CHAPITRE II : METHODES ET OUTILS DE SYNCHRONISATION

Le but de ce chapitre est de présenter quelques méthodes et outils qui ont été proposés pour résoudre le problème de la programmation concurrente.

2.1 SOLUTIONS LOGICIELLES POUR L'EXCLUSION MUTUELLE :

Soit un ensemble de N processus P1, P2, P3, … PN-1 possédant chacun une SC dans laquelle le processus peut occuper une ressource critique. L'exécution de la SC par un processus doit se faire en exclusion mutuelle, c'est à dire qu'en entrant dans sa SC, aucun autre processus n'est autorisé à exécuter sa SC.

Nous présentons ci-après les plus importantes solutions logicielles qui ont été proposées pour réaliser l'exclusion mutuelle.

2.1.1 SOLUTIONS LOGICIELLES POUR DEUX PROCESSUS

Nous considérons dans cette section le problèmes de deux processus concurrents P0 et P1 dont la structure typique est :

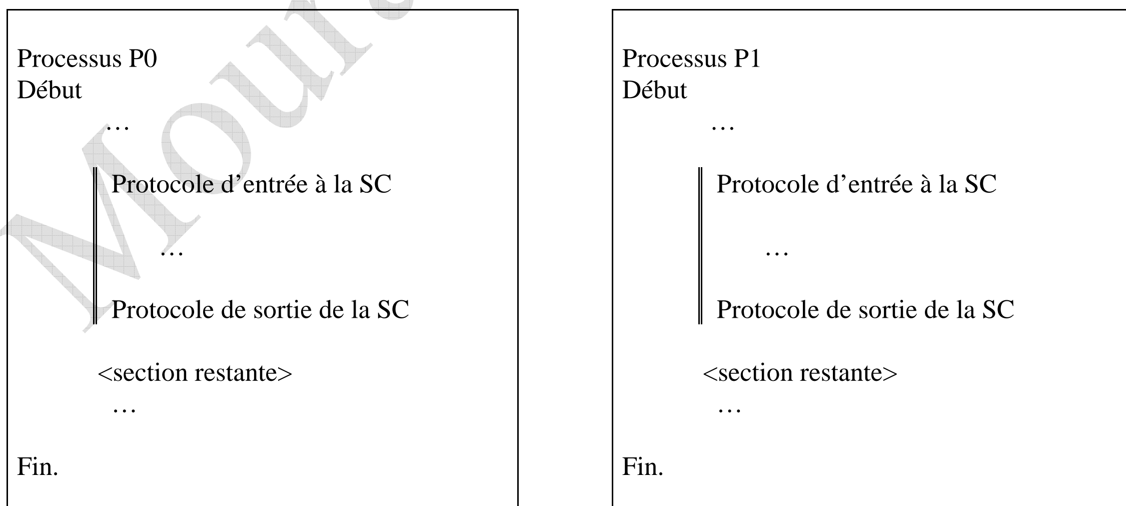


Figure 2.1 Cas de deux processus concurrents

La partie <section restante> désigne l'ensemble des instructions qui sont après la section critique.

Mourad LOUKAM

Pour utiliser une notation pratique, si Pi désigne l'un des processus alors Pj désignera l'autre processus.

Pour ce problème précis de deux processus, plusieurs solutions ont été proposées. Nous les présentons ci-après.

Solution 1 :

Cette solution consiste à laisser les deux processus partager une variable entière commune **turn**, initialisée à 0 (ou 1). Si la valeur de turn=i, alors on permet au processus Pi d'exécuter sa SC. Voici l'algorithme de cette solution :

```
Processus Pi
Début

      Tantque turn<>i
      Faire
            Rien
      Fait ;

      SC

      Turn :=j ;

      <Section Restante>

Fin.
```

Figure 2.2 Solution logicielle, basée sur le tour, pour le cas de deux processus concurrents

Commentaire : Cette solution garantit qu'un seul processus à la fois peut se trouver dans sa SC. Cependant elle exige une alternance stricte ; les processus entrent en SC à tour de rôle dans un ordre forcé. Autrement dit, cette solution ne vérifie pas le critère du déroulement (voir §1.2.4). Par exemple, si turn=0 et P1 est prêt à entrer dans sa SC, cela ne lui est pas possible même si P0 peut se trouver dans sa section restante.

Solution 2 :

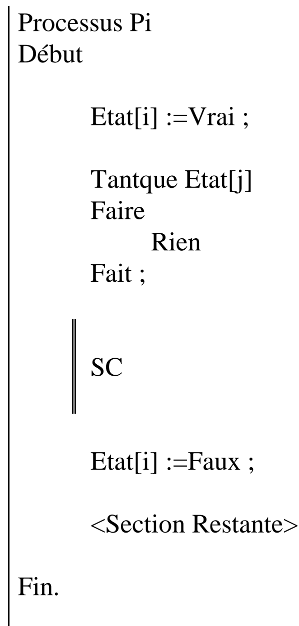
Le problème de la solution 1 est qu'elle ne garde pas suffisamment d'informations sur l'état de chaque processus ; elle se rappelle seulement quel processus est autorisé à entrer en SC. Pour remédier à ce problème, nous pouvons remplacer la variable T**urn** par le tableau suivant :

Etat : Tableau[0..1] de Booléen.

Le tableau est initialisé à Faux. Si Etat[i] est Vrai, cette valeur indique que le processus Pi est prêt pour entrer en SC.

L'algorithme de la solution est :

Mourad LOUKAM



```
Processus Pi
Début

        Etat[i] :=Vrai ;

        Tantque Etat[j]
        Faire
            Rien
        Fait ;

        SC

        Etat[i] :=Faux ;

        <Section Restante>

Fin.
```

Figure 2.3 Solution logicielle, basée sur l'état, pour le cas de deux processus concurrents

Dans cette solution, le processus Pi fixe d'abord Etat[i] à Vrai, signalant ainsi qu'il est prêt à entrer en SC. Ensuite, Pi vérifie l'état du processus Pj en consultant la valeur de Etat[j]. Le processus Pi attend alors jusqu'à ce que le processus Pj lui indique qu'il n'a plus besoin d'entrer dans sa SC (c'est à dire jusqu'à ce que la valeur de Etat[j] devienne fausse). A ce moment là , le processus Pi entre dans sa SC. En sortant de sa SC, Pi remet son état à Faux, permettant à l'autre processus d'entrer éventuellement en SC.

Commentaire : Dans cette solution, le principe de l'exclusion mutuelle est respecté . Toutefois, un problème se pose si les deux processus mettent leur état à Vrai, puis vont , chacun, itérer sur la vérification de l'état de l'autre processus. On assiste ainsi à une boucle sans fin pour les deux processus (aucun des deux processus ne peut entrer dans sa SC). Le critère de l'attente finie n'est donc pas vérifié.

Solution 3 : Algorithme de Dekker

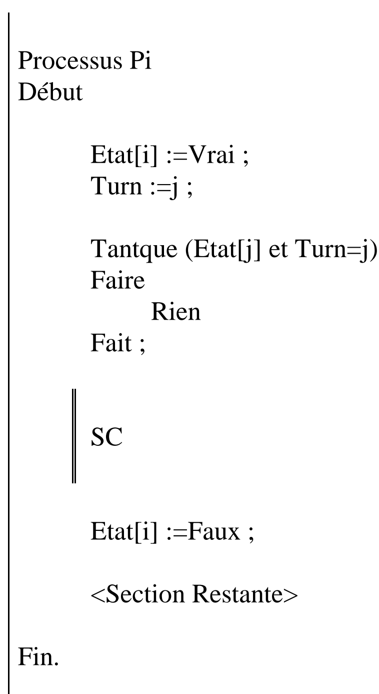
La solution 3, appelée algorithme de Dekker, combine les idées des solutions 1 et 2 précédentes : Les processus partagent 2 variables :

Etat : Tableau[0..1] de Logique ;
Turn : 0..1

Initialement Etat[0]=Etat[1] et la valeur de Turn est initialisée à 0 ou à 1.

