Ordonnancement temps réel monoprocesseur

Département/IUP informatique

Frank Singhoff

C-208

singhoff@univ-brest.fr

Sommaire

Partie 1

Introduction
et
concepts de base

Ordonnancement, définitions (1)

• **Objectifs** : prendre en compte les besoins d'urgence, d'importance et de réactivité des applications temps réel.

• **Eléments de taxinomie** :

– Algorithmes hors ligne/en ligne : moment où sont effectués les choix d'allocation. Algorithmes statiques/dynamiques.

– Priorités statiques/dynamiques : les priorités changent elles ?

– Algorithmes préemptifs ou non : tâches interruptibles par d'autres ? non préemptif =
  1. Exclusion mutuelle des ressources aisée.
  2. Surcoût de l'ordonnanceur moins élevé.
  3. Efficacité moindre.

Ordonnancement, définitions (2)

- Propriétés recherchées :

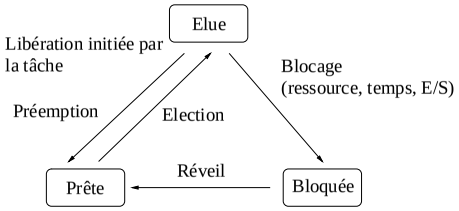
1. **Faisabilité :** est il possible d'exhiber un test de faisabilité ?
   - Condition permettant de décider hors ligne du respect des contraintes des tâches.
   - Prédictibilité du temps de réponse des tâches.
2. **Optimalité :** critère de comparaison des algorithmes (un algorithme est dit optimal s'il est capable de trouver un ordonnancement pour tout ensemble faisable de tâches).
3. **Complexité :** les tests de faisabilité sont ils polynômiaux ?, exponentiels ?, etc
4. **Facilité de mise en œuvre :** l'ordonnanceur est-il facile à implanter ?

Méthode d'analyse

- Lorsqu'un problème d'ordonnancement se pose, on :

1. On modélise les tâches du système et leurs contraintes temporelles.
2. On choisit un algorithme d'ordonnancement.
3. On valide la faisabilité du jeu de tâches : faisabilité théorique (ordonnançabilité et complexité) et faisabilité pratique (ordonnanceur facilement implantable, contraintes logiciels/matérielles, etc) Eventuellement, on retourne en 1 ou 2.

Notion de tâche (1)



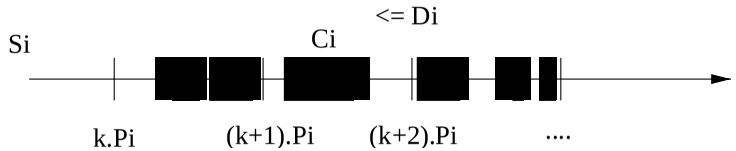
• **Processeur** = souvent l'unique ressource partageable dans un système temps réel $\Longrightarrow$ exécutif temps réel.

• **Tâche** : suite d'instructions + données + contexte d'exécution. Etats de la tâche.

• **Famille de tâches** :

– Tâches dépendantes ou non. Tâches importantes, urgentes.
– Tâches répétitives : activations successives (tâches périodiques ou sporadiques) $\Longrightarrow$ **tâches critiques**.
– Tâches non répétitives/apériodiques : une seule activation $\Longrightarrow$ **tâches non critiques**.

Notion de tâche (2)



• **Paramètres définissant une tâche i :**

– 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.
– Délai critique : D_i (relatif à P_i si tâche périodique, à S_i si tâche apériodique).
– Date d'exécution au plus tôt : R_i.

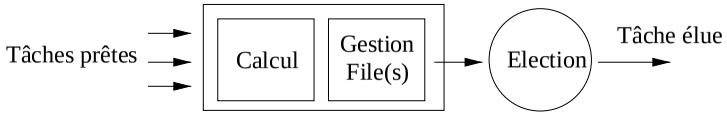
• Tâche apériodique définie par (S_i, C_i, D_i, R_i) ; Tâche périodique (S_i, C_i, D_i, P_i) (idem pour sporadique mais P_i = un délai minimal inter-activations).

