.**

Ordonnancement de messages (5)

- L'arbitrage définit la méthode d'accès au médium.
Objectif principal : comportement prédictible des temps accès.
- Éléments de taxinomie des protocoles d'arbitrage :
 - Algorithme par coopération ou compétition.
 - Arbitrage symétrique ou asymétrique. Arbitrage centralisé/réparti. Notion de maîtres, d'arbitres et d'esclaves : qui prend l'initiative de la communication ?
 - Synchrones ou asynchrones \implies y a t il une horloge globale à tous les coupleurs ?

Ordonnancement de messages (6)

- Principaux protocoles d'arbitrage[[UPE 94](#)] :
 - **Mono-maître** : ARINC 429, DigiBus
 - 1 émetteur et n récepteurs. Bus mono-directionnel.
 - n bus si communications bi-directionnelles.
 - **CSMA/CA** : CAN, Batibus
 - Une priorité fixe est associée à chaque station.
 - Chaque station émet quand elle le souhaite.
 - Les éventuelles collisions sont réglées par le biais de la priorité : la station de plus forte priorité obtient le médium.
 - **Protocole à jeton** : Token-Bus, Profibus
 - Une jeton circule selon un ordre fixe entre les stations (ex : topologie en boucle).
 - Une station reçoit le jeton émet ses données et transmet le jeton à la station suivante.

Ordonnancement de messages (7)

- **Polling** : FIP, MIL-STD-1553

- Une station dédiée, dite "arbitre", émet un message sur le médium, invitant un "maître" à émettre.
- En réponse, le maître émet ses données. Puis, l'arbitre interroge le maître suivant.
- L'arbitre dispose d'une liste d'invitations fixe qu'il parcourt de façon séquentielle.

- **TDMA [KOO 95]** : ARINC 629

- Une station dédiée, appelée "arbitre" émet cycliquement une trame de synchronisation (timers).
- Chaque maître émet alors, à un instant relatif par rapport à la trame de synchronisation.
- L'ordre d'émission des maîtres est prédéterminé et fixe \implies partage temporel du médium.

Ordonnancement de messages (8)

- **CSMA/CA : le bus CAN**

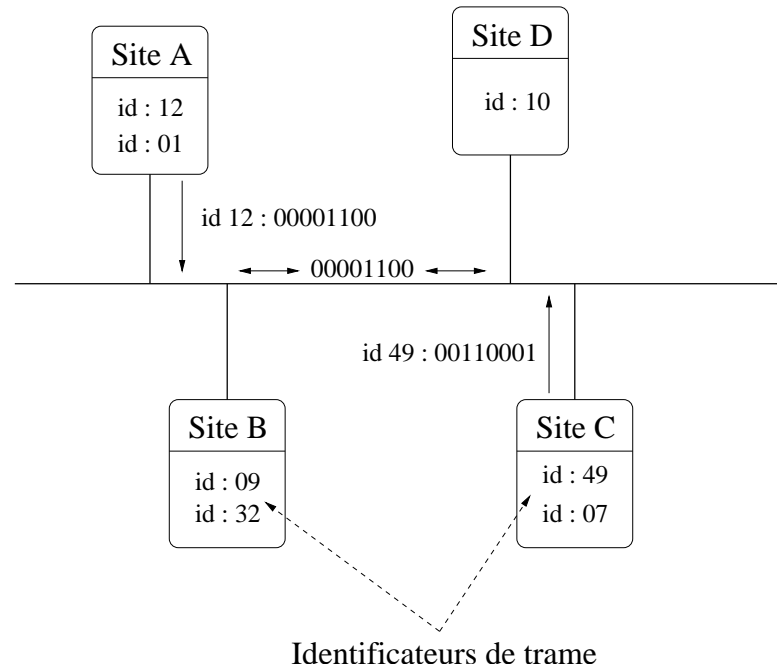
- Créé par Bosh et Intel pour les applications automobiles.
- Utilisé initialement par Mercedes-Benz pour la Classe S. Adopté aujourd'hui par de nombreux constructeurs automobiles.
- Leader pour les applications automobiles.

- Réseau multi-mâtres symétriques.
- Transmission par diffusion.
- Topologie en bus, paires torsadées, généralement longueur maximum 40 m pour un débit de 1 MBit/s.
- Composants très fiables à faibles coût (automobile).
- Services de sûreté de fonctionnement très évolués (CRC, acquittement, diagnostique de coupleurs).

Ordonnancement de messages (9)

- Identificateurs de trame = priorités. Identificateurs uniques et émis par une seule station.
- Arbitrage CAN = arbitrage par compétition = CSMA non destructif (CSMA/CA) :
 - Lorsque le bus est libre, émission bit à bit de l'identificateur avec écoute de la porteuse.
 - Un bit à 1 (récessif) est masqué par un bit à 0 (dominant).
 - Tout coupleur lisant un bit différent de celui qu'il vient d'émettre passe en réception. Puis, réémet immédiatement lorsque la porteuse est de nouveau libre.
 - Émission bit à bit + écoute porteuse = faible débit/taille du réseau.

Ordonnancement de messages (10)



- A, B, C et D sont des maîtres (émetteurs). Chacun détient une liste d'identificateurs uniques.
- A et C commencent à émettre en même temps les identificateurs 12 et 49 (priorités).
- Lors de la transmission du 3^{ème} bit, le site C passe en réception.
- Le site A gagne et transmet son information sur le bus (de 0 et 8 octets).

Ordonnancement de messages (11)

- De l'ordonnancement de tâches aux messages :

Ordo. de tâches	Ordo. de messages
Tâches	Messages
Processeur	Médium de communication
Capacité	Temps de transmission + temps de propagation + temps de traversée
Temps d'interférence	Temps d'accès
Temps de réponse	Temps de communication de tâche à tâche

- Points communs : échéance, période, etc.
- Spécificité : caractère **non préemptif**.

Ordonnancement de messages (12)

- Comment calculer le temps de communication d'un message périodique ? En appliquant les mêmes méthodes que pour le partage du processeur.
- Analyse avec le bus CAN :
 - Identificateur d'un message CAN = priorité fixe d'une tâche. Affecter les identificateurs selon Rate Monotonic.
 - Le protocole d'arbitrage de CAN est un ordonnanceur à priorité fixe *non préemptif*. Temps de réponse dans le cas non préemptif [GEO 96]:

$$r_i = C_i + \sum_{j \in hp(i)} \left\lceil \frac{r_i}{P_j} \right\rceil C_j + \max(C_k, \forall k \in lp(i))$$

avec $lp(i)$, l'ensemble des tâches de plus faible priorité que i .