L'algorithme de la solution est le suivant :

Mourad LOUKAM



```
Processus Pi
Début

        Etat[i] :=Vrai ;
        Turn :=j ;

        Tantque (Etat[j] et Turn=j)
        Faire
              Rien
        Fait ;

        SC

        Etat[i] :=Faux ;

        <Section Restante>

Fin.
```

Figure 2.4   Solution de Dekker pour le cas de deux processus concurrents

Pour entrer dans la SC, le processus Pi met son état Etat[i] à Vrai et permet à l'autre processus d'entrer en SC en mettant la variable Turn à j. Si les deux processus tentent d'entrer en même temps en SC, Turn sera fixé à i et à j presque au même moment. Evidemment, une seule des ces affectation se produira l'autre sera perdue (la seconde affectation écrasera la première valeur). La valeur de Turn décidera quel processus entrera dans sa SC.

Commentaire : Cette solution garantit les trois critères :

- Exclusion mutuelle.
- Déroulement.
- Attente finie.

2.1.2 SOLUTIONS LOGICIELLES POUR PLUSIEURS PROCESSUS

L'algorithme de Dekker précédent apporte une solution au problème de la SC pour deux processus seulement. L'algorithme qui suit est une généralisation du précédent, il porte le nom de l'algorithme du Boulanger. A l'origine, cet algorithme a été conçu pour un environnement partagé, mais des variantes existent pour un système d'exploitation centralisé.

Cet algorithme s'inspire d'une technique de scheduling utilisée dans les anciennes boulangeries et magasins. En entrant dans la boulangerie, chaque client reçoit un numéro. Le client suivant à servir est celui qui aura le plus petit numéro.

L'algorithme du boulanger ne garantit pas que deux processus (clients) ne reçoivent pas le même numéro. Dans ce cas, le client à servir est celui qui sera le premier dans l'ordre alphabétique. C'est à dire que si Pi et Pj ont le même numéro et si i>j, alors on sert d'abord Pi avant Pj.

Mourad LOUKAM

Les structures de données utilisées par l'algorithme sont :

Choosing : Tableau[0..N-1] de Logique ;
Number : Tableau[0..N1] de Entier ;

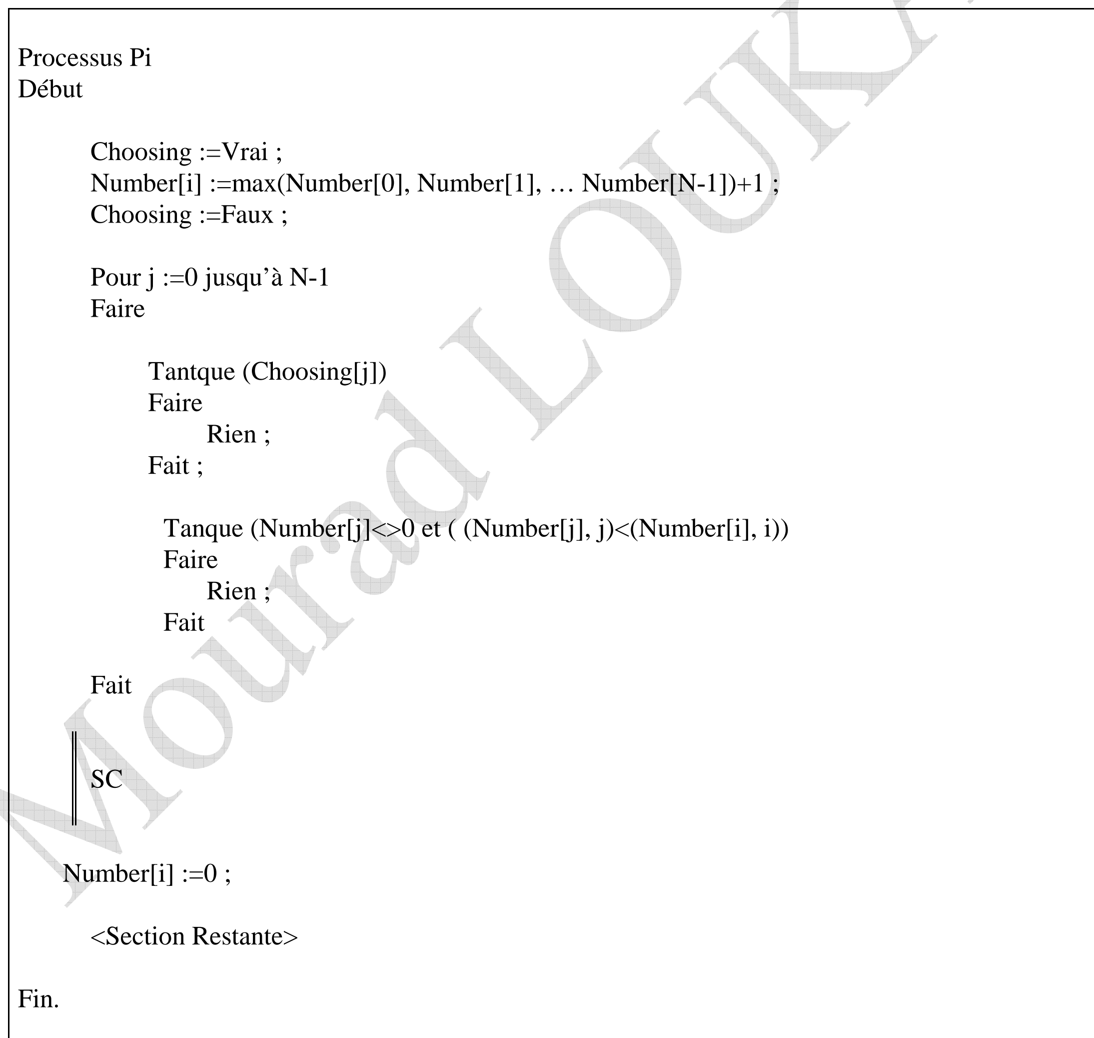
Ces structures de données sont initialisées respectivement à Faux et à 0.

On utilisera la notation suivante , pour exprimer un ordre entre deux couples d'entiers : On notera

(a, b) < (c,d)

si si a<c (ou a=c) et (b<d).

L'algorithme du Boulanger est alors le suivant :



```
Processus Pi
Début

        Choosing :=Vrai ;
        Number[i] :=max(Number[0], Number[1], … Number[N-1])+1 ;
        Choosing :=Faux ;

        Pour j :=0 jusqu'à N-1
        Faire

               Tantque (Choosing[j])
               Faire
                      Rien ;
               Fait ;

                 Tanque (Number[j]<>0 et ( (Number[j], j)<(Number[i], i))
                 Faire
                      Rien ;
                 Fait

        Fait

      ║ SC

     Number[i] :=0 ;

        <Section Restante>

Fin.
```

Figure 2.5 L'algorithme du Boulanger.

Cet algorithme assure l'exclusion mutuelle. En effet, si Pi est dans sa SC, un processus Pk qui exécute la deuxième instruction tantque pour j=i, trouvera que :

Mourad LOUKAM

(Number[i]<>0) et ((Number[i], i) <Number[k], k))

Le processus Pk continuera donc à itérer dans l'instruction tantque jusqu'à ce que Pi abandonne sa SC.

2.2 SOLUTIONS MATERIELLES POUR L'EXCLUSION MUTUELLE :

On peut réaliser l'exclusion mutuelle en utilisant , lorsque cela est possible, des instructions matérielles mises à la disposition du programmeur pour réaliser certaines tâches de façon indivisible.

2.2.1 MASQUAGE DES INTERRUPTIONS :

Matériellement une exclusion mutuelle peut être réalisée si on peut interdire les interruptions pendant qu'une variable partagée est modifiée. De cette façon, on pourra être sûr que la séquence courante d'instructions s'exécute en ordre sans aucune réquisition. Malheureusement cette méthode n'est pas toujours efficace. En effet, le masquage et le démasquage des interruptions peut devenir très vite pénalisant pour le système d'exploitation.