Notion de tâche (3)

• Un modèle simplifié de tâches : **le modèle de Lui et Layland[LIU 73] ou modèle de tâches périodiques à échéance sur requête**.

• Caractéristiques :
- Tâches périodiques.
- Tâches indépendantes.
- avec $\forall i : S_i = 0 \implies$ instant critique (pire cas).
- avec $\forall i : P_i = D_i \implies$ tâches à échéances sur requêtes.

Ordonnanceur : structure et fonctions (1)



• **Trois traitements successifs** :

(1) Calcul d'informations d'ordonnancement :
- En ligne ou hors ligne.
- Calendrier : activation cyclique.
- Période : Rate Monotonic (RM).
- Echéance : Deadline Monotonic (DM), Earliest Deadline First (EDF).
- Laxité : Least Laxity First (LLF). (laxité à l'instant t : $L_i(t) = D_i(t) -$ reliquat de C_i à exécuter).
- Etc.

Ordonnanceur : structure et fonctions (2)

(2) Gestion de la/les files d'attente :
- Une file par priorité/importance/classe d'applications.
- Politique FIFO (déplacée si bloquée, libération à l'initiative de la tâche, terminaison).
- Politique round-robin (déplacement identique à FIFO + fin de quantum ; utilisation d'un ou plusieurs quantum).
- Politiques hybrides (ex : FIFO + round-robin) $\Longrightarrow$ POSIX.1003b, Chorus, Solaris, etc ...

(3) Phase d'élection :
- Par calendrier.
- HPF : plus haute priorité d'abord.
- EDF : plus courte échéance d'abord.
- LLF : plus petite laxité d'abord
- Election de la tâche en tête de file.

Partie 2

Algorithmes classiques pour le temps réel

1. Algorithme à priorités fixes : Rate Monotonic (RM, RMS, RMA).
2. Algorithme à priorités dynamiques : Earliest Deadline First (EDF).

L'algorithme Rate Monotonic (1)

- **Caractéristiques :**

– Priorités fixes $\Longrightarrow$ analyse hors ligne $\Longrightarrow$ applications statiques.
– Tâches périodiques uniquement. Dans ce cours, pour RM, nous nous limitons à des tâches de type "Lui et Layland".
– Complexité faible et mise en œuvre facile dans un système d'exploitation.
– Algorithme optimal dans la classe des algorithmes à priorité fixe.

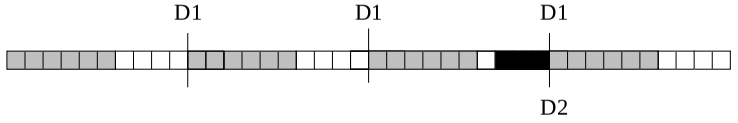
- **Fonctionnement :**

1. Phase de calcul : priorité = inverse de la périodicité.
2. Phase d'élection : élection de la plus forte priorité.

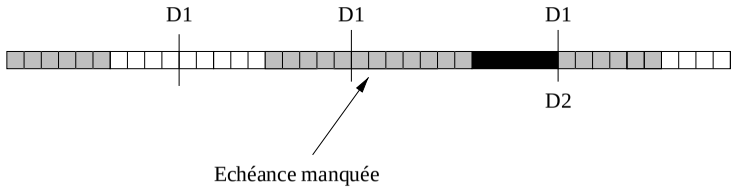
L'algorithme Rate Monotonic (2)

- Cas préemptif :

T1 : C1=6 ; P1=10 (gris)
T2 : C2=9 ; P2=30 (blanc)
Noir=libre



- Cas non préemptif :



L'algorithme Rate Monotonic (3)

- Evaluation de l'ordonnançabilité :

1. **Période d'étude** = $[0, PPCM(P_i)]$. Solution exacte.

