Cinquième partie

Moniteur

Contenu de cette partie

- Un objet de synchronisation structuré : le moniteur
- Démarche de conception basée sur l'utilisation de moniteurs
- Exemple récapitulatif (schéma producteurs/consommateurs)
- Variantes

Plan

Limites des sémaphores

- Imbrication aspects de synchronisation/aspects fonctionnels
  $\rightarrow$ manque de modularité, code des activités interdépendant
- Pas de contrainte sur le protocole d'utilisation des sémaphores
  $\rightarrow$ démarche de conception artisanale, à partir de schémas élémentaires (attendre/signaler un événement, contrôler l'accès à une ressource...)
- Approche *opératoire*
  $\rightarrow$ raisonnement et vérification difficiles

Définition – Hoare 1974

Idée de base

Un moniteur est une construction qui permet de définir et de contrôler le bon usage d'un objet partagé par un ensemble d'activités.

Définition

Un moniteur = un module exportant des procédures (et éventuellement des constantes et des types).

- Contrainte d'exclusion mutuelle pour l'exécution des procédures du moniteur : au plus une procédure en cours d'exécution.
- Mécanisme de synchronisation interne.

Un moniteur est passif : ce sont les activités qui invoquent ses procédures.

Synchronisation : variable condition

Définition

Variables de type condition définies dans le moniteur.
Opérations possibles sur une condition C :

- C.wait : bloque l'activité appelante en libérant l'accès exclusif au moniteur.
- C.signal : s'il y a des activités bloquées sur C, en réveille une ; sinon, nop.

condition $\approx$ événement

- condition $\neq$ sémaphore (pas de mémorisation des « signaux »)
- condition $\neq$ prédicat logique

Exemple élémentaire

Travail délégué : 1 client + 1 ouvrier

Les activités

Client

```
boucle
   ⋮
   déposer_travail(t)
   ⋮
   r ←lire_résultat()
   ⋮
finboucle
```

Ouvrier

```
boucle
   ⋮
   x ← prendre_travail()
   // (y ← f(x))
   rendre_résultat(y)
   ⋮
finboucle
```

Exemple élémentaire – Le moniteur

variables d'état : req, rés
variables conditions : TravailDéposé, RésultatDispo

```
déposer_travail(in t)
    req ← t
    TravailDéposé.signal
```

```
prendre_travail(out t)
    si req = null alors
      TravailDéposé.wait
    finsi
    t ← req
    req ← null
```

```
lire_résultat(out r)
    si rés = null alors
      RésultatDispo.wait
    finsi
    r ← rés
    rés ← null
```

```
rendre_résultat(in y)
    rés ← y
    RésultatDispo.signal
```

Transfert du contrôle exclusif

Le code dans le moniteur est exécuté en exclusion mutuelle.
Lors d'un réveil par `signal`, qui obtient/garde l'accès exclusif ?