Il existe une alternative plus intéressante à cette méthode : les instructions matérielles indivisibles. En effet, plusieurs constructeurs d'ordinateurs fournissent des instructions matérielles spéciales qui nous permettent soit de tester et modifier le contenu d'un mot-mémoire, soit d'échanger le contenu de deux mots d'une manière atomique (indivisible). Nous pouvons utiliser ces deux instructions pour résoudre le problème de l'exclusion mutuelle de manière relativement simple.

2.2.2 L'INSTRUCTION TEST-AND-SET :

Cette instruction permet de tester et de modifier le contenu d'une variable d'une manière indivisible. Sa forme générale est :

```
Fonction Test_and_Set (var cible : logique) : Logique
Begin

        Test_and_Set :=cible ;
        Cible :=Vrai ;

End ;
```

Figure 2.6   L'instruction Test_and_Set.

Rappelons le caractère indivisible de cette instruction. C'est à dire qu'elle est considérée comme une unité non interruptible. Ainsi si deux instructions Test_and_Set sont exécutées simultanément, elles seront exécutées séquentiellement dans un ordre quelconque.

Si la machine supporte l'instruction Test_and_Set, alors nous pouvons réaliser l'exclusion mutuelle en déclarant une variable booléenne Lock initialisée à faux, comme le montre la figure suivante :

```
Processus Pi
```

Mourad LOUKAM

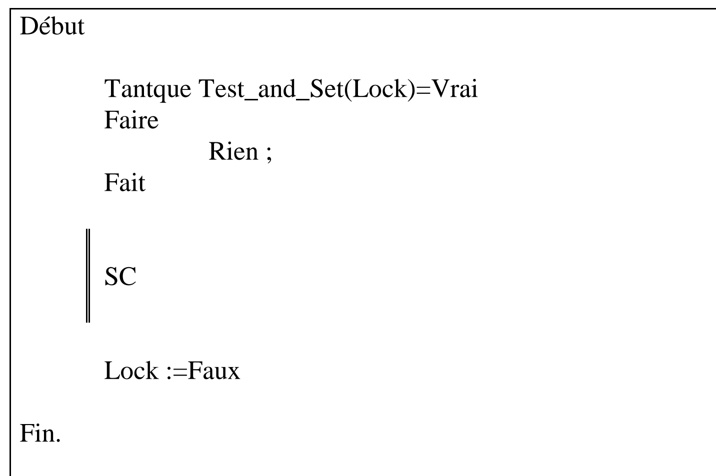


Figure 2.7 Réalisation de l'exclusion mutuelle avec l'instruction Test_and_Set.

2.2.3 L'INSTRUCTION SWAP :

Cette instruction permet d'échanger le contenu de deux mots de manière atomique. Sa forme générale est la suivante :

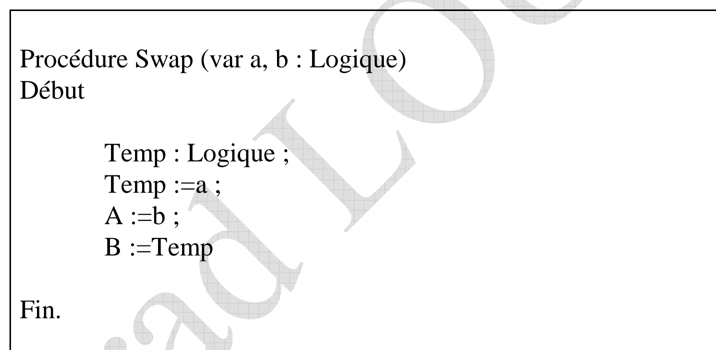
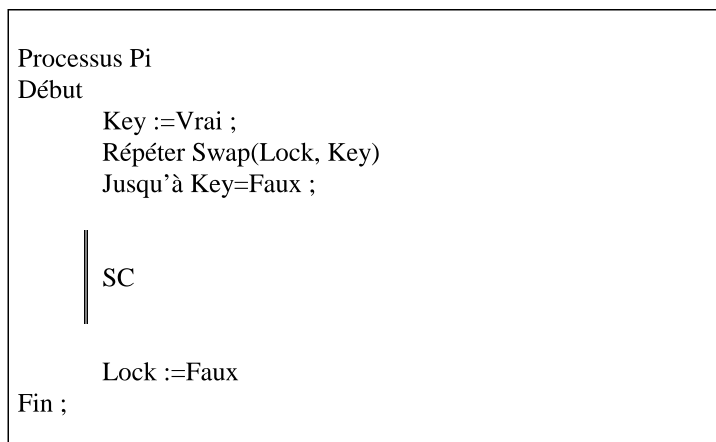


Figure 2.8 L'instruction Swap.

On peut réaliser l'exclusion mutuelle en utilisant l'instruction Swap, en déclarant une variable logique Lock initialisée à faux et une variable logique locake Key au niveau de chaque processus (voir figure suivante).

Mourad LOUKAM



```
Processus Pi
Début
        Key :=Vrai ;
        Répéter Swap(Lock, Key)
        Jusqu'à Key=Faux ;

      | SC

        Lock :=Faux
Fin ;
```

Figure 2.9 Réalisation de l'exclusion mutuelle avec l'instruction Swap.

2.3 LES SEMAPHORES :

Les solutions matérielles et logicielles présentées dans les sections précédentes sont difficiles à mettre en œuvre pour des problèmes de synchronisation complexes. Ainsi, plusieurs outils de synchronisation évolués ont été proposés pour traiter les multitudes de cas de synchronisation.

Dans cette section, nous définirons l'outil de synchronisation sans doute le plus connu qu'est le **sémaphore**. Nous aurons l'occasion de voir d'autres outils dans le chapitre 4.

Les sémaphores ont été introduits par Dijkstra , illustre informaticien hollandais , en 1965.

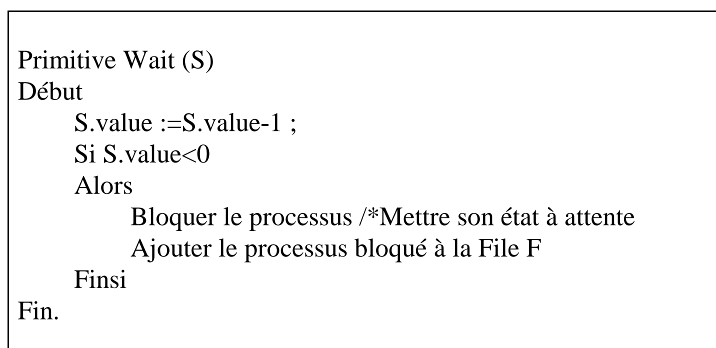
Définition :

Un sémaphore S est un ensemble de deux variables :

- Une valeur entière Value.
- Une file d'attente F de processus F

Quant un processus doit attendre un sémaphore, il est ajouté à la file de processus. Une opération Signal supprime un processus de la file des processus en attente et réveille ce processus.

