Programmation Parallèle
IUP MIAGe 3
Année 99-00
Université Bordeaux I

Alain Griffault

24 mars 2000

Informations générales.

0.1 Avertissement

Ce document correspond à mes notes de cours. Le niveau de rédaction des diverses parties est très inégal, et il comporte certainement quelques erreurs et beaucoup d'oublis.

0.2 Bibliographie

- La programmation parallèle. J.P. Banâtre (Eyrolles).
- Algorithmique du parallélisme (le problème de l'exclusion mutuelle). M. Raynal (Dunod).
- Synchronisation de programmes parallèles. F. André, D. Herman. J.P. Verjus (Dunod).
- Processus Séquentiel Communicants. C.A.R. Hoare (Masson).
- Java : de l'esprit à la méthode. M. Bonjour, G. Falquet, J. Guyot et A. Le Grand (International Thomson Publishing)

0.3 Les pré-requis

- Le langage JAVA.

0.4 Le contrôle

- l'examen : Devoir surveillé.

Chapitre 1

Introduction.

1.1 Pour quoi faire ?

A partir de l'idée simple :*A plusieurs, on est plus efficace*, la programmation parallèle peut être vue comme :*Utiliser plus de moyens (ressources informatiques) pour réaliser plus rapidement une tâche.*

1.1.1 Des calculs indépendants

Soient deux matrices A et B de taille (m,n), et le calcul C=A+B.

Dans un langage de programmation classique :

```
pour i de 1 a m faire
  pour j de 1 a n faire
    c(i,j) = a(i,j) + b(i,j)
```

Bien que les calculs des c(i,j) soient indépendants, la programmation séquentielle nous oblige à fournir l'ordre dans lequel seront faits les calculs.

Dans un langage de programmation parallèle, on écrira :

```
En parallele, pour tous les couples (i,j) dans [1..m,1..n] faire
    c(i,j) = a(i,j) + b(i,j)
```

Le programmeur n'a pas à introduire du "comment" dans son programme, mais seulement du "quoi faire". Le programme est plus proche de la spécification.

1.1.2 Des sources d'information multiples

Soit un système qui contrôle le niveau d'une cuve, en modifiant l'ouverture d'une vanne en fonction d'informations provenant de différents capteurs.

Dans un langage de programmation classique :

```
program controleur
debut
  pour i de 1 à m faire
    si valeur(capteur[i]) != valeurAncienne(capteur[i]) alors
```

```
        modifierOuvertureVanne(i,valeur(capteur[i]))
fin
```

Deux défauts principaux :

- Même lorsque toutes les valeurs des capteurs restent inchangées, le programme n'arrête pas de ne rien faire.
- La réactivité peut être mauvaise : N capteurs ⇒ N cycles processeur au pire des cas pour traiter une variation d'un capteur.

Dans un langage de programmation parallèle, on écrira :

```
Tache C[i]
  Pour chaque modification de valeur(capteur[i])
    envoyerMessage(controleur,valeur(capteur[i]));

Tache controleur
  recevoir(C[i],valeur(capteur[i])) -> modifierOuvertureVanne(i,valeur(capteur[i]));
```

Les deux défauts précédents ont disparu.

1.1.3 Gain en efficacité

Soit un problème donné. Un algorithme séquentiel fourni le résultat en un temps t_s. Un algorithme parallèle exécuté sur N processeurs fourni le résultat en un temps t_N.
L'efficacité est le rapport $E = t_s/(N \times t_N)$.
Si $E = 1$, c'est parfait. En réalité, on a toujours $E < 1$ du fait que la répartition du travail entre les N processeurs et la collecte des résultats prennent du temps.

1.2 Où en trouve t'on ?

1.2.1 Les systèmes d'exploitation

Les systèmes multi-tâches et multi-utilisateurs temps partagés essaient d'utiliser au mieux les ressources (notamment le processeur) afin que chacun ait l'impression d'avoir la machine pour lui seul. Les techniques utilisées sont du domaine de la programmation parallèle.

1.2.2 Les calculs

Les calculs météorologiques, d'images de synthèse, de simulation aéronautique, de déformation des structures. . .sont très "gourmands" en ressource processeurs.

La plus part de ces programmes sont écrits en fortran parallèle et s'exécutent sur des machines SIMD (Single Instruction Multiple Data). Ce type d'ordinateur est parfait lorsque les calculs sont très indépendants.