Priorité au signalé

Lors du réveil par `signal`,

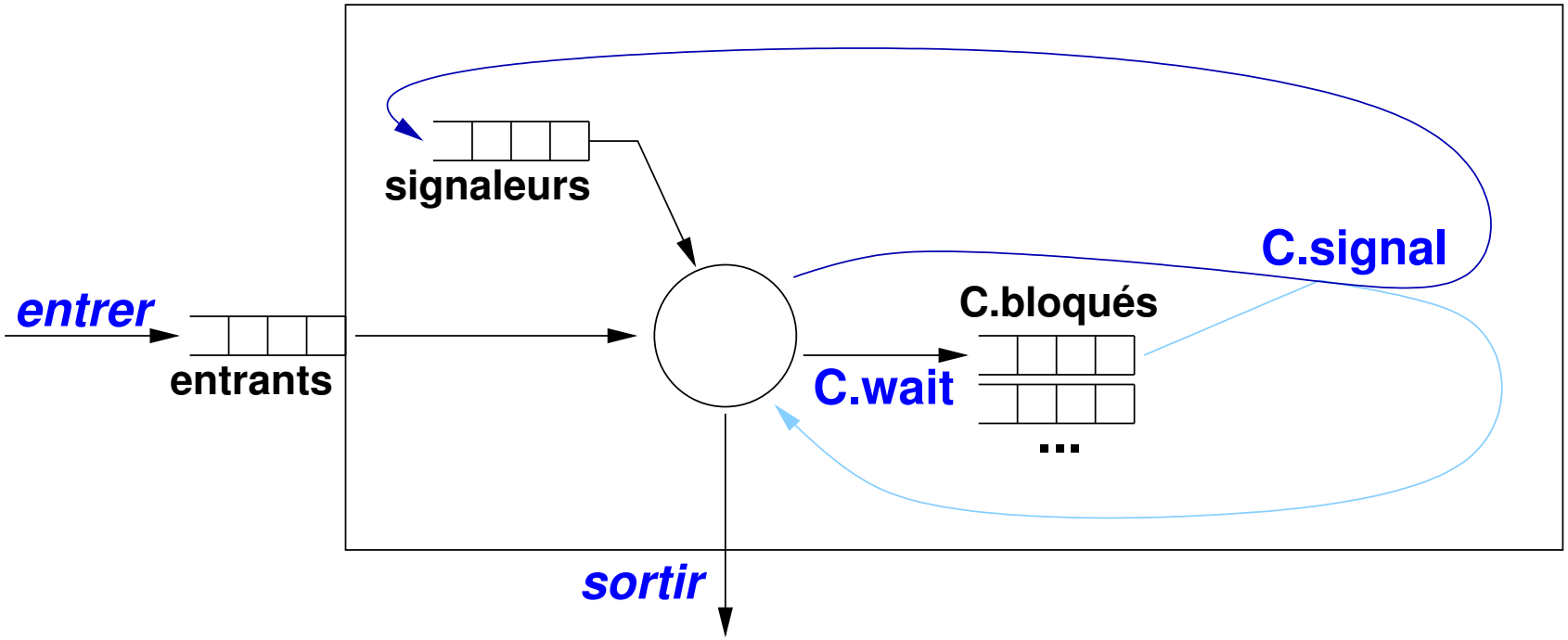
- l'accès exclusif est transféré à l'activité réveillée (signalée) ;
- l'activité signaleuse est mise en attente de pouvoir ré-acquérir l'accès exclusif.

Priorité au signaleur

Lors du réveil par `signal`,

- l'accès exclusif est conservé par l'activité réveilleuse ;
- l'activité réveillée (signalée) est mise en attente de pouvoir acquérir l'accès exclusif.