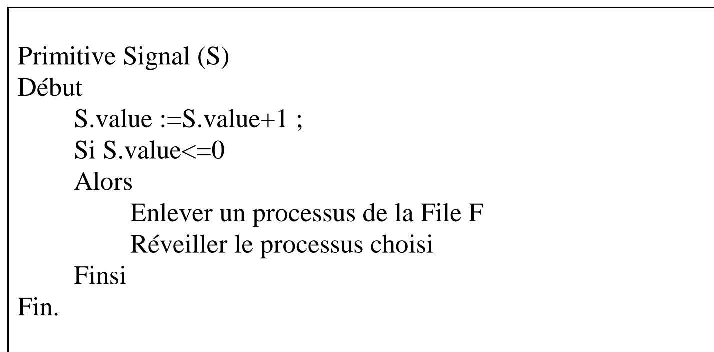
Ainsi les opérations Wait et Signal peuvent être définies de cette façon :



```
Primitive Wait (S)
Début
     S.value :=S.value-1 ;
     Si S.value<0
     Alors
          Bloquer le processus /*Mettre son état à attente
          Ajouter le processus bloqué à la File F
     Finsi
Fin.
```

Figure 2.13 La primitive Wait avec file d'attente

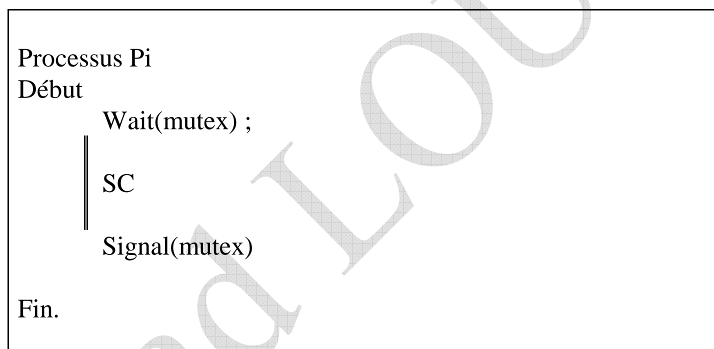
Mourad LOUKAM



```
Primitive Signal (S)
Début
        S.value :=S.value+1 ;
        Si S.value<=0
        Alors
                Enlever un processus de la File F
                Réveiller le processus choisi
        Finsi
Fin.
```

Figure 2.14 La primitive Signal avec file d'attente.

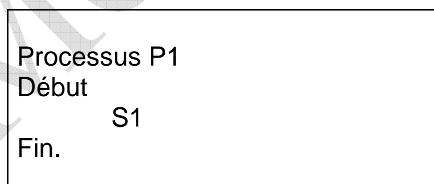
De ce qui précède, on peut facilement proposer un schéma de synchronisation de n processus voulant entrer simultanément en SC, en utilisant les deux opérations Wait et Signal. En effet, il suffit de faire partager les n processus un sémaphore mutex , initialisé à 1, appelé sémaphore d'exclusion mutuelle. Chaque processus Pi a la structure suivante :



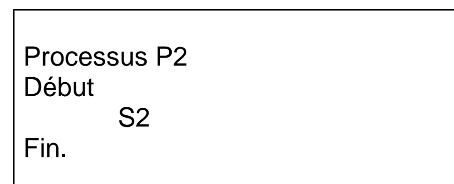
```
Processus Pi
Début
          Wait(mutex) ;

          SC

          Signal(mutex)

Fin.
```

Figure 2.12 Utilisation des primitives Wait et Signal.

Pour voir davantage l'efficacité des sémaphores comme outil de synchronisation, considérons l'exemple suivant : Deux processus P1 et P2 exécutent respectivement deux instructions S1 et S2.



```
Processus P1
Début
          S1
Fin.
```



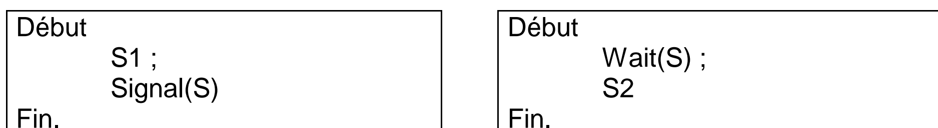
```
Processus P2
Début
          S2
Fin.
```

Si on souhaite que S2 ne doit s'exécuter qu'après l'exécution de S1, nous pouvons implémenter ce schéma en faisant partager P1 et P2 un sémaphore commun S, initialisé à 0 et en insérant les primitives Wait et Signal de cette façon :

```
Processus P1
```

```
Processus P2
```

Mourad LOUKAM



Comme S est initialisé à 0, P2 exécutera S2 seulement une fois que P1 aura appelé Signal(S).

Remarque : Théoriquement, un sémaphore peut être initialisé à n'importe quelle valeur entière, mais généralement cette valeur est positive ou nulle.

2.4 QUELQUES PROBLEMES DE SYNCHRONISATION CLASSIQUES

2.4.1 LE PROBLEME DU PRODUCTEUR-CONSOMMATEUR :

Le problème de Producteur-Consommateur est un problème de synchronisation classique représentant toute une classe de situations où un processus, appelé Producteur, délivre des messages (informations) à un processus Consommateur dans un tampon (par exemple, un programme qui envoie des données sur le spool de l'imprimante). La figure suivante résume bien ce type de problème.

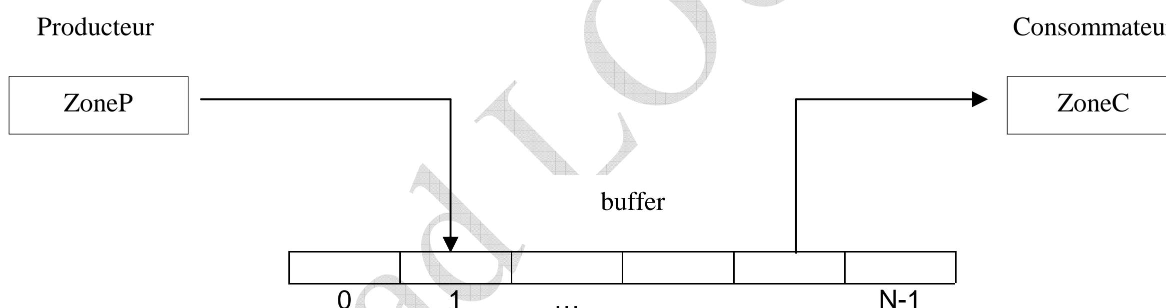


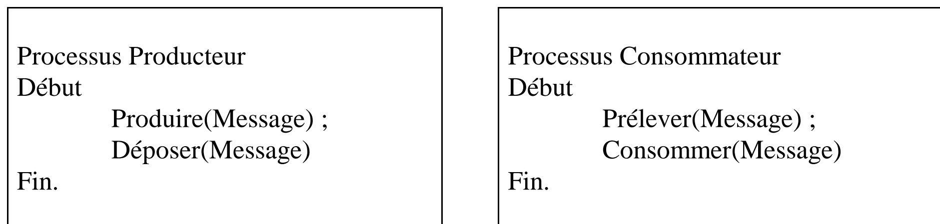
Figure 3.1 Schéma du problème de Producteur-Consommateur

Le Producteur produit un message dans la ZoneP, puis le dépose dans le buffer. Le Consommateur prélève un message du Buffer et le place dans la ZoneC où il peut le consommer.

Pour des raisons pratiques, on considérera que le buffer est de N cases, numérotées de 0 à N-1, et organisé de façon circulaire. Le Producteur dépose les messages par un bout du buffer alors que le consommateur les consomme au fur et à mesure par l'autre bout.

On peut écrire sommairement les codes de chacun des deux processus : Producteur et Consommateur.

Mourad LOUKAM



```
Processus Producteur
Début
        Produire(Message) ;
        Déposer(Message)
Fin.
```

```
Processus Consommateur
Début
        Prélever(Message) ;
        Consommer(Message)
Fin.
```

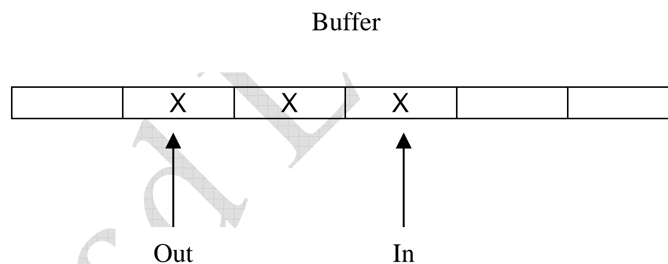
Le problème du Producteur-Consommateur consiste à trouver comment synchroniser les deux processus de sorte que :

- Le Producteur ne dépose une information que si le buffer n'est pas plein.
- Le Consommateur ne prélève une information que si le buffer n'est pas vide.
- Le Consommateur n'essaie pas de consommer une information qui est en train d'être produite par le Producteur.