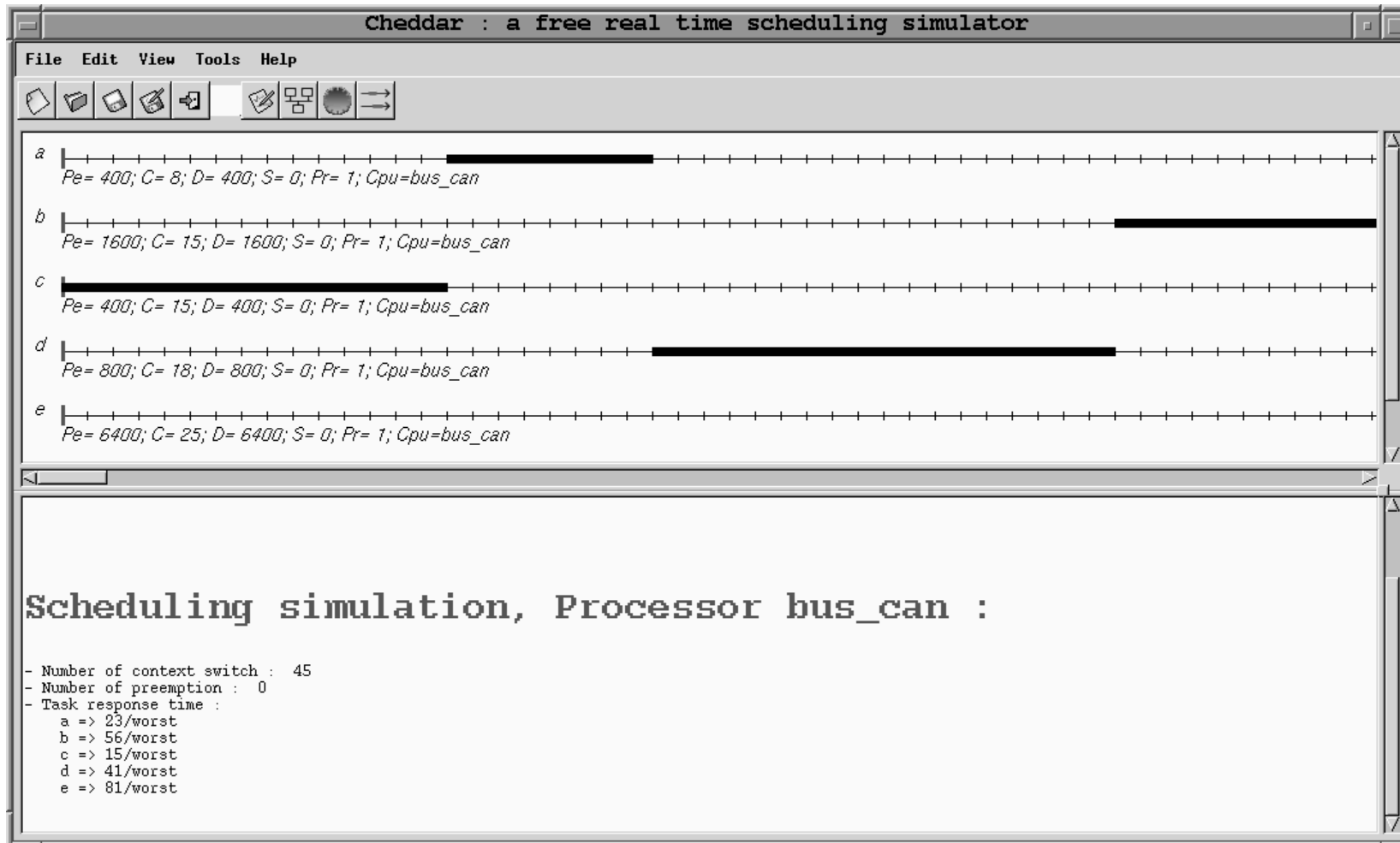
Ordonnancement de messages (13)

- Exemple :

Msg	Période (en ms)	Transmi./Propag. (en μs)	Accès (en μs)	Total (en μs)
a	4	80	150	230
b	16	150	410	560
c	4	150	0	150
d	8	180	230	410
e	64	250	560	810

- Temps de traversée des couches et de réception supposés nuls.

Ordonnancement de messages (14)

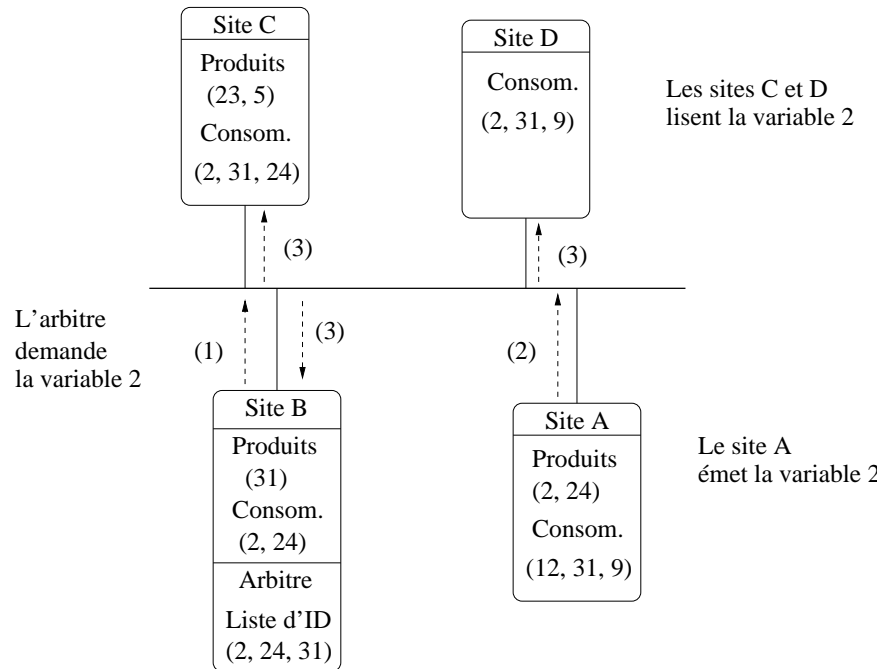


Ordonnancement de messages (15)