2. **Taux d'utilisation** (cas préemptif) :

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

   Condition suffisante mais non nécessaire : solution pessimiste donc.

3. **Temps de réponse** $\Longrightarrow$ délai entre l'activation d'un tâche et sa terminaison. Solution parfois exacte (selon les modèles de tâches).

L'algorithme Rate Monotonic (4)

- **Calcul du temps de réponse :**

– Hypothèses : cas préemptif.

– Principe : pour une tâche i, on cherche à évaluer, au pire cas, son temps d'exécution + son temps d'attente lorsque des tâches plus prioritaires s'exécutent. Où encore :

$$TR_i = C_i + \sum_{j \in hp(i)} I_j$$

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

– Où $hp(i)$ est l'ensemble des tâches de plus forte priorité que i ; $\lceil x \rceil$ est l'entier directement plus grand que x.

L'algorithme Rate Monotonic (5)

• **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 $w_i^{n+1} = w_i^n$.

L'algorithme Rate Monotonic (6)

• **Exemple :**

– Tâche 1 : P1=7 ; C1=3
– Tâche 2 : P2=12 ; C2=2
– Tâche 3 : P3=20 ; C3=5

– $w_1^0 = 3 \implies TR_1 = 3$
– $w_2^0 = 2$
– $w_2^1 = 2 + \left\lceil \frac{2}{7} \right\rceil 3 = 5$
– $w_2^2 = 2 + \left\lceil \frac{5}{7} \right\rceil 3 = 5 \implies TR_2 = 5$
– $w_3^0 = 5$
– $w_3^1 = 5 + \left\lceil \frac{5}{7} \right\rceil 3 + \left\lceil \frac{5}{12} \right\rceil 2 = 10$
– $w_3^2 = 5 + \left\lceil \frac{10}{7} \right\rceil 3 + \left\lceil \frac{10}{12} \right\rceil 2 = 13$
– $w_3^3 = 5 + \left\lceil \frac{13}{7} \right\rceil 3 + \left\lceil \frac{13}{12} \right\rceil 2 = 15$
– $w_3^4 = 5 + \left\lceil \frac{15}{7} \right\rceil 3 + \left\lceil \frac{15}{12} \right\rceil 2 = 18$
– $w_3^5 = 5 + \left\lceil \frac{18}{7} \right\rceil 3 + \left\lceil \frac{18}{12} \right\rceil 2 = 18$
$\implies TR_3 = 18$

L'algorithme Rate Monotonic (7)

• Comment faire cohabiter des tâches apériodiques dans un système ordonnancé avec Rate Monotonic :

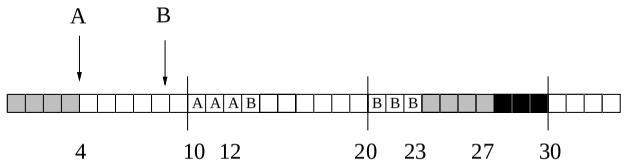
1. Les tâches apériodiques sont non critiques $\Longrightarrow$ priorités plus faible que les tâches périodiques.
2. Les tâches apériodiques sont critiques $\Longrightarrow$ utilisation de serveur de tâches apériodiques.

L'algorithme Rate Monotonic (8)

• **Serveur de tâches apériodiques** : tâche périodique dédiée à l'exécution des tâches apériodiques.

T1 : C1=4 ; P1=20 (gris)
T2 : C2=12 ; P2=30 (blanc)
S : CS=4 ; PS=10;
A arrive en t=4 ; CA=3
B arrive en t=12 ; CB=4

Noir=libre



– Serveur par scrutation : exécution des tâches apériodiques arrivées avant le début de l'activation du serveur ; ne consomme pas de temps processeur si pas de tâche apériodique. Temps de scrutation considéré négligeable. Simple mais capacité gaspillée.
– Autres serveurs : serveur sporadique, différé, ...