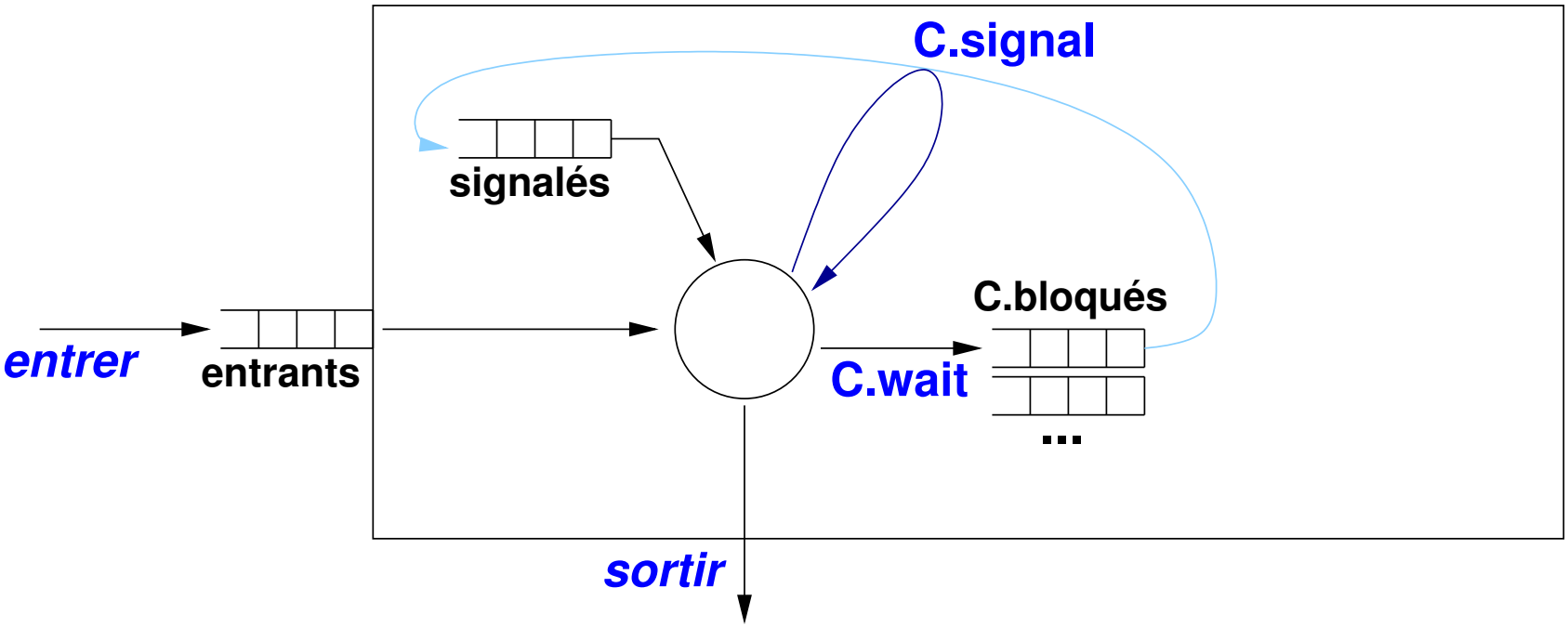
Priorité au signalé



C.signal()

- = opération nulle si pas de bloqués sur C
- sinon,
  - suspend et ajoute le signaleur à la file des signaleurs
  - passe le contrôle à l'activité en tête des bloqués sur C
- signaleurs prioritaires sur les entrants (progression garantie)

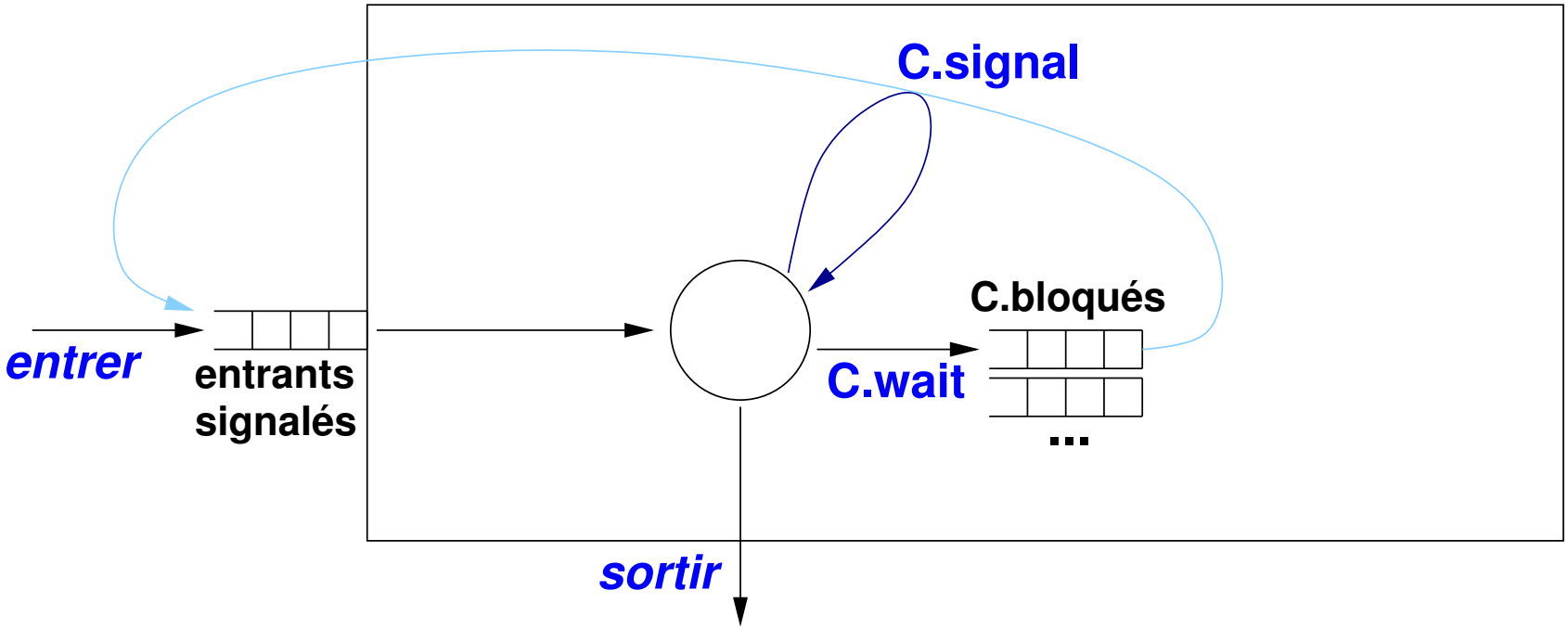
Priorité au signaleur, avec file spécifique des signalés