- **Polling : le bus FIP**

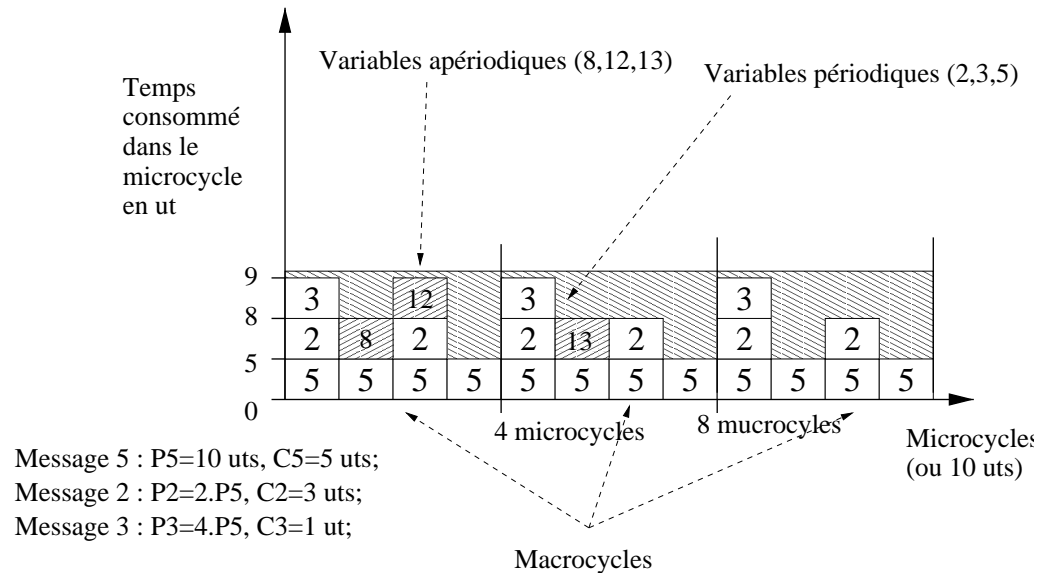
- Réseau pour la productique.
- Polling : multi-maîtres, arbitre centralisé.
- Topologie en bus ou en étoile. Paire torsadée. Longueur de 4000 m avec un débit de 1Mbit/s.
- Sûreté de fonctionnement : coupleur bi-médium.
- Orienté variables (de 1 à 128 octets). Variable = valeur de capteur.
- Protocole de type producteurs/consommateurs.
- Diffusion de variables sur le bus.

Ordonnancement de messages (16)



- L'arbitre détient une liste de variables qu'il exploite séquentiellement :
 - L'arbitre indique la variable à transmettre par un message (1).
 - Le producteur émet la valeur sur le bus (2).
 - Les consommateurs lisent le bus (3).

Ordonnancement de messages (17)



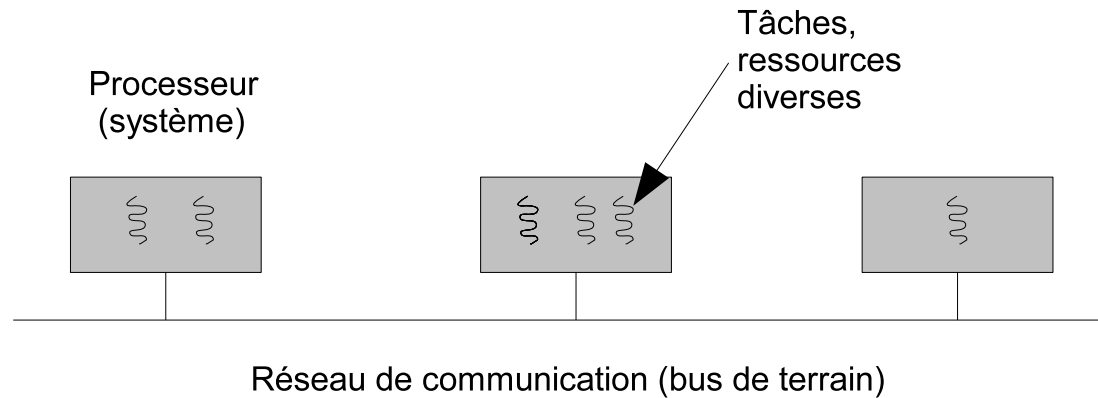
● Table d'arbitrage :

- Notion de microcycle (plus petite période) et de macrocycle (PPCM des périodes).
- L'arbitre est une tâche périodique, qui se réveille à chaque début de microcycle pour la transmission des variables périodiques d'abord, puis, s'il reste du temps, des variables apériodiques.

Sommaire

- Approche par partitionnement, illustration avec les systèmes répartis :
 1. Placement de tâches, paramètres des tâches.
 2. Contraintes de précédence.
 3. Ordonnancement de messages.
 4. Contraintes de bout en bout.
 5. Dimensionnement de tampons.

Faisabilité dans le cas réparti (1)



1. Conception d'un système :

- Vérification contraintes locales. Test de la faisabilité pour les fonctions centralisées sur un processeur.

2. Assemblage de systèmes :

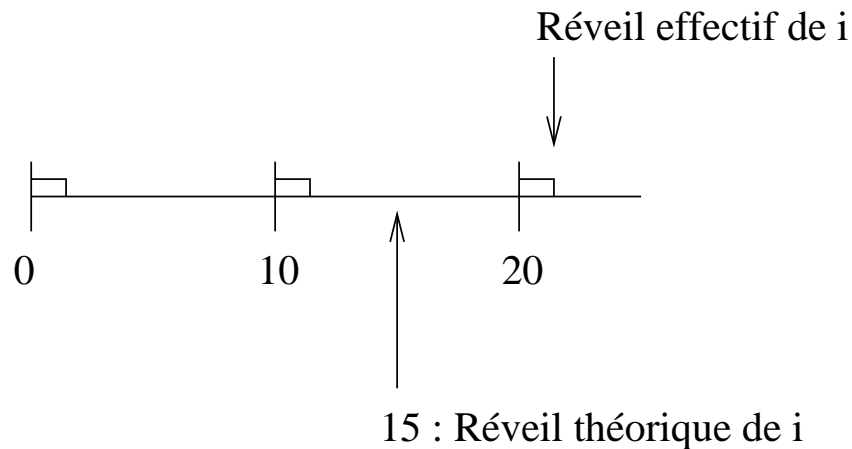
- Configuration du réseau et placement des tâches.
- Vérification des délais/contraintes de bout en bout : contraintes liant plusieurs processeurs entre eux [TIN 94, LEB 95, RIC 01, CHA 95]. Fonctions réparties sur plusieurs processeurs.

Faisabilité dans le cas réparti (2)

- Plusieurs approches de vérification possibles :
 - Approche basée sur Chetto et Blazewicz.
 - Approche basée sur les offsets [BAT 97, PAL 03].
 - Approche Holistique [TIN 94, LEB 95, RIC 01, CHA 95].

Un modèle de retard : la gigue (1)

- Utilisation de la gigue, ou **Jitter**. Exemple historique \implies le timer d'un système est modélisé comme une tâche périodique avec $P_{timer} = 10\text{ ms}$, $C_{timer} = 3\text{ ms}$.
- On souhaite réveiller une tâche i à l'instant $t = 15\text{ ms}$.



Date effective de réveil de la tâche $i = 23\text{ ms}$. Gigue $J_i = 8\text{ ms}$.