L'algorithme EDF (1)

- **Caractérisques :**

– Algorithme à priorité dynamique $\Longrightarrow$ mieux adapté que RM aux applications dynamiques.

– Supporte les tâches périodiques et les tâches apériodiques.

– Algorithme optimal : utilise jusqu'à 100 pourcent de la resource processeur.

– Mise en oeuvre difficile dans un système d'exploitation.

– Instable en sur-charge : moins déterministe que RM.

L'algorithme EDF (2)

- **Fonctionnement :**

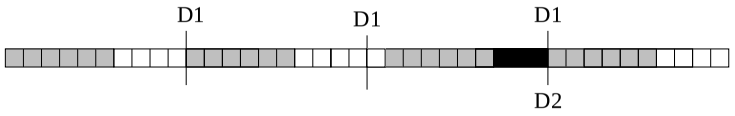
1. Phase de calcul $\Longrightarrow$ calcul d'une échéance . Soit $D_i(t)$, l'échéance à l'instant t et D_i, le délai critique de la tâche i :
   – Tâche apériodique : $D_i(t) = D_i + S_i$.
   – Tâche périodique : $D_i(t) =$ date de début de l'activation courante à l'instant $t + D_i$.

2. Phase d'élection : élection de la plus courte échéance d'abord.

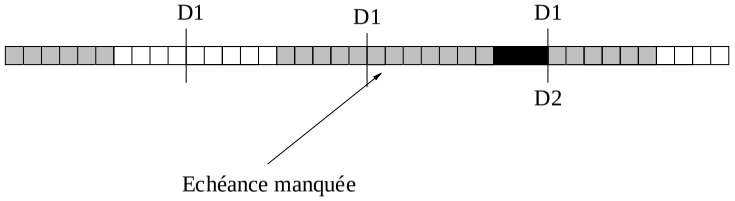
L'algorithme EDF (3)

- Cas préemptif :

T1 : C1=6 ; P1=10 (gris)
T2 : C2=9 ; P2=30 (blanc)
Noir = libre



- Cas non préemptif :



L'algorithme EDF (4)

- Evaluation de l'ordonnançabilité :

1. **Période d'étude** : idem Rate Monotonic **si tâches périodiques uniquement**.
2. **Taux d'utilisation**, cas préemptif, tâches périodiques et indépendantes avec $\forall i : S_i = 0$:
   - Condition nécessaire et suffisante si $\forall\ i : D_i = P_i$:

$$U = \sum_{i=1}^{n} \frac{C_i}{P_i} \leq 1$$

     (uniquement nécessaire si $\exists\ i\ :\ D_i \leq P_i$)
   - Condition suffisante si $\exists\ i\ :\ D_i \leq P_i$:

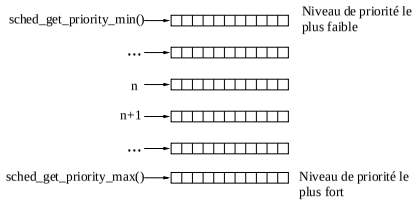
$$U = \sum_{i=1}^{n} \frac{C_i}{D_i} \leq 1$$

3. **Temps de réponse :** complexité importante.

Partie 3

Un peu de pratique

La norme POSIX.1003b (1)



• POSIX.1003b [GAL 95] = extensions temps réel du standard ISO/ANSI POSIX définissant une interface portable de systèmes d'exploitation.

• Ordonnancement :

– Priorités fixes, préemptif $\Longrightarrow$ RM facile.
– Une file d'attente par priorité + politiques de gestion de la file ($SCHED\_FIFO$, $SCHED\_RR$, $SCHED\_OTHERS$).

La norme POSIX.1003b (2)

• Gestion des files d'attente POSIX : élection de la tâche en tête de file d'attente de plus haute priorité.