C.signal()

- si la file des bloqués sur C est non vide, extrait l'activité de tête et la range dans la file des signalés
- le signaleur conserve le contrôle
- signalés prioritaires sur les entrants

Priorité au signaleur, sans file spécifique des signalés



C.*signal*()

- si la file des bloqués sur C est non vide, extrait l'activité de tête et la range dans la file des entrants
- le signaleur conserve le contrôle
- signalés non prioritaires vis-à-vis des entrants

Et donc ?

- Priorité au signalé : garantit que l'activité réveillée obtient l'accès au moniteur dans l'état où il était lors du signal.
  - Raisonnement simplifié
  - Absence de famine facile
- Priorité au signaleur : le réveillé obtient le moniteur ultérieurement, éventuellement après que d'autres activités ont eu accès au moniteur.
  - Implantation du mécanisme plus simple et plus performante
  - Nécessité de tester à nouveau la condition de déblocage au réveil du signalé
  - Absence de famine/vivacité plus difficile

Simplifier l'expression de la synchronisation ?

Idée

Attente sur des prédicats, plutôt que sur des événements (variables de type condition)
→ opération : *wait(B)* où B est une expression booléenne

Exemple : travail délégué, avec *wait*(prédicat)

variables d'état : `req, rés`
– requête/résultat en attente (null si aucun(e))

```
déposer_travail(in t)
    req ← t
```

```
prendre_travail(out t)
    wait(req ≠ null)
    t ← req
    req ← null
```

```
lire_résultat(out r)
    wait(rés ≠ null)
    r ← rés
    rés ← null
```

```
rendre_résultat(in y)
    rés ← y
```

Pourquoi *wait*(prédicat) n'est-il pas disponible en pratique ?

Efficacité problématique : évaluer B à chaque nouvel état (= à chaque affectation), et pour chacun des prédicats attendus
→ gestion de l'évaluation laissée au programmeur.

- une variable condition (*P_valide*) est associée à chaque prédicat (P)
- *wait*(P) est implantée par
  si $\neg P$ **alors** *P_valide.wait*() **fsi**
- le programmeur a la possibilité de signaler (*P_valide.signal()*) aux instants/états (pertinents) où P est valide

Principe

1. Concevoir en termes de prédicats attendus
2. Simuler cette attente de prédicats avec des variables conditions

Plan

Méthodologie

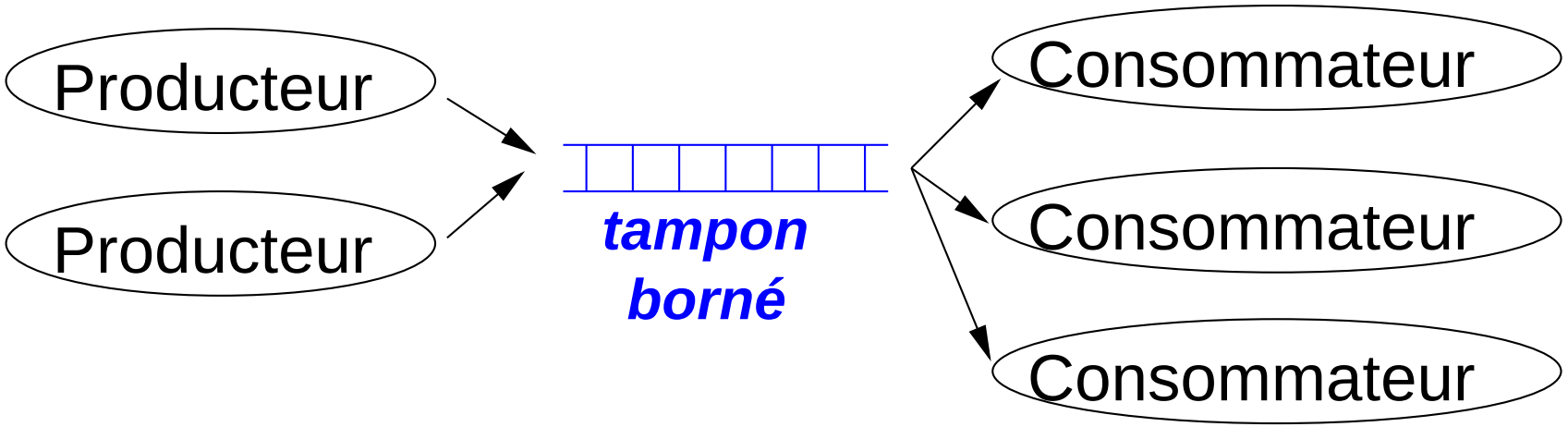
1. Déterminer l'interface du moniteur
2. Énoncer informellement les prédicats d'acceptation de chaque opérations
3. Déduire les variables d'état qui permettent d'écrire ces prédicats d'acceptation
4. Formuler l'invariant du moniteur et les prédicats d'acceptation
5. Pour chaque prédicat d'acceptation, définir une variable condition
6. Programmer les opérations
7. Vérifier l'invariant et les réveils