- Temps de réponse :

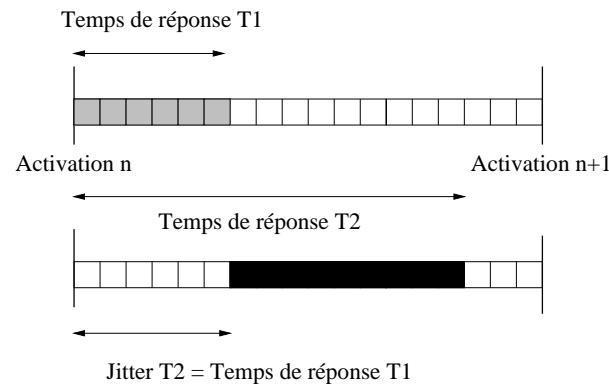
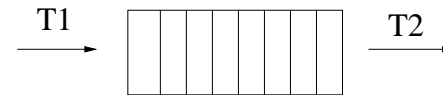
$$r_i = w_i + J_i$$

$$w_i = C_i + \sum_{\forall j \in hp(i)} \left\lceil \frac{w_i + J_j}{P_j} \right\rceil C_j$$

Un modèle de retard : la gigue (2)

T1 : C1=6 ; P1=18 (gris)

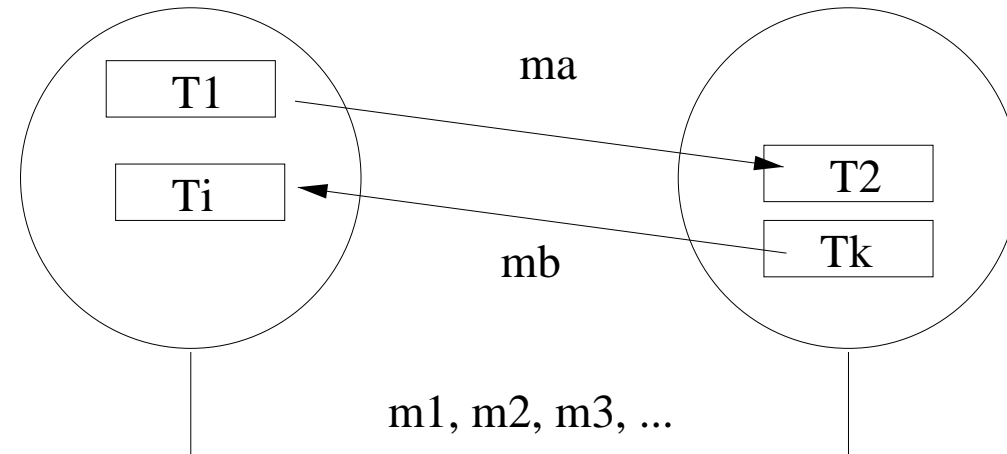
T2 : C2=9 ; P2=18 (noir)



- Exemple du producteur/consommateur :

- T1 et T2 sont activées toutes les 18 unités de temps.
- T1 lit un capteur et transmet la valeur vers T2 qui l'affiche à l'écran.
- T2 doit être activée sur terminaison de T1.
- Quel est le temps de réponse de T2 ?

Temps de réponse bout en bout (1)



- **Contrainte à vérifier :** $r_{(T1+ma+T2)} \leq D$
- **Le calcul Holistique :** injection du temps de réponse sous la forme d'une gigue[TIN 94] :
 - Soit r_{T1} , le temps de réponse de T1.
 - r_{ma} est calculé, en fonction du protocole d'arbitrage, des autres messages périodiques et tel que $J_{ma} = r_{T1}$.
 - r_{T2} est calculé avec $J_2 = r_{ma}$.
 - **Calcul itératif jusqu'à convergence.**

Temps de réponse bout en bout (2)

```
10    $\forall i : J_i := 0, r_i := 0, r'_i := 0;$ 
20    $\forall i : \text{Calculer\_temps\_de\_réponse}(r_i);$ 
30   Tant que  $(\exists i : r_i \neq r'_i)$  {
40        $\forall i : J_i := \max(J_i, \forall j \text{ avec } j \prec i : r_j);$ 
50        $\forall i : r'_i := r_i;$ 
60        $\forall i : \text{Calculer\_temps\_de\_réponse}(r_i);$ 
70   }
```

Si i est une tâche :

$$r_i = J_i + w_i \text{ avec } w_i = C_i + \sum_{\forall j \in hp(i)} \left\lceil \frac{w_i + J_j}{P_j} \right\rceil C_j$$

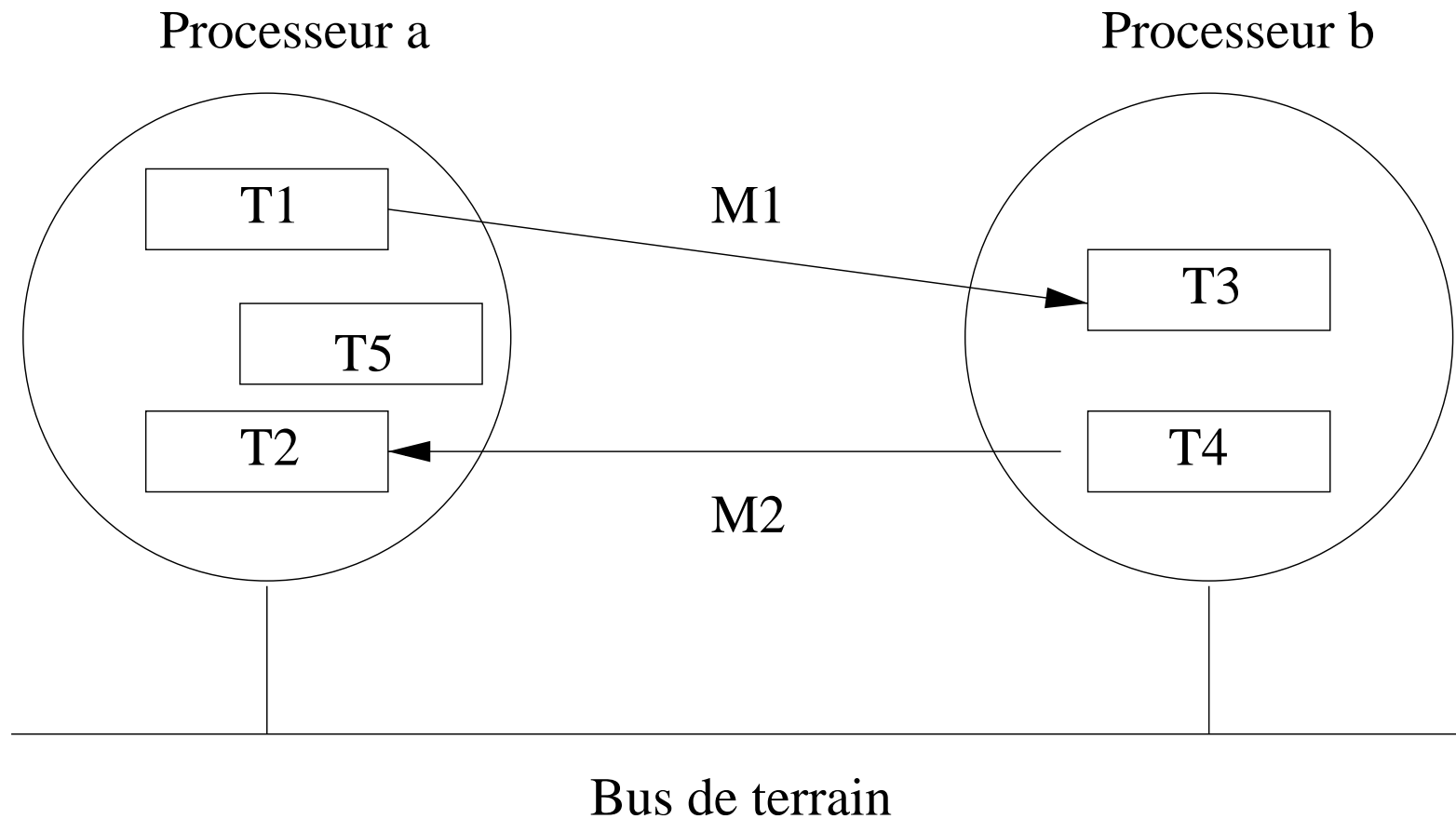
Si i est un message :

$$r_i = J_i + M_i$$

dont le temps de communication de tâche à tâche est borné par M_i .