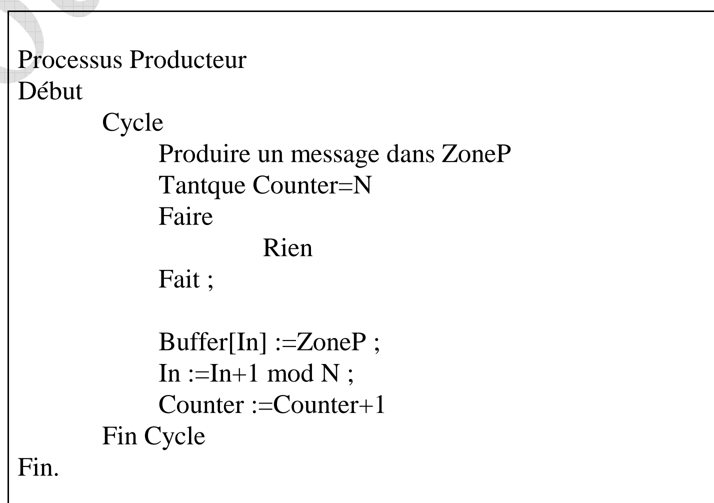
Solution 1 (fausse) :

Dans une première approche du problème, on utilisera trois variables :

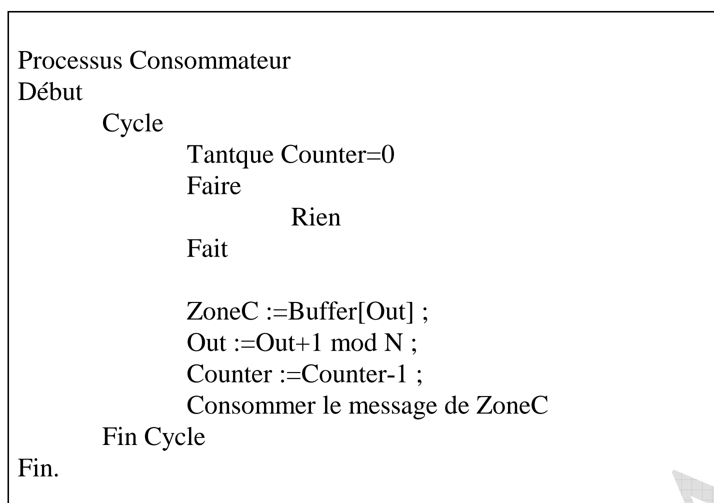
- Counter : Nombre d'éléments présents dans le buffer.
- In : Indice du dernier élément entré.
- Out : Indice de l'élément prêt à être consommé.



Le schéma de fonctionnement des deux processus, Producteur et Consommateur, peut être le suivant :



```
Processus Producteur
Début
      Cycle
            Produire un message dans ZoneP
            Tantque Counter=N
            Faire
                  Rien
            Fait ;

            Buffer[In] :=ZoneP ;
            In :=In+1 mod N ;
            Counter :=Counter+1
      Fin Cycle
Fin.
```



```
Processus Consommateur
Début
        Cycle
                Tantque Counter=0
                Faire
                        Rien
                Fait

                ZoneC :=Buffer[Out] ;
                Out :=Out+1 mod N ;
                Counter :=Counter-1 ;
                Consommer le message de ZoneC
        Fin Cycle
Fin.
```

Cette solution est évidemment fausse, puisqu'elle ne garantit pas une exclusion mutuelle entre les deux processus pour le partage de la variable commune Counter. En effet, cette variable peut être modifiée par un processus, alors que l'autre est en train de la consulter ; ce qui peut provoquer des résultats incohérents.

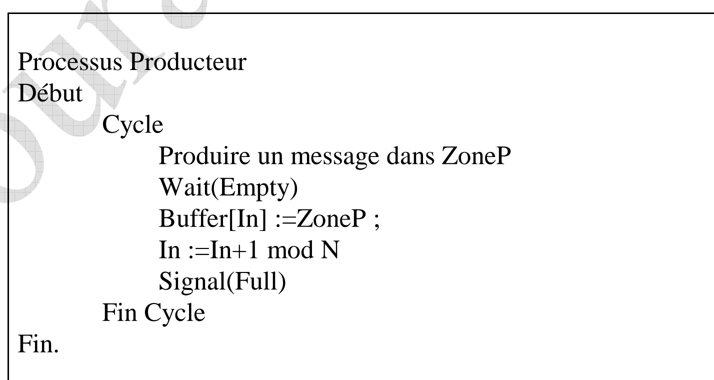
Solution 2 (correcte) :

Dans cette solution, on utilise deux sémaphores :

- Empty : compte le nombre de cases vides.
- Full : compte le nombre de cases pleines.

On initialise Empty à N et Full à 0.

Le schéma de synchronisation des deux processus est comme suit :



```
Processus Producteur
Début
        Cycle
              Produire un message dans ZoneP
              Wait(Empty)
              Buffer[In] :=ZoneP ;
              In :=In+1 mod N
              Signal(Full)
        Fin Cycle
Fin.
```

Mourad LOUKAM

```
Processus Consommateur
Début
        Cycle
                Wait(Full)
                ZoneC :=Buffer[Out] ;
                Out :=Out+1 mod N ;
                Signal(Empty) ;
                Consommer le message de ZoneC
        Fin Cycle
Fin.
```

Cette solution assure correctement la synchronisation des processus Producteur et Consommateur. Si le Buffer est plein, le Producteur est bloqué jusqu'à ce qu'une case devienne disponible, à ce moment là il est réveillé par le processus Consommateur. Inversement, le Consommateur est bloqué tant que le Buffer est vide ; il est réveillé par le Producteur dès qu'un message a été déposé.

<u>Généralisation à P producteurs et C consommateurs :</u>

On s'intéresse maintenant au cas plus général, où nous avons P producteurs et C consommateurs. Un examen simple de la solution précédente fait apparaître clairement que dans ce cas les variables In et Out deviennent des ressources critiques pour les processus. En effet, plusieurs processus producteurs peuvent vouloir modifier simultanément la variable In, et plusieurs processus Consommateurs peuvent vouloir modifier la variable Out. Il y a lieu donc de les rendre accessibles uniquement en exclusion mutuelle.

On utilise pour ce problème 4 sémaphores :

- **Empty** : compte le nombre de case vides.
- **Full** : compte le nombre de cases pleines.
- **MutexProd** : sémaphore d'exclusion mutuelle pour protéger la variable In
- **MutexCons** : sémaphore d'exclusion mutuelle pour protéger la variable Out.

MutexProd et MutexCons sont initialisé à 1. Le schéma de synchronisation des processus Producteurs et Consommateurs est :

```
Processus Producteur
Début
        Cycle
              Produire un message dans ZoneP
              Wait(Empty)
              Wait(MutexProd) ;
              Buffer[In] :=ZoneP ;
              In :=In+1 mod N ;
              Signal(MutexProd) ;
              Signal(Full)
        Fin Cycle
Fin.
```

Mourad LOUKAM

```
Processus Consommateur
Début
        Cycle
                Wait(Full)
                Wait(MutexCons) ;
                ZoneC :=Buffer[Out] ;
                Out :=Out+1 mod N ;
                Signal(MutexCons) ;
                Signal(Empty) ;
                Consommer le message de ZoneC
        Fin Cycle
Fin.
```

2.4.2 LE PROBLEME DES LECTEURS-REDACTEURS :

Un fichier de données est partagé entre plusieurs processus concurrents. Certains de ces processus désirent lire le contenu du fichier, nous les appellerons : **Lecteurs**. Les autres processus veulent modifier le contenu du fichier, nous les appellerons : **Rédacteurs**.