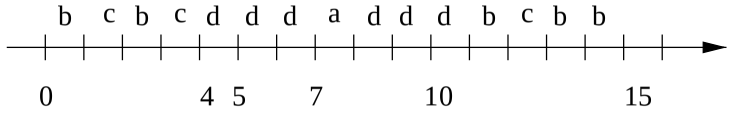
• Différences entre les politiques :

1. $SCHED\_FIFO$: la tâche quitte la tête de file si :
   - Terminaison de la tâche.
   - Blocage de la tâche (E/S, attente d'un délai) => remise en queue.
   - Libération explicite => remise en queue.
2. $SCHED\_RR$: idem $SCHED\_FIFO$ mais en plus, la tâche en tête de file est déplacée en queue après expiration d'un quantum (*round robin*).
3. $SCHED\_OTHERS$: fonctionnement non normalisé.

La norme POSIX.1003b (3)

• Exemple :

Tâches	C_i	S_i	Priorité	Politique
a	1	7	1	FIFO
b	5	0	4	RR
c	3	0	4	RR
d	6	4	2	FIFO



• Quantum SCHED_RR = 1 unité de temps.

• Niveau de plus forte priorité : 1.

La norme POSIX.1003b (4)

• Ordonnanceurs POSIX.1003b :

```
#define SCHED_OTHER     0
#define SCHED_FIFO      1
#define SCHED_RR        2
```

• Consultation des paramètres spécifiques à la mise en œuvre de POSIX.1003b :

```
int sched_get_priority_max(int policy);
int sched_get_priority_min(int policy);
int sched_rr_get_interval(pid_t pid,
       struct  timespec *tp);
```

• Libération volontaire du processeur :

```
int sched_yield(void);
```


La norme POSIX.1003b (5)

• Paramètre(s) ordonnanceur :

```
struct sched_param
  {
    int sched_priority;
    ...
  };
```

• Consultation ou modification de l'ordonnanceur :

```
int sched_setscheduler(pid_t pid, int policy,
        const struct sched_param *p);
int sched_getscheduler(pid_t pid);
```

• Consultation ou modification des paramètres d'ordonnancement :

```
int  sched_getparam(pid_t  pid,
        struct sched_param *p);
int   sched_setparam(pid_t   pid,
        const struct sched_param *p);
```

La norme POSIX.1003b (6)

- Initialisation : héritage par $fork()$, démarrage en section critique.
- Exemple : cf. tâches page 14.

```
struct sched_param parm;
int res=-1;
...
/* Tache T1 ; P1=10 */
parm.sched_priority=15;
res=sched_setscheduler(pid_T1,SCHED_FIFO,&parm);
if(res<0)
     perror("sched_setscheduler tache T1");

/* Tache T2 ; P2=30 */
parm.sched_priority=10;
res=sched_setscheduler(pid_T2,SCHED_FIFO,&parm);
if(res<0)
     perror("sched_setscheduler tache T2");
```


Partie 4

Prise en compte des dépendances : exemples de solutions

1. Contraintes de précédence (ex : communications).
2. Partage de ressources.

Contraintes de précédence (1)

- Objectifs :

1. Calculer un ordonnancement qui respecte les contraintes de précédence (simulation, exécution).

2. Décider de la faisabilité hors ligne.

Contraintes de précédence (2)

- Principales approches :

1. **Conditions initiales** (paramètre S_i). Exécution et faisabilité (avec formules spécifiques).

2. **Affectation des priorités** (Chetto/Blazewicz [BLA 76, CHE 90]). Applicabilité limitée. Faisabilité et exécution.

3. **Modifications des délais critiques** (Chetto/Blazewicz). Applicabilité limitée. Faisabilité et exécution.

4. **Utilisation du paramètre "Jitter"** [TIN 94]. Seulement pour la faisabilité (pire cas éventuellement très grand).

5. **Heuristique d'ordonnancement** (Xu et Parnas [XU 90]). Pas de faisabilité.