Temps de réponse bout en bout (3)

- Soit le placement suivant :



Temps de réponse bout en bout (4)

- Et les paramètres suivants :

Tâche	Période	Capacité	Priorité	Processeur
T_1	100	4	1	a
T_2	60	5	2	a
T_3	100	3	2	b
T_4	60	2	1	b
T_5	90	3	3	a

Message	Période	Délai de communication de tâche à tâche
M_1	100	6
M_2	60	1

Temps de réponse bout en bout (5)

- **Lignes 10-20** : $\forall i : J_i = 0$

Message/Tâche	M_1	M_2	T_1	T_2	T_3	T_4	T_5
J_i	0	0	0	0	0	0	0
r_i	6	1	4	9	5	2	12

- **Première itération, lignes 40-60** : modification jitter + calcul temps de réponse. $J_{M_1} = r_{T_1}$, $J_{M_2} = r_{T_4}$, $J_{T_3} = r_{M_1}$ et $J_{T_2} = r_{M_2}$.

Message/Tâche	M_1	M_2	T_1	T_2	T_3	T_4	T_5
J_i	4	2	0	1	6	0	0
r_i	6+4 =10	1+2 =3	4	9+1 =10	5+6 =11	2	12

Temps de réponse bout en bout (6)

- **Deuxième itération, lignes 40-60** : modification jitter + calcul temps de réponse. $J_{M_1} = r_{T_1}$, $J_{M_2} = r_{T_4}$, $J_{T_3} = r_{M_1}$ et $J_{T_2} = r_{M_2}$.

Message/Tâche	M_1	M_2	T_1	T_2	T_3	T_4	T_5
J_i	4	2	0	3	10	0	0
r_i	6+4 =10	1+2 =3	4	9+3 =12	5+10 =15	2	12

- **Troisième itération, lignes 40-60** : modification jitter $J_{M_1} = r_{T_1}$, $J_{M_2} = r_{T_4}$, $J_{T_3} = r_{M_1}$ et $J_{T_2} = r_{M_2}$. Jitters identiques => même temps de réponse = convergence et arrêt des calculs.

Message/Tâche	M_1	M_2	T_1	T_2	T_3	T_4	T_5
J_i	4	2	0	3	10	0	0

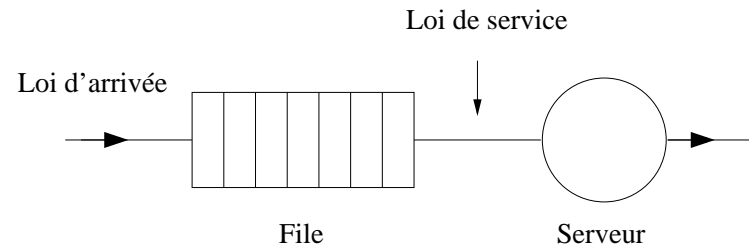
Sommaire

- Approche par partitionnement, illustration avec les systèmes répartis :
 1. Placement de tâches, paramètres des tâches.
 2. Ordonnancement de messages.
 3. Contraintes de bout en bout.
 4. Dimensionnement de tampons.

Dimensionnement des tampons

- Problèmes soulevés :
 1. Déterminer la taille des tampons afin d'éviter un éventuel débordement, et dans certain cas une famine.
 2. Déterminer le pire délai de mémorisation d'un message
⇒ calcul holistique.

Dimensionnement de tampon (1)



- **Objectif** : description loi arrivée λ et loi service μ .
- Notation de kendall : $\lambda/\mu/n$:
 - λ : loi d'arrivée des clients (M,G,D).
 - μ : loi de service des clients (M,G,D).
 - n : nombre de serveurs.
- Exemples : $M/M/1$, $M/D/1$, $M/G/1$, $P/P/1$, ...

Dimensionnement de tampon (2)

- **Critères de performance recherchés** : L =nombre moyen de message, W =délai de mémorisation moyen d'un message dans la file d'attente (W_q et L_q), ou dans le serveur (L_s et W_s). Avec :

$$W = W_q + W_s$$

$$L = L_q + L_s$$

- **Loi de Little** : relation entre délai/latence et taille/dimensionnement.

$$L = \lambda.W$$

$$W = \frac{L}{\lambda}$$

Dimensionnement de tampon (3)

- Critères de performance des principaux modèles :

	L	L_q	W	W_q
M/M/1	$\frac{\lambda W_s}{1-\rho}$	$\frac{\lambda^2 W_s^2}{1-\rho}$	$\frac{W_s}{1-\rho}$	$\frac{\lambda W_s^2}{1-\rho}$
M/G/1	$\lambda W_s + \frac{\lambda^2 (W_s^2 + \sigma^2)}{2(1-\rho)}$	$\frac{\lambda^2 (W_s^2 + \sigma^2)}{2(1-\rho)}$	$W_s + \frac{\lambda (W_s^2 + \sigma^2)}{2(1-\rho)}$	$\frac{\lambda (W_s^2 + \sigma^2)}{2(1-\rho)}$
M/D/1	$\lambda W_s + \frac{\lambda^2 W_s^2}{2(1-\rho)}$	$\frac{\lambda^2 W_s^2}{2(1-\rho)}$	$W_s + \frac{\lambda W_s^2}{2(1-\rho)}$	$\frac{\lambda W_s^2}{2(1-\rho)}$

- Ces modèles ne sont pas adaptés au modèle périodique de tâches de la théorie de l'ordonnancement temps réel : réveils périodiques, service lié à l'ordonnancement déterministe, ...

Dimensionnement de tampon (4)

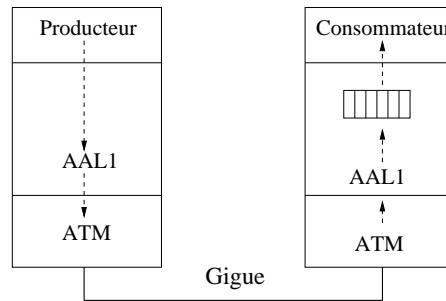
- **File d'attente P/P/1 [LEG 03] :**

- "P" pour périodique.
- n tâches périodiques producteurs et 1 tâche consommateur.
- Contraintes temporelles des tâches respectées et $\forall i : D_i \leq P_i$.
- Loi de conservation du débit : $\frac{\lambda}{\mu} \leq 1$.
- 1 message produit ou consommé par activation.