Schéma standard d'une opération

Si prédicat d'acceptation est faux alors
    Attendre (*wait*) sur la variable condition associée
finsi
{ (1) État nécessaire au bon déroulement }
Maj de l'état du moniteur (action)
{ (2) État garanti }
Signaler (*signal*) les variables conditions dont le prédicat associé est vrai

Vérifier, pour chaque variable condition, que chaque précondition à `signal` (2) implique chaque postcondition de `wait` (1) de la variable condition correspondante.

Producteurs/consommateurs



- tampon de taille borné et fixé
- nombre indéterminé et dynamique de producteurs
- " " " " de consommateurs
- objectifs : ne pas écraser une case occupée, une unique lecture consommatrice par case, attendre pour déposer si plein, attendre pour retirer si vide

Méthodologie appliquée aux producteurs/consommateurs

1. Interface :
   - `déposer(in v)`
   - `retirer(out v)`
2. Prédicats d'acceptation :
   - déposer : il y a de la place, le tampon n'est pas plein
   - retirer : il y a quelque chose, le tampon n'est pas vide
3. Variables d'état :
   - `nbOccupées` : natural
   - déposer : `nbOccupées` $< N$
   - retirer : `nbOccupées` > 0
4. Invariant : $0 \leq$ `nbOccupées` $\leq N$
5. Variables conditions : `PasPlein`, `PasVide`

déposer(in v)

si $\neg$(nbOccupées $< N$) alors
    PasPlein.wait
finsi
{ (1) nbOccupées $< N$ }
// action applicative (ranger v dans le tampon)
nbOccupées $++$
{ (2) $N \geq$ nbOccupées > 0 }
PasVide.signal

retirer(out v)

si $\neg$(nbOccupées > 0) alors
    PasVide.wait
finsi
{ (3) nbOccupées > 0 }
// action applicative (prendre v dans le tampon)
nbOccupées $--$
{ (4) $0 \leq$ nbOccupées $< N$ }
PasPlein.signal

Vérification & Priorité

- Vérification : (2) $\Rightarrow$ (3) ? (4) $\Rightarrow$ (1) ?
- Si priorité au signaleur, transformer `si` en `tant que` :

déposer(in v)

```
tant que ¬(nbOccupées < N) faire
     PasPlein.wait
fintq
{ (1) nbOccupées < N }
// action applicative (ranger v dans le tampon)
nbOccupées++
{ (2) N ≥ nbOccupées > 0 }
PasVide.signal
```

Allocateur de ressources

- N ressources équivalentes, une activité en demande $p \in 1..N$ puis les libère.
- Bon comportement : pas deux demandes consécutives sans libération (cf interblocage).
- Difficulté : une libération peut débloquer 0, 1 ou plusieurs demandeurs selon le nombre de ressources rendues et attendues.

Allocateur de ressources - méthodologie

1. Interface :
   - `demander(p: 1..N)`
   - `libérer(q: 1..N)`
2. Prédicats d'acceptation :
   - demander(p) : il y a au moins p ressources libres
   - retirer(q) : rien
3. Variables d'état :
   - `nbDispo` : natural
   - demander(p) : `nbDispo` $\geq p$
   - libérer(q) : *true*
4. Invariant : $0 \leq$ `nbDispo` $\leq N$
5. Variable condition : `AssezDeRessources`

Allocateur – opérations

demander(p)

si `demande` $\neq 0$ alors -- *il y a déjà un demandeur → j'attends mon tour*
    Sas.wait
finsi
si $\neg$(`nbDispo` $< p$) alors
    `demande` $\leftarrow p$
    `AssezDeRessources.wait`   -- *au plus un bloqué ici*
    `demande` $\leftarrow 0$
finsi
`nbDispo` $\leftarrow$ `nbDispo` $- p$
Sas.signal   -- au suivant de demander

libérer(q)

`nbDispo` $\leftarrow$ `nbDispo` $+ p$
si `nbDispo` $\geq$ `demande` alors
    AssezDeRessources.signal
finsi

Note : priorité au signaleur $\Rightarrow$ transformer le premier "si" de `demander` en "tant que" (ça suffit ici).