Les derniers CRAY possèdent 1000 processeurs qui exécutent tous en même temps une même instruction.

Remarque : cela ne sert à rien de prévoir en 30 heures le temps du lendemain.

1.2.3 Les applications temps réel

Ce sont des applications avec des contraintes de temps très fortes (la réaction à un signal provenant d'un capteur ABS sur une voiture doit **obligatoirement** avoir lieu avant un délai très court.

1.2.4 Les télécommunications

Le développement d'un protocole est par nature un programme parallèle. L'émetteur et le récepteur sont généralement sur des machines distinctes, donc sur des processeurs différents.

De plus, il est beaucoup plus facile de développer un protocole en distinguant trois parties : l'émetteur, le récepteur, et une normalisation des messages échangés ; plus tôt que de développer ce même protocole de façon monolithique.

1.2.5 L'animation graphique

Les temps de calculs des images peuvent être longs. L'utilisateur n'apprécie pas de voir une image s'afficher lentement. Une technique consiste à faire calculer la nouvelle image par une tâche dédiée, puis une fois ce travail fait, elle signale à la tâche dédiée à l'affichage qu'elle peut commencer son travail.

Ce découpage rend non seulement le programme plus lisible, mais permet si l'on dispose de plusieurs processeurs, de commencer le calcul de la nouvelle image pendant que la précédente s'affiche.

1.2.6 Les interfaces Homme-Machine

Les interfaces des applications "modernes" sont composés d'une multitude de boutons et autres objets graphiques. L'application doit donc à tout instant pouvoir réagir à n'importe quel action autorisée de l'utilisateur.

Le schéma de conception Vue-Contrôle-Application permet d'écrire un contrôle réactif aux actions effectuées sur la vue. Les composants graphiques notifient le contrôleur lorsqu'ils sont modifiés.

1.2.7 Les applications client-serveur

Les applications client-serveur généralisent le schéma précédent d'un protocole. Une entité (le serveur) échangent des informations avec plusieurs entités (les clients).

Chapitre 2

Les concepts des langages parallèles

2.1 Les caractéristiques d'un langage parallèle

Contrairement à un programme séquentiel qui spécifie une liste ordonnée d'instructions, et qui est déterministe (Sorties = fonction(Entrées)) :

- un programme parallèle est découpé en processus (tâches).
- les processus possèdent des relations de coopération.
- un programme parallèle spécifie l'exécution concurrente de cet ensemble de processus.
- un programme parallèle n'est pas nécessairement déterministe.

Les caractéristiques essentielles d'un langage :

1. l'expression du parallèlisme,
2. les modes de communication,
3. les modes de synchronisation,
4. l'expression du non-déterminisme,
5. éventuellement l'expression du temps.

2.2 L'expression du parallèlisme

2.2.1 Les coroutines

2.2.2 Le fork

2.2.3 Les instructions spéciales

2.2.4 La création dynamique de processus

2.3 Les modes de communication/synchronisation

2.3.1 Les variables partagées : un exemple

Soient les deux processus de mise à jour d'un compte bancaire et la variable globale `compte` initialisée à 10.

Nous faisons l'hypothèse qu'il est impossible que les deux processus accèdent au même instant (même cycle du processeur) à la même variable.

Processus A	Processus B
var aux : integer	var aux : integer
begin	begin
aux := compte ;	aux := compte ;
aux := aux + 10 ;	aux := aux - 5 ;
compte := aux ;	compte := aux ;
end.	end.

La figure 2.1 représente le graphe des comportements du "programme" constitué des deux processus. Chaque nœud contient les valeurs des trois variables, et les arcs représentent les instructions.