- **Test de faisabilité :**

Harmonique	Non harmonique
$L_{max} = 2.n$	$L_{max} = 2.n + 1$
$W_{max} = 2.n.P_{cons}$	$W_{max} = (2.n + 1).P_{cons}$

Dimensionnement de tampon (5)



- **Résultat dans le cas ATM/AAL1 :**

1. Taille maximum des tampons régulant le trafic :

$$L_{max} = \left\lceil \frac{W_{max}}{d} \right\rceil$$

où $W_{max} = 2 \cdot gigue$. est le **décalage de mémorisation d'une cellule**
avec $gigue = \text{delai}_{max} - \text{delai}_{min}$.

2. C'est une illustration de la loi de Little : $L_{max} = \lambda_{max} \cdot W_{max}$ avec
 $\lambda_{max} = 1/d$

Dimensionnement de tampon (6)

- **Application de la méthode AAL1/Little :**

1. **Délai de mémorisation :**

$$W_{max} = (y + 1) \cdot P_{cons} + D_{cons}$$

y messages déjà présents dans le tampon. $cons$ = tâche consommateur.

2. **Borne nombre de message :**

$$L_{max} = \max_{\forall y \geq 0} \left(\sum_{prod \in PROD} \left\lceil \frac{W_{max} + O_{prod}}{P_{prod}} \right\rceil - y \right)$$

O_{prod} = désynchronisation d'un producteur vis-à-vis du consommateur.

3. **Obtention** de L_{max} par études aux limites de y . Obtention de W_{max} par application de Little.

Sommaire

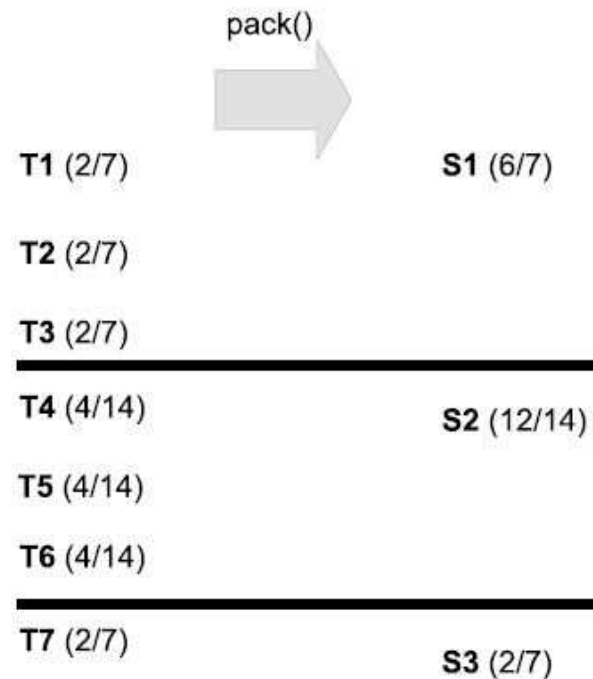
1. Introduction et rappels.
2. Ordonnancement global, illustration avec les architectures multi-coeurs.
3. Ordonnancement par partitionnement, illustration avec les architectures réparties.
4. Ordonnancement par approches mixtes.
5. Résumé.
6. Acronymes.
7. Références.
8. Remerciements.

Approches mixtes (1)

- Algorithmes comportant une partie hors-ligne et une partie en ligne.
- **Exemple** : RUN (Reduction to Uniprocessor)
 - Tâches périodiques synchrones à échéances sur requêtes.
 - Optimal, réduit le nombre de préemption (vs PFair).
- **Hors ligne** : réduction, de proche en proche
 - De l'ensemble de tâches en serveurs ordonnancés sur des processeurs virtuels.
 - Jusqu'à obtenir un ordonnancement monoprocesseur.
 - Arbre de réduction.
- **En ligne** : ordonnancement en ligne sur chaque processeur (virtuel) selon EDF par lecture de l'arbre de réduction.

Approches mixtes (2)

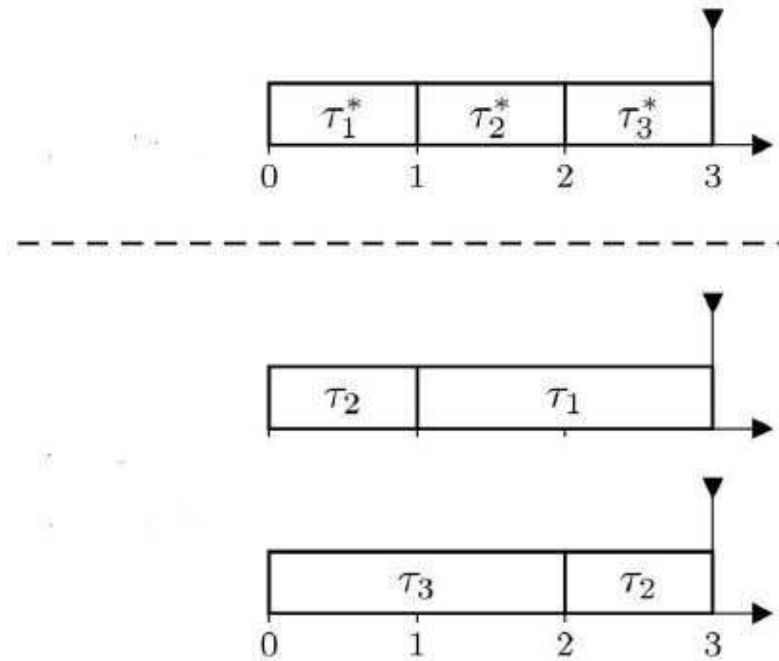
- Hors ligne : réduction = appliquer (dual + pack) itérativement.
- **Pack** : grouper les tâches (serveurs), selon une politique de partitionnement (ex: First Fit) tel que $U \leq 1$.



Approches mixtes (3)

- Hors ligne : réduction = appliquer (dual + pack) itérativement.
- **Dual** : calcul de l'ordonnancement d'un groupe de tâches (duales) sur un nombre inférieur de processeur, afin de calculer l'ordonnancement équivalent de ses tâches (primales).
- Equivalence d'un ordonnancement de jeu de tâche dual et primal.