Si plusieurs processus lecteurs accèdent au fichier simultanément, il ne produira aucun effet indésirable. Par contre, si un rédacteur et d'autres processus (lecteurs ou rédacteurs) accèdent simultanément au fichier, un résultat erroné peut se produire. En clair, à un moment donné on ne doit avoir que l'une des deux situations suivantes :

- Un seul rédacteur est en train de modifier le fichier
- Un ou plusieurs lecteurs sont en train de lire le contenu du fichier

De ce qui précède, on peut déduire que chaque processus Rédacteur doit avoir un accès exclusif au fichier. Pour réaliser simplement cette contrainte on utilisera un sémaphore d'exclusion mutuelle Wrt, initialisé à 1.

Le code d'un processus Rédacteur est donc :

```
Processus Redacteur
Début
                Wait(Wrt)

                /* Ecrire dans le fichier

                Signal(Wrt) ;
Fin.
```

Pour écrire le code d'un processus Lecteur, nous nous intéresserons au cas où on donnerait une certaine priorité aucun processus Lecteurs. C'est à dire qu'aucun Lecteur n'attend, à moins qu'un rédacteur n'ait déjà obtenu la permission pour utiliser le fichier.

Cette solution utilise les variables suivantes :

- Wrt : sémaphore d'exclusion mutuelle qui assure l'accès exclusif d'un rédacteur au fichier.
- Readcount : variable entière contenant le nombre de Lecteurs actuellement dans le fichier.

Mourad LOUKAM

- Mutex : sémaphore d'exclusion mutuelle pour protéger l'accès à la variable commune ReadCount.

Ces variables sont initialisées à :

Wrt =1, ReadCount=0, Mutex=1

```
Processus Lecteur
Début
        Wait(Mutex) ;
        ReadCount :=ReadCount+1 ;
        Si ReadCount=1
          Alors
                Wait(Wrt)
        Finsi ;
        Signal(Mutex) ;

        /*  Lire dans le fichier

        Wait(Mutex) ;
        ReadCount :=ReadCount-1 ;
        Si ReadCount=0
             Alors
                Signal(Wrt)
        Finsi
        Signal(Mutex)

Fin.
```

Le lecteur trouvera à la fin de ce chapitre un exercice proposant une réflexion sur les différentes variantes du problème de Lecteur-Rédacteur : priorité aux rédacteurs, priorité égale entre les lecteurs et les rédacteurs… etc.

2.4.3 LE PROBLEME DES PHILOSOPHES :

Cinq philosophes passent leur temps à penser et à manger. Les philosophes partagent une table circulaire commune entourée de cinq (5) chaises, chacune appartenant à l'un d'eux. Chaque philosophe dispose d'un bol de riz. La table est fournie avec 5 baguettes uniquement (voir figure).

Quand un philosophe pense, il n'interagit pas avec les autres philosophes. De temps en temps, un philosophe a faim et essaie de prendre deux baguettes pour manger : une baguette à sa droite et une autre à sa gauche.

Un philosophe peut prendre seulement une baguette à la fois. Evidemment, il ne peut pas prendre une baguette qui est dans la main d'un voisin. Quand un philosophe affamé possède les deux baguettes, il peut manger tant qu'il voudra. Quand il a fini de manger, il dépose ses deux baguettes et recommence à penser.

Mourad LOUKAM

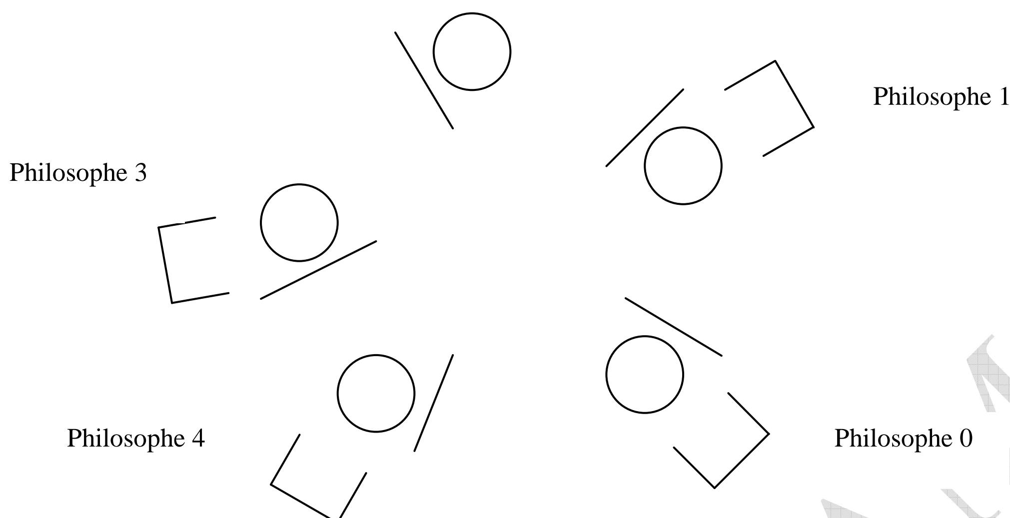


Figure 3.2 Schéma du problème des philosophes.

Le problème des philosophes est un problème classique de synchronisation. Il représente une grande classe de problèmes d'accès concurrents. C'est une représentation simple du besoin d'allouer plusieurs ressources à plusieurs processus tout en évitant le problème de l'interblocage ou de la famine.

Solution 1 (fausse) :

Une première approche du problème des philosophes consiste à modéliser soit l'état des baguettes (occupée/non occupée), soit l'état des philosophes (mange/ne mange pas).

En **modélisant l'état des baguettes**, on déclare un tableau Libre :

Libre : Tableau[0..4] de Logique

Où Libre[i]=Vrai si la baguette i est libre, Libre[i]=Faux si la baguette est occupée. Le tableau Libre est initialisé à Vrai.

Cette solution est donnée ci-après :

Mourad LOUKAM

```
Processus Philosophe i
Début
        Cycle
              Penser ;
              Tantque Libre[i]=Faux ou Libre[i+1 mod N]=Faux
              Faire
                     Attendre
              Fait ;

              Libre[i ]:=Faux ; Libre[i+1 mod N] :=Faux ;

              Mange ;

              Libre[i] :=Vrai ; Libre[i+1 mod N] :=Vrai
        Fin Cycle

Fin.
```

En **modélisant l'état des philosophes**, on déclare un tableau Mange :

Mange : Tableau[0..N] de Logique

Où, Mange[i]=vrai si le philosophe i mange, Mange[i]=Faux sinon. Le tableau Mange est initialisé à Faux.

Le schéma de cette solution est donné ci-après :

```
Processus Philosophe i
Début
        Cycle
              Penser ;
              Tantque (Mange[i-1 mod N=Vrai) ou (Mange[i+1 mod N]=Vrai)
              Faire
                     Attendre
              Fait ;

              Mange[i] :=Vrai ;
              Manger ;
              Mange[i] :=Faux ;
        Fin Cycle

Fin.
```

Cette solution n'est évidemment pas acceptable en raison de son inefficacité (attente active).

Mourad LOUKAM

Solution 2 (avec des sémaphores) :

Une autre première approche du problème des philosophes consiste à utiliser des sémaphores. Pour cela, on utilise un tableau Chopstick :

Chopstick : Tableau[0..4] de sémaphore.

Tous les éléments de Chopstick sont initialisés à 1. Le code d'un processus Philosophe devient donc :

```
Processus Philosophe i
Début
        Cycle
                Penser ;
                Wait(Chopstick[i]) ;
                Wait(Chopstick[i+1 mod N]) ;
                Manger ;
                Signal(Chopstick[i]) ;
                Signal(Chopstick[i+1 mod N]) ;
        Fin Cycle
Fin.
```

Bien que cette solution garantisse que deux voisins quelconques ne mangent pas simultanément, elle doit néanmoins être rejetée car elle peut conduire à une situation d'interblocage. En effet, supposons que les cinq philosophes aient faim en même temps et que chacun saisisse sa baguette de gauche. Tous les éléments de Chopstick seront donc égaux à 0. Quand chaque philosophe essayera de saisir sa baguette de droite, il sera retardé pour toujours.