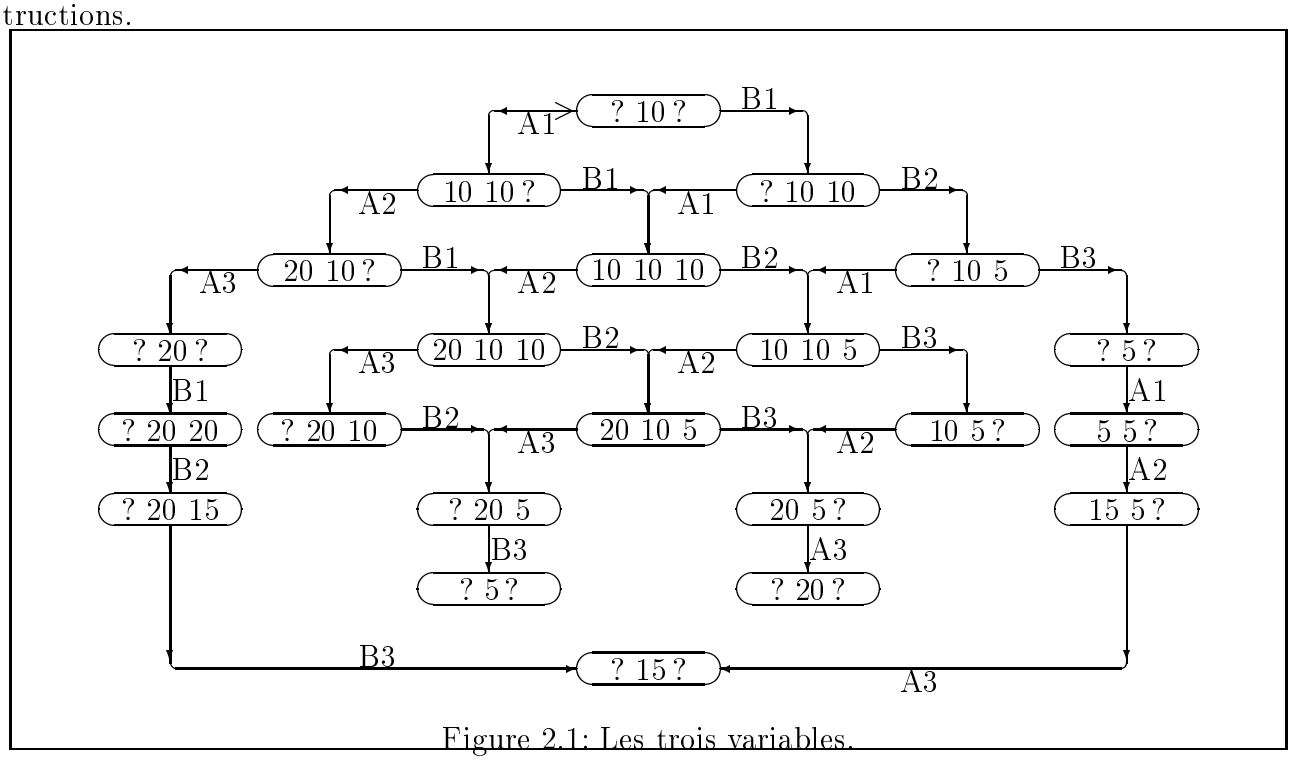

Figure 2.1: Les trois variables.

Le résultat dépend de l'entrelacement des actions, donc de l'ordonnancement des processus. Il y a donc un besoin de contrôler le déroulement d'un processus.

2.3.2 Les messages : un exemple

Les primitives de communication inter-processus sont en général :
- emettre(message, destinataire)
- recevoir(message, source).

Les messages permettent de synchroniser des processus distants.

Il existe des variantes en fonction des sémantiques :
- emettre(message, destinataire) bloquant ou non.
- recevoir(message, source) synchrone ou non.