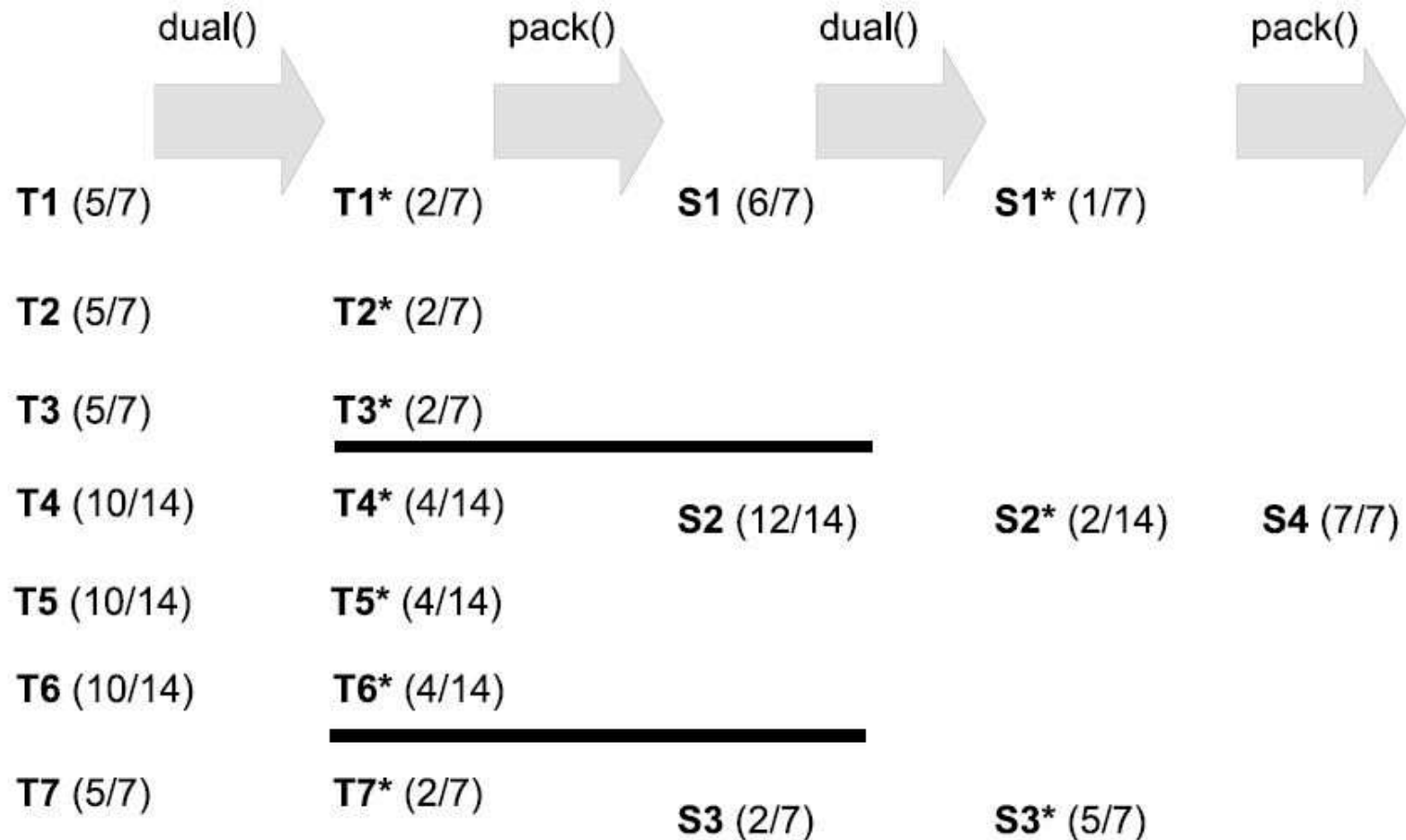
Approches mixtes (4)



- Soit une tâche T_i définie par $(C_i, D_i = P_i)$. T_i^* est duale de T_i quand :
 - Les échéances de T_i^* sont identiques à celles de T_i .
 - $U_i^* = 1 - U_i$.

Approches mixtes (5)

- Hors ligne : réduction = appliquer (dual + pack) itérativement.



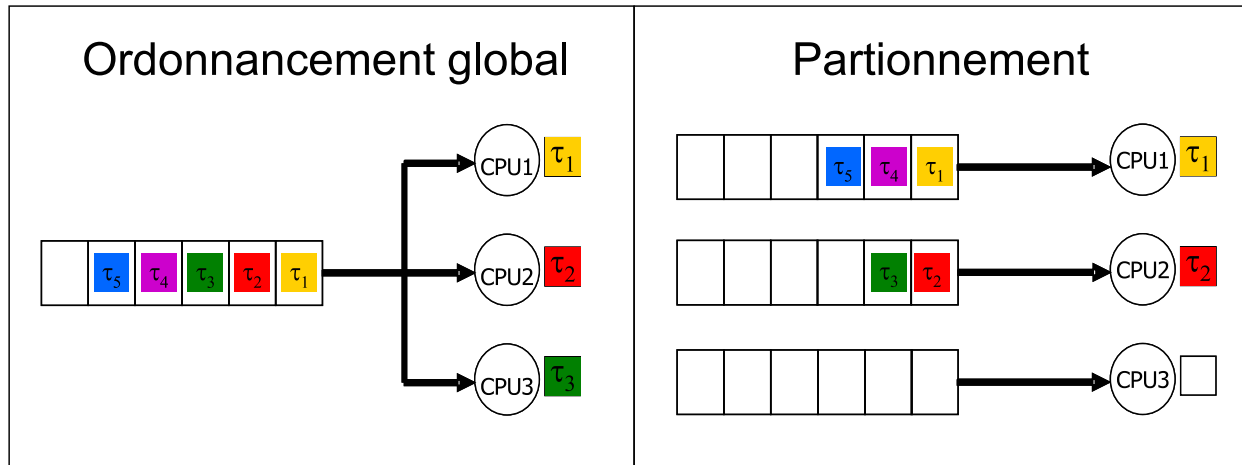
Approches mixtes (6)

- En ligne : parcourir l'arbre de la racine jusqu'aux feuilles :
 1. Un serveur a pour échéances celles des entités le constituant.
 2. Niveau dual : appliquer EDF, les serveurs/tâches primals du serveur dual de plus proche échéance ne doivent pas être exécutés.
 3. Niveau pack : appliquer EDF, le serveur/tâche de plus courte échéance doit être exécuté.
- Exemple : avec 5 processeurs, à l'instant 0, $S1^*$, et donc $S2$ et $S3$, puis $T4^*/T7^*$ et donc ne pas ordonnancer $T4/T7$.

Sommaire

1. Introduction et rappels.
2. Ordonnancement global, illustration avec les architectures multi-coeurs.
3. Ordonnancement par partitionnement, illustration avec les architectures réparties.
4. Ordonnancement par approches mixtes.
5. Résumé.
6. Acronymes.
7. Références.
8. Remerciements.

Résumé (1)



- Illustration système réparti, multi-coeurs :
 1. **Ordonnancement global** : choisir d'abord la tâche, puis placer la tâche sur un des processeurs libres. Approche en-ligne.
 2. **Ordonnancement par partitionnement** : placement des tâches pour ordonnancement local, puis vérification éventuelle des délais de bout en bout. Approche hors-ligne.

Résumé (2)

- Ressources différentes : plusieurs processeurs, caches, mémoire/horloge/bus partagées, réseaux, NoC, ...
- Ressources différentes \implies moins de déterminisme, moins de précision, nouvelles interférences.
- Nouvelles méthodes d'analyse.
- Ordonnancement global (ex : multi-coeurs) : résultats moins nombreux mais domaine de recherche dynamique.
- Ordonnancement par partitionnement (ex : systèmes répartis) : placement, vérification de contraintes de bout en bout, contraintes de précédence, ordonnancement de messages, ...
- Un peu de pratique ? la majorité des méthodes d'analyses présentées dans ce cours ont été implantées dans Cheddar.