Contraintes de précédence (3)

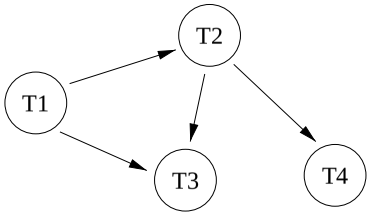
• Principe de la solution de Blazewicz [BLA 76] et de Chetto et al [CHE 90] : rendre les tâches indépendantes en modifiant leurs paramètres.

• Hypothèses : Tâches soit apériodiques, soit périodiques de même période.

• Technique :

1. Modification pour RM :
   - $\forall\ i,j \mid i \prec j\ :\ priorite_i > priorite_j$
2. Modification pour EDF :
   - $D_i^* = min(D_i, min(\forall\ j \mid i \prec j\ :\ D_j^* - C_j))$.

Contraintes de précédence (4)



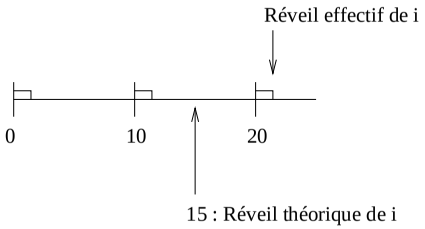
	C_i	D_i	D_i^*
T_4	2	14	14
T_3	1	8	8
T_2	2	10	7
T_1	1	5	5

• Exemple : EDF + tâches apériodiques.

- $D_4^* = 14$;
- $D_3^* = 8$;
- $D_2^* = min(D_2, D_3^* - C_3, D_4^* - C_4) = min(10, 8-1, 14-2) = 7$;
- $D_1^* = min(D_1, D_2^* - C_2, D_3^* - C_3) = min(5, 7-2, 8-1) = 5$;

Contraintes de précédence (5)

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



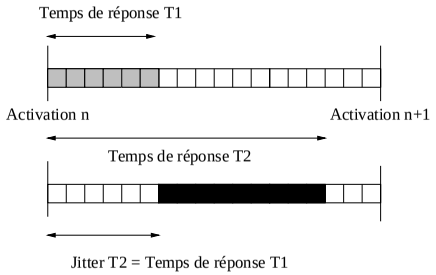
La date effective de réveil de la tâche i sera $23ms$. Sa gigue est de $J_i = 8\ ms$.

- Temps de réponse $= r_i = w_i + J_i$, avec :

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

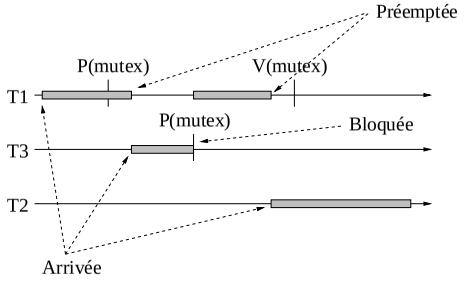
Contraintes de précédence (6)

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 doit l'afficher à l'écran.
  - T2 doit être activée sur terminaison de T1.
  - Quel est le temps de réponse de T2 ?

Partage de ressources (1)



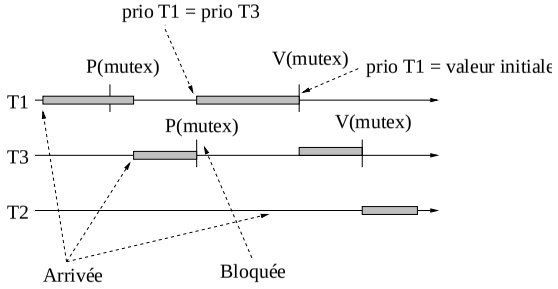
• Accéder à une ressource c'est éventuellement devoir attendre qu'elle se libère = borne sur le temps de blocage (noté B_i).

• Problèmes :

– Comment éviter les attentes non bornées ? $\Longrightarrow$ protocoles d'évitement d'inversion de priorité.
– Comment finement évaluer B_i ?