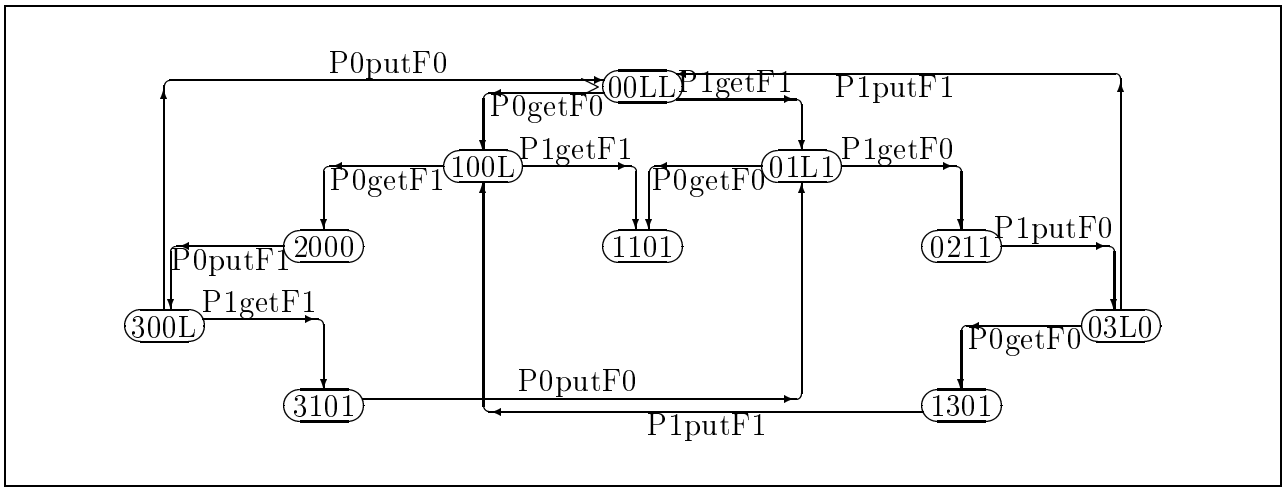

FIG. 2.2 – Deux philosophes.

Soient les quatre processus suivant qui représentent d'une part deux philosophes mangeurs de spaghettis ; d'autre part deux fourchettes qu'ils se partagent.

La syntaxe est inspirée de CSP (! pour emettre et ? pour recevoir), et la sémantique est celle du rendez-vous.

Processus P(i) /* i de 0 a 1 */
begin
while true do
begin
^{0} *F(i) ! prendre ;*
^{1} F(1-i) ! prendre ;
^{2} *F(1-i) ! poser ;*
^{3} F(i) ! poser ;
end ;
end.

Processus F(i) /* i de 0 a 1 */
begin
while true do
begin
^{L} *P(0) ? prendre* $\rightarrow$ ^{0} P(0) ? poser ;
or
^{L} *P(1) ? prendre* $\rightarrow$ ^{1} P(1) ? poser ;
end ;
end.

2.4 L'expression du non-déterminisme

Chapitre 3

Les mécanismes de synchronisations

3.1 Le problème de la section critique

N processus exécutent le programme suivant :

```
debut
tant que vrai faire debut
        "entrer en section critique"
        Section Critique
        "sortir de section critique"
        Section Non Critique
        fin
fin
```

Les objectifs :

- pas 2 processus en S.C en même temps.
- pas d'attente infinie.
- pas d'attente s'il n'y a pas de compétition.
- *équitable si possible.*

3.2 Les solutions logicielles.

Première idée pour 2 processus : un feu vert/rouge. le feu est initialisé à vert.

```
debut
tant que vrai faire debut
        tant que feu = rouge faire rien;
        feu := rouge;
        Section Critique;
        feu := vert;
        Section Non Critique
        fin
fin
```

Les 2 processus peuvent être ensemble en S.C

Deuxième idée : Deux drapeaux Flag[i] signifie que Pi veut entrer et les drapeaux sont initialisés à faux.

```
debut
tant que vrai faire debut
        Flag[i] := true;
        tant que Flag[j] faire rien;
        Section Critique;
        Flag[i] := false;
        Section Non Critique
        fin
fin
```

Les 2 processus ne peuvent pas être ensemble en S.C

Il n'y a pas d'attente s'il n'y a pas de compétition.

Il y a possibilité d'attente infinie (famine).

la preuve est faite par la construction du graphe du comportement des deux processus.

Troisième idée : une variable qui indique "A qui le tour". `debut`

```
tant que vrai faire debut
        tant que tour = j faire rien;
        Section Critique;
        tour := j ;
        Section Non Critique
        fin
fin
```

2 processus ne peuvent pas être ensemble en S.C

Il n'y a pas d'attente infinie.

Il peut y avoir attente s'il n'y a pas de compétition. C'est un algorithme d'alternance (jeton).

Algorithme de Peterson pour 2 processus. Combiner les deuxième et troisième idées.

```
debut
tant que vrai faire debut
        Flag[i] := true;
        tour := i ;
        tant que (Flag[j] et tour = i) faire rien;
        Section Critique;
        Flag[i] := false;
        Section Non Critique
        fin
fin
```

La preuve sera faite en TD

Section critique pour N processus. Solutions complexes et difficiles à prouver.

3.3 Les primitives matérielles de synchronisation.

Les solutions logicielles font les hypothèses suivantes :
- Interruption toujours possibles.
- Actions atomiques = Lecture, Ecriture.