Solution 3 (correcte) :

Une solution correcte du problème des philosophes utilise les variables suivantes :

- Un tableau Etat[0..4] dont chaque élément peut avoir l'une des valeurs : Pense, Faim, Mange.
- Un tableau de sémaphore S[0..4] dont chacun est initialisé à 1.
- Un sémaphore d'exclusion mutuelle Mutex, initialisé à 1.

Le code de cette solution est donné ci-après.

```
Processus Philosophe i
Début
        Cycle
                Penser ;
                Prendre_baguette(i) ;
                Manger ;
                Poser_Baguette(i)
        Fin Cycle
Fin.
```

Les différentes procédures appelées par cette solution, sont détaillées ci-après :

Mourad LOUKAM

<table>
<tr>
<td>Prendre_Baguette(i)
Début
Wait(Mutex) ;
Etat[i] :=Faim ;
Test(i) ;
Signal(Mutex) ;
Wait(S[i])
Fin.</td>
<td>Poser_Baguette(i)
Début
Wait(Mutex) ;
Etat[i] :=Pense ;
Test(i+1 mod N) ;
Test(i-1 mod N) ;
Signal(Mutex) ;
Fin.</td>
<td>Test(i)
Début
Si Etat[i]=Faim et Etat[i+1 mod N]<>Mange et Etat[i-1 mod N]<>Mange)
Alors
Etat[i] :=Mange ;
Signal(S[i])
Finsi
Fin.</td>
</tr>
</table>

2.5 LES OUTILS DE SYNCHRONISATION AVANCES

2.5.1 LES MONITEURS :

Le type moniteur est une autre structure de synchronisation de haut niveau inventé par Hoare en 1973.

Présentation :

Un moniteur se caractérise par un ensemble d'opérateurs définis par le programmeur. La représentation d'un type moniteur consiste en des déclarations de variables dont les valeurs définissent l'état d'une instance de type, ainsi que du corps des procédures ou des fonctions qui implémentent les opérations sur le type.

```
Type <nom du moniteur> = Monitor

//Déclaration des variables

Procedure entry P1(…)
Begin
        …
End ;

Procedure entry P2(…)
Begin
        …
End ;

Procedure entry PN(…)
Begin
        …
End ;

Begin
…       //Code d'initialisation
End.
```

Figure 4.1 Structure d'un moniteur.

La structure d'un moniteur peut être décrite ainsi en utilisant la syntaxe de Pascal Concurrent (un langage variante du Pascal et dédié à la programmation concurrente).

Mourad LOUKAM

La structure d'un moniteur a ceci de particulier : Il n'y a qu'un seul processus à la fois qui peut être actif dans le moniteur. Le programmeur n'est donc pas obligé de coder cette contrainte de synchronisation explicitement. Le schéma suivant décrit ce fonctionnement ;

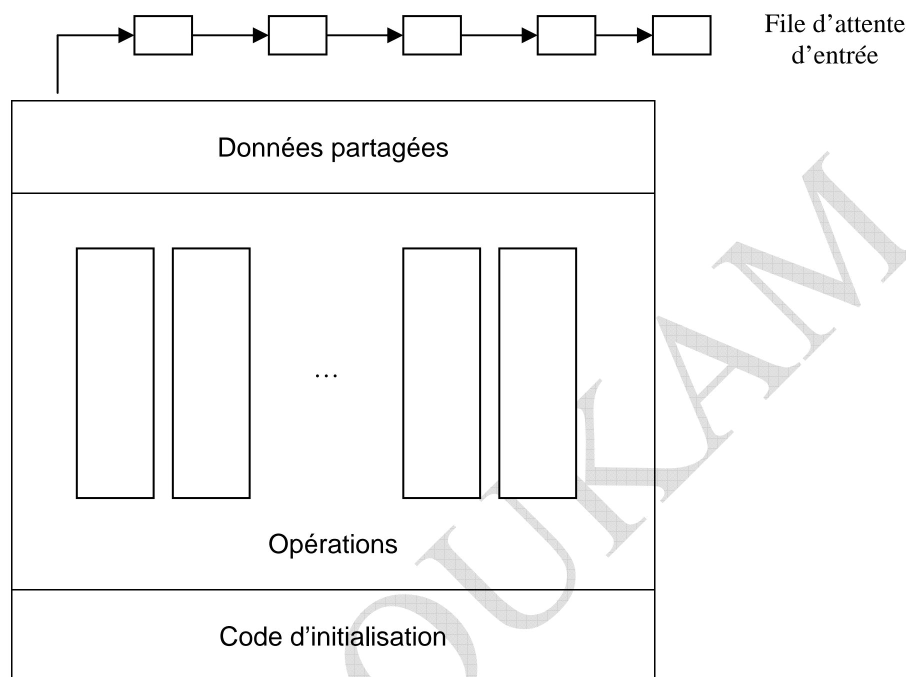


Figure 4.2 Vue schématique d'un moniteur.

Dans un moniteur, on peut déclarer des variables particulières : **les variables conditionnelles** qui permettent d'exprimer des contraintes de synchronisation. La déclaration de ces variables peut se faire ainsi par exemple :

Var x, y : condition ;

Les seules opérations qu'on peut faire sur une variable conditionnelle sont : **wait** et **signal**. Voici la sémantique de chacune des deux opérations :

- **x.wait** : cette opération provoque la suspension du processus qui l'a appelé. Il ne sera réactivé que par une opération x.signal lancée par un autre processus.
- **x.signal** : cette opération permet de reprendre l'exécution d'un processus suspendu. S'il n'existe aucun processus suspendu, cette opération n'a aucun effet.

<u>Remarque</u> :

Il existe une différence fondamentale entre l'opération wait applicable aux variables conditionnelles et celle applicable sur un sémaphore : La première est toujours bloquante : le processus qui l'exécute est automatiquement bloqué, alors que la seconde n'est bloquante qu'en fonction de la valeur du sémaphore.

On peut schématiser le fonctionnement d'un moniteur avec variables conditionnelles de cette façon :

Mourad LOUKAM

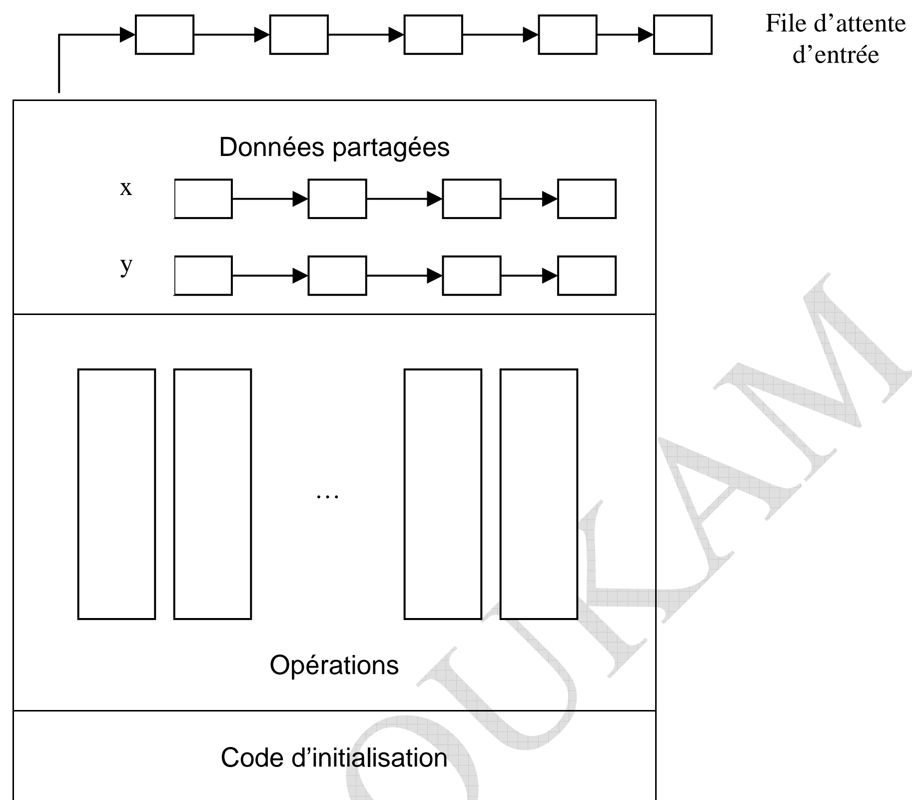


Figure 4.3 Moniteur avec variables conditionnelles.