• Caractéristiques des protocoles : calcul de B_i, nombres de ressources accessibles, complexité, interblocage possible ou non, etc.

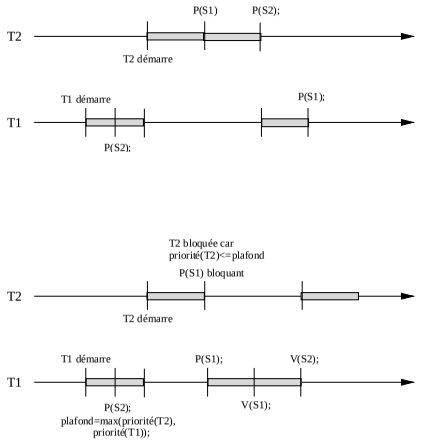
Partage de ressources (2)



• Héritage simple (ou Priority Inheritance Protocol ou PIP) :

– Une tâche qui bloque une autre plus prioritaire qu'elle, exécute la section critique avec la priorité de la tâche bloquée.
– Une seule ressource : sinon interblocage possible.
– B_i = somme des sections critiques des tâches moins prioritaires que i.

Partage de ressources (3)



• Héritage plafond (ou Priority Ceiling Protocol ou PCP)[SHA 90] :

– Une variable (plafond) stocke le plus haut niveau de priorité de toutes les sections critiques actuellement acquises. P(sem) bloquant si priorité de la tâche <= plafond.

– Ressources multiples sans interblocage.

– B_i = plus grande section critique.

Partage de ressources (4)

• Soit n tâches de type "Lui et Layland" ordonnées de façon décroissantes selon leur priorité (avec $B_n = 0$ donc).

• Prise en compte du temps de blocage dans :

– Critère d'ordonnançabilité RM :

$$\forall\ i, 1 \leq i \leq n : \sum_{k=1}^{i-1} \frac{C_k}{P_k} + \frac{C_i + B_i}{P_i} \leq i(2^{\frac{1}{i}} - 1)$$

– Critère d'ordonnançabilité EDF/LLF :

$$\forall\ i, 1 \leq i \leq n : \sum_{k=1}^{i-1} \frac{C_k}{P_k} + \frac{C_i + B_i}{P_i} \leq 1$$

Partage de ressources (5)

• Prise en compte du temps de blocage B_i dans le calcul du temps de réponse d'un ensemble de tâches de type "Lui et Layland", ordonnancées par RM/préemptif :

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

Où $hp(i)$ est l'ensemble des tâches de plus forte priorité que i.

• Résolution par la méthode itérative :

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

Attention : avec B_i, le calcul du temps de réponse devient une condition suffisante mais non nécessaire. C'est une solution pessimiste.

Partie 5

Résumé

Résumé

1. Algorithmes classiques pour le temps réel (calendrier, RM $\Longrightarrow$ système d'exploitation, EDF $\Longrightarrow$ applicatifs). Techniques de validation a priori d'un jeu de tâches.

2. Majorité des systèmes d'exploitation = philosophie à la POSIX.1003b : priorités fixes multi-files + FIFO et/ou round-robin.

3. Exemple de techniques pour la prise en compte des dépendances, du partage des ressources.

• Outil de simulation **Cheddar** :
`http://beru.univ-brest.fr/~singhoff/cheddar`

Partie 6

Références

[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.

[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.

[GAL 95] B. O. Gallmeister. *POSIX 4 : Programming for the Real World* . O'Reilly and Associates, January 1995.

[LIU 73] C. L. Liu and J. W. Layland. « Scheduling Algorithms for Multiprogramming in a Hard Real-Time Environnment ». *Journal of the Association for Computing Machinery*, 20(1) :46–61, January 1973.

[SHA 90] L. Sha, R. Rajkumar, and J.P. Lehoczky. « Priority Inheritance Protocols : An Approach to real-time Synchronization ». *IEEE Transactions on computers*, 39(9) :1175–1185, 1990.

[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.

[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.