Le problème devient plus simple si on les change.
- Permettre à l'utilisateur d'interdire momentanement les interruptions (difficile et dangereux).
- Augmenter l'ensemble des actions atomiques (le jeu d'instructions).

fonction TestAndSet permet de modifier un booléen s'il vaut false.

```
fonction TestAndSet(var but : booleen) : booleen
debut TestAndSet := but; but := true; fin
```

Une solution non équitable pour N processus au problème de la section critique avec un booléen lock initialise à false.

```
debut
tant que vrai faire debut
        tant que TestAndSet(lock) faire rien
        Section Critique
        lock := false
        Section Non Critique
        fin
fin
```

Certains processeurs possèdent une instruction TestAndSet.

procedure swap permet l'échange de deux booléens.

```
procedure swap(var a, b : booleen)
debut aux := a; a := b; b := aux fin
```

Une solution non équitable pour N processus au problème de la section critique avec un booléen lock et N booléens key[i] initialises à false.

```
debut
tant que vrai faire debut
        key[i] := true;
        tant que key[i] faire
        swap(lock,key[i]);
        Section Critique;
        lock := false
        Section Non Critique
        fin
fin
```

Certains processeurs possèdent une instruction swap.

les procedures wait et signal manipulent des entiers.

```
procedure wait(var S : entier)
debut
tant que (S <= 0) faire rien;
S := S - 1;
fin
```

```
procedure signal(var S : entier)
debut
S := S + 1
fin
```

Une solution non équitable pour N processus au problème de la section critique avec un entier mutex initialisé à 1.

```
debut
tant que vrai faire debut
        wait(mutex);
        Section Critique;
        signal(mutex);
        Section Non Critique
        fin
fin
```

Aucun processeur ne possède ces instructions.

Il existe des solutions équitables.

Le défaut commun à ces solutions est l'attente active (gaspillage de l'UC).

3.4 Les sémaphores : Dijkstra - 1965

L'idée est d'utiliser les appels systèmes `block` et `wakeup` dans les procédures `wait` et `signal` afin d'éliminer l'attente active.

3.4.1 Définition

Une structure de données

```
type semaphore = (n : entier; l : liste de processus);
```

manipulée uniquement par les actions atomiques `wait` et `signal`.

```
procedure wait(var S : semaphore)
debut
S.n := S.n - 1;
si (S.n < 0) alors debut
        ajouter(moi,S.l);
        block;
        fin
fin
```

```
procedure signal(var S : semaphore)
debut
S.n := S.n + 1;
si (S.n <= 0) alors debut
        enlever(P,S.l);
        wakeup(P);
        fin
fin
```

3.4.2 Une solution au problème de la section critique

Une solution **équitable** pour N processus au problème de la section critique avec un sémaphore mutex initialisé à (1,vide).

```
debut
tant que vrai faire debut
        wait(mutex);
        Section Critique;
        signal(mutex);
        Section Non Critique
        fin
fin
```

La solution est équitable si la liste de processus est une FIFO.

3.4.3 Implémentation

Les sémaphores peuvent être implémentés de la façon suivante :
- Un sémaphore de taille m est implémenté à l'aide de 3 sémaphores binaires et d'un entier.
  Les opérations `wait` et `signal` des sémaphores binaires sont implémentés avec les instructions `TestAndSet` et/ou `Swap`
- Les interruptions sont interdites pendant l'exécution des `wait` et `signal`.

3.5 Les messages

Le système propose les primitives
- emettre(message, destinataire)
- recevoir(message, source).

3.5.1 Une solution au problème de la section critique.

utilse un processus controleur qui délivre les autorisations d'entrée en SC.

```
processus Pi
debut
tant que vrai faire debut
        emettre(demande,controleur);
        recevoir(aquittement,controleur);
        Section Critique;
        emettre(fin,controleur);
        Section Non Critique
        fin
fin

processus Controleur
debut
tant que vrai faire
        cas de
```

```
        recevoir(demande,P1); emettre(aquittement,P1); recevoir(fin,P1);
        ou
        recevoir(demande,P2); emettre(aquittement,P2); recevoir(fin,P2);
        ou
        ...
        ou
        recevoir(demande,Pn); emettre(aquittement,Pn); recevoir(fin,Pn);
        sac
fin
```

3.6 Les moniteurs

Définition : Un moniteur comprend des variables, des conditions, des procédures et un code d'initialisation. Seules les procédures peuvent être manipulées par les processus, et le mécanisme du moniteur garantit l'exécution de chaque procédure en exclusion mutuelle.