Lorsque l'opération x.signal est appelée par un processus P et il existe un processus suspendu Q associé à la condition x, deux cas sont à envisager puisqu'il ne doit y avoir qu'un seul processus au niveau du moniteur :

1. P attend jusqu'à ce que Q abandonne le moniteur ou attend une autre condition.
2. Q attend jusqu'à ce que P abandonne le moniteur ou attend une autre condition

Application au problème de la ressource unique :

Un moniteur contrôle l'allocation d'une ressource unique entre plusieurs processus concurrents.

Mourad LOUKAM

```
Type Ressource_Allocation= Monitor

Var
      Busy : Boolean ;
      X : condition

Procedure entry Acquerir
Begin
            If busy then x.wait ;
            Busy :=True
End ;

Procedure entry LIberer
Begin
            Busy :=False ;
            x.signal
End ;

Begin
            Busy :=False
End.
```

En utilisant une instance R du moniteur Ressource_Allocation, le code d'un processus P devient :

```
Processus
Début

         R.Acquerir

         //Acéder à la ressource

         R.Liberer

Fin.
```

Application au problème des philosophes :

Reprenons le problème des philosophes en utilisant les moniteurs. Pour cela déclarons les variables suivantes :

- Etat : Tableau[0..4] de (Faim, Pense, Mange)
- Self : Tableau[0..4] de Condition

La solution à proposer doit garantir les règles suivantes :

- Le philosophe i ne peut fixer la variable etat[i] à mange que si ses deux voisins (i-1 mod 5) et (i+1 mod 5) ne sont pas en train de manger.
- Le philosophe i peut se retarder quand il a faim mais il est incapable d'obtenir les baguettes dont il a besoin.

La structure de moniteur utilisée pour la synchronisation des philosophes est :

Mourad LOUKAM

```
Type Diner_Philosophe= Monitor

Var
      Etat : Array[0..4] of (Pense, Faim, Mange) ;
      Self : Array(0..4] of Condition ;

Procedure entry Prendre_Baguette(i : 0..4)
Begin
            Etat[i] :=Faim ;
            Test(i) ;
            If Etat[i]<>Mange
              Then Self[i].wait ;
End ;

Procedure entry Poser_Baguette(i : 0..4)
Begin
            Etat[i] :=Pense ;
            Test(i-1 mod 5) ;
            Test(i+1 mod 5)
End ;

Procedure entry Test(k : 0..4)
Begin
            If Etat[k-1 mod 5]<>mange and Etat[k]=Faim and Etat[k+1 mod 5]<>Mange
            Then Begin
                              Etat[k] :=Mange ;
                              Self[k] .signal
                   End
End ;

Begin
            For i=0 to 4 do Etat[i] :=Pense
End.
```

En utilisant une instance dp du moniteur Diner_Philosophe, le code d'un processus philosophe devient :

```
Processus Philosophe i
Début
         Cycle
                Penser ;
                Dp.prendre_Baguette(i)
                Manger ;
                Dp.Poser_Baguette(i) ;
         Fincycle
Fin.
```

Mourad LOUKAM

2.5.2 LES REGIONS CRITIQUES :

Présentation :

Une *région critique* est un autre outil de synchronisation de haut niveau. Dans une région critique, toute variable v de type T partagée par plusieurs processus doit être déclarée avec le mot réservé shared :

Var v : shared T ;

On peut accéder à la variable V uniquement dans une instruction *region* de la forme suivante :

region v when B do S ;

Cette expression signifie que, pendant que l'on exécute l'instruction S, aucun autre processus ne peut accéder à la variable v. L'expression B est une expression logique dont dépend l'accès à la variable v. Quand un processus essaye d'entrer dans la région critique, il évalue l'expression B ; si sa valeur est vraie il pourra exécuter l'instruction S, sinon il sera retardé jusqu'à ce que la valeur de B devienne vraie et qu'aucun autre processus n'est en train d'accéder à la variable v.

Application : Problème du Producteur-Consommateur avec buffer limité.

On utilisera une variable Buffer partagée de type Record :

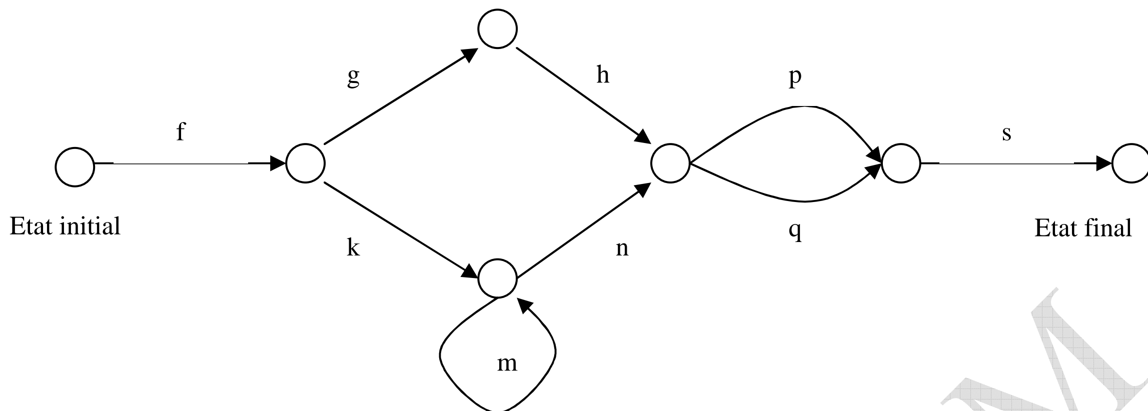
```
Var Buffer : Shared Record
        Tableau : Array[0..n-1] of Element ;
        Count, In, Out : Integer
End ;
```

Le producteur et le consommateur utilisent la région critique en exécutant respectivement les codes suivants :

```
Processus Producteur
Début
        While True
        Do Begin
            Produire un message dans ZoneP

            Region  Buffer when Count<n
            Do Begin
                    Buffer[In] :=ZoneP ;
                    In :=In+1 mod N ;
                    Counter :=Counter+1
            End ;
        End
Fin.
```

```
Processus Consommateur
Début
        While True
        Do Begin
                Region Buffer when count>0
                Do Begin
                        ZoneC :=Buffer[Out] ;
                        Out :=Out+1 mod N ;
                        Counter :=Counter-1 ;
                End ;

                Consommer le message de ZoneC
        End
Fin.
```

Mourad LOUKAM



Une expression de chemin pour laquelle il est possible de trouver un graphe tel que le même nom de procédure ne figure pas sur plus d'un arc issu du même nœud est appelé chemin simple.

Un chemin simple peut être mis en œuvre par génération d'opérations P et V sur sémaphores.

Application :

Soit un tampon pouvant contenir un message unique. Des processus garnissent ou vident ce tampon dans un ordre imprévisible.

```
class TamponUnique;
var mess : Message;
path déposer; retirer end
procedure déposer(m:Message);
begin
mess := m
end; {de déposer}
procedure retirer:Message;
begin
retirer := mess
end; {de retirer}
begin
mess := nil
end; {de TamponUnique}
```

Mourad LOUKAM