Sommaire

1. Introduction et rappels.
2. Ordonnancement global, illustration avec les architectures multi-coeurs.
3. Ordonnancement par partitionnement, illustration avec les architectures réparties.
4. Résumé.
5. Acronymes.
6. Références.
7. Remerciements.

Acronymes

- **MAP.** Manufacturing Automation Protocol.
- **CAN.** Controller Area Network.
- **FIP.** Factory Instrumentation Protocol.
- **FIFO.** First In First Out.
- **MAC.** Medium Acces Control.
- **PROFIBUS.** Process Field Bus.
- **CSMA/CA.** Carrier Sence Multiple Access and Collision Detection Avoidance.
- **TDMA.** Time Division Multiple Access.

Références

- [AND 05] James Anderson, Philip Holman, and Anand Srinivasan. « Fair Scheduling of Real-time Tasks on Multiprocessors ». In *Handbook of Scheduling*, 2005.
- [BAR 03] S. K. Baruah and S. Funk. « Task assignment in heterogeneous multiprocessor platforms ». Technical Report, University of North Carolina, 2003.
- [BAT 97] I. Bate and A. Burns. « Schedulability Analysis of Fixed priority Real-Time Systems with Offsets », 1997.
- [BER 07] M. Bertogna. « Real-Time scheduling analysis for multiprocessor platforms ». In *Phd Thesis, Scuola Seprrorre Sant Anna, Pisa*, 2007.
- [BLA 76] J. Blazewicz. « Scheduling Dependant Tasks with Different Arrival Times to Meet Deadlines ». In. Gelende. H. Beilner (eds), *Modeling and Performance Evaluation of Computer Systems*, Amsterdam, Noth-Holland, 1976.
- [BUR 94] A. Burchard, J. Liebeherr, Y. Oh, and S. H. Son. « Assigning real-time tasks to homogeneous multiprocessor systems ». January 1994.

Références

- [CHA 95] S. Chatterjee and J. Strosnider. « Distributed pipeline scheduling : end-to-end Analysis of heterogeneous, multi-resource real-time systems ». 1995.
- [CHE 90] H. Chetto, M. Silly, and T. Bouchentouf. « Dynamic Scheduling of Real-time Tasks Under Precedence Constraints ». *Real Time Systems, The International Journal of Time-Critical Computing Systems*, 2(3):181–194, September 1990.
- [CIA 99] CIAME. *Réseaux de terrain*. Edition Hermès, 1999.
- [COT 00] F. Cottet, J. Delacroix, C. Kaiser, and Z. Mammeri. *Ordonnancement temps réel*. Hermès, 2000.
- [COU 94] G. Coulouris, J. Dollimore, and T. Kindberg. *Distributed Systems—Concepts and Design, 2nd Ed.* Addison-Wesley Publishers Ltd., 1994.
- [DAV 09] R.I. Davis and A. Burns. « A Survey of Hard Real-Time Scheduling Algorithms and Schedulability Analysis Techniques for Multiprocessor Systems ». In *University of York Technical Report, YCS-2009-443*, 2009.
- [DEC 96] T. Decker. « Three Popular Avionics Databases ». *Real Time Magazine*, (2):29–34, April 1996.

Références

- [DHA 78] S. Dhall and C. Liu. « On a real time scheduling problem ». *Operations Research*, 26:127–140, 1978.
- [DWY 91] J. Dwyer and A. Ioannou. *Les réseaux locaux industriels MAP et TOP*. Editions Masson, mars 1991.
- [GEO 96] L. George, N. Rivierre, and M. Spuri. « Preemptive and Non-Preemptive Real-time Uni-processor Scheduling ». INRIA Technical report number 2966, 1996.
- [HEA 96] D. Head. « MIL-STD-1553B ». *Real Time Magazine*, (2):25–28, April 1996.
- [KOO 95] P. J. Koopman. « Time Division Multiple Access Without a Bus Master ». Technical Report RR-9500470, United Technologies Research Center, June 1995.
- [LEB 95] L. Leboucher and J. B. Stefani. « Admission Control end-to-end Distributed Bindings ». pages 192–208. COST 231, Lectures Notes in Computer Science, Vol 1052, November 1995.

Références

- [LEG 03] J. Legrand, F. Singhoff, L. Nana, L. Marcé, F. Dupont, and H. Hafidi. « About Bounds of Buffers Shared by Periodic Tasks : the IRMA project ». In the 15th Euromicro International Conference of Real Time Systems (WIP Session), Porto, July 2003.
- [LIU 73] C. L. Liu and J. W. Layland. « Scheduling Algorithms for Multiprogramming in a Hard Real-Time Environment ». *Journal of the Association for Computing Machinery*, 20(1):46–61, January 1973.
- [OH 93] Y. Oh and S. H. Son. « Tight Performance Bounds of Heuristics for a Real-Time Scheduling Problem ». Technical Report, May 1993.
- [OH 95] Y. Oh and S.H. Son. « Fixed-priority scheduling of periodic tasks on multiprocessor systems ». 1995.
- [PAL 03] C. Palencia and M. Gonzalez Harbour. « Offset-Based Response Time Analysis of Distributed Systems Scheduled under EDF ». In *15th Euromicro Conference on Real-Time Systems (ECRTS'03)*, 2003.
- [PUJ 95] G. Pujolle. *Les réseaux*. Editions Eyrolles, décembre 1995.

Références

- [RIC 01] P. Richard, F. Cottet, and M. Richard. « On line Scheduling of Real Time Distributed Computers With Complex Communication Constraints ». 7th Int. Conf. on Engineering of Complex Computer Systems, Skovde (Sweden), June 2001.
- [STR 96] H. Strass. « Factory Floor Networks PROFIBUS : the natural choice ». *Real Time Magazine*, (2):6–8, April 1996.
- [TIN 92] K. Tindell. « Using Offset Information to Analyse Static Priority Pre-Emptively Scheduled Task Sets ». In *YCS. 182, Dept of Computer Science, University of York*, 1992.
- [TIN 94] K. W. Tindell and J. Clark. « Holistic schedulability analysis for distributed hard real-time systems ». *Microprocessing and Microprogramming*, 40(2-3):117–134, April 1994.

Références

- [UPE 94] P. Upendar and P. J. Koopman. « Communication Protocols for Embedded Systems ». *Embedded Systems Programming*, 7(11):46–58, November 1994.
- [XU 90] J. Xu and D. Parnas. « Scheduling Processes with Release Times, Deadlines, Precedence, and Exclusion Relations ». *IEEE Transactions on Software Engineering*, 16(3):360–369, March 1990.
- [ZEL 96] H. Zeltwanger. « CAN in industrial Applications ». *Real Time Magazine*, (2):20–24, April 1996.

Remerciements

- Certains de ces transparents sont extraits ou inspirés des cours de C. Pagetti et de J. Goossens. Merci à ces auteurs !