Syntaxe d'un moniteur

type *nom du moniteur* = monitor
    déclarations de variables
    déclarations de conditions
procedure entry *P1(...)*
    begin ...end ;
⋮
procedure entry *Pn(...)*
    begin ...end ;
begin
code d'initialisation
end.

La synchronisation des processus est obtenu à l'aide des procédures *wait* et *signal* appliquées sur les variables de type condition. L'action X.signal provoque le réveil de tous les processus qui ont auparavant effectué X.wait.

Une solution au problème de la section critique

type SectionCritique = monitor
    token : booleen ;
    sc : condition
procedure entry EntreeSC
    begin
    while not token do sc.wait ;
    token := false ;
    end ;
procedure entry SortieSC

```
        begin
        token := true ;
        sc.signal ;
        end ;
begin
token := true
end.
```

shared var SC = SectionCritique

Code des processus

```
begin
while true do begin
        code de la section non critique
        SC.EntreeSC ;
        code de la section critique
        SC.SortieSC
        end
end.
```

3.7 Equivalences

En fait, tous ces mécanismes sont équivalents au sens ou n'importe lequel permet d'implémenter tous les autres.

Par exemple, il est possible d'implémenter une région critique conditionnelle à l'aide des sémaphores mutex(1,vide), delai1(0,vide) et delai2(0,vide), et des entiers compteur1 et compteur2 initialisés à 0.

```
debut
wait(mutex);
tant que non B faire debut
        compteur1 := compteur1 + 1;
        si compteur2 > 0 alors
                signal(delai2);
        sinon
                signal(mutex);
        wait(delai1);
        compteur1 := compteur1 - 1;
        compteur2 := compteur2 + 1;
        si compteur1 > 0 alors
                signal(delai1);
        sinon
                signal(delai2);
        wait(delai2);
        compteur2 := compteur2 - 1;
```

```
        fin;
S;
si compteur1 > 0 alors
        signal(delai1);
sinon
        si compteur2 > 0 alors
                signal(delai2);
        sinon
                signal(mutex);
fin
```

3.8 Autres problèmes classiques de synchronisation

Il existe plusieurs problèmes de synchronisation de processus qui permettent de valider, et de comparer les facilités d'utilisation des différents mécanismes.

3.8.1 Le Producteur/Consommateur avec buffer limité

Un producteur dépose des messages dans un buffer, duquel un comsommateur les retire. La synchronisation doit satisfaire les points suivants :

- Le producteur ne peut pas déposer un message lorsque le buffer est plein.
- Le consommateur ne peut pas retirer un message lorsque le buffer est vide.

3.8.2 Les lecteurs/rédacteurs

Un objet est partagé par des lecteurs qui veulent connaître sa valeur, et des rédacteurs qui peuvent modifier sa valeur.

- Plusieurs lectures sont possibles simultanément.
- Une seule modification est permise à la fois, et seulement si aucune lecture n'est en cours.
- Une priorité soit aux lecteurs, soit aux rédacteurs.

3.8.3 Les philosophes mangeurs de spaghettis

N philosophes alternativement pensent et mangent. Pour manger, ils disposent d'une table circulaire ayant N assiettes et N fourchettes.

- Un philosophe ne mange que lorsqu'il a deux fourchettes.

Il n'existe pas de contrôle réparti possible pour ce problème sans faire d'hypothèses supplémentaires. (priorité, accès limité à N-1 à la table).

Chapitre 4

Les utilisations possibles

4.1 Avertissement

Attention, les sémaphores et toutes les primitives de synchronisation permettent de synchroniser des processus, mais en aucun cas ne garantissent que cette synchronisation soit exempte de problème.

Soient les deux sémaphores S1(1,vide) et S2(1,vide). les processus P1 et P2 suivant peuvent se bloquer mutuellement.

```
processus P1                processus P2
debut                       debut
wait(S1);                   wait(S2);
wait(S2);                   wait(S1);
...                         ...
fin                         fin
```

4.2 L'ordonnancement de tâches

Les sémpahores permettent l'ordonnancement de tâches.

4.3 Le partage de ressources indistinguables

Un sémaphore S(p,vide) permet le partage de p ressources indistinguables, en utilisant l'algorithme pour l'exclusion mutuelle.

4.4 L'animation graphique

4.5 Les applications client-serveur