Plan

Réveil multiple : signalAll/broadcast

C.signalAll (ou broadcast) : *toutes* les activités bloquées sur la variable condition *C* sont débloquées. Elles se mettent en attente de l'accès exclusif.

Rarement utilisé à bon escient. Une solution triviale à un problème de synchronisation est d'utiliser une *unique* variable condition `Accès` et d'écrire *toutes* les procédures du moniteur sous la forme :

```
tant que ¬(condition d'acceptation) faire
    Accès.wait
fintq
...
Accès.signalAll  -- battez-vous
```

Mauvaise idée ! (performance, prédictibilité)

Réveil multiple : cour de récréation unisexe

0. `type genre` $\triangleq$ `(Fille, Garçon)`
   `inv(g)` $\triangleq$ `si g = Fille alors Garçon sinon Fille`
1. Interface : entrer(genre) / sortir(genre)
2. Prédicats : entrer : personne de l'autre sexe / sortir : –
3. Variables : nb(genre)
4. Invariant : nb(Filles) $= 0 \vee$ nb(Garçons) $= 0$
5. Variables condition : accès(genre)

6.
```
entrer(genre g)
  si nb(inv(g)) ≠ 0 alors
     accès(g).wait
  finsi
  nb(g)++
```
```
sortir(genre g)
  nb(g)--
  si nb(g) = 0 alors
      accès(inv(g)).signalAll
  finsi
```

(solution naïve : risque de famine si un genre se coalise pour avoir toujours un membre présent dans la cour)

Priorité au signaleur : transformation systématique ?

Pour passer de priorité au signalé à priorité au signaleur, transformer « `si CA` » en « `tant que CA` » n'est correct que si la condition d'acceptation (à l'entrée) et la condition de déblocage (au réveil) sont identiques.
Exemple : évitement de la famine : variable `attente(genre)` pour compter les enfants en attente et ne pas accaparer la cour.

```
entrer(genre g)
  si nb(inv(g)) ≠ 0 ∨ attente(inv(g)) ≥ 4 alors
     attente(g)++
     accès(g).wait
     attente(g)--
  finsi
  nb(g)++
```

Interblocage possible avec priorité signaleur et « tant que » à la place du « si » → repenser la solution.

Régions critiques

- Éliminer les variables conditions et les appels explicites à `signal` $\Rightarrow$ déblocages calculés par le système.
- Exclusion mutuelle plus « fine », en listant les variables partagées effectivement utilisées.

```
region liste des variables utilisées
when prédicat logique
do code
```

1. Attente que le prédicat logique soit vrai
2. Le code est exécuté en exclusion mutuelle vis-à-vis des autres régions ayant (au moins) une variable commune
3. À la fin du code, évaluation automatique des prédicats logiques des régions pour débloquer éventuellement.

Régions critiques

Exemple

```
tampon : shared array 0..N-1 of msg;
nbOcc : shared int := 0;
retrait, dépôt : shared int := 0, 0;
```

```
déposer(m)
  region
    nbOcc, tampon, dépôt
  when
    nbOcc < N
  do
    tampon[dépôt] ← m
    dépôt ← dépôt + 1 % N
    nbOcc ← nbOcc + 1
  end
```

```
retirer()
  region
    nbOcc, tampon, retrait
  when
    nbOcc > 0
  do
    Result ← tampon[retrait]
    retrait ← retrait + 1 % N
    nbOcc ← nbOcc - 1
  end
```

Conclusion

Un moniteur implante un objet partagé, et contrôle la bonne utilisation de cet objet

Apports

- modularité et encapsulation.
- la synchronisation est localisée dans le moniteur $\rightarrow$
  - raisonnement simplifié
  - meilleure lisibilité

Limites

- la synchronisation reste mêlée aux aspects fonctionnels
- la sémantique des moniteurs est complexe
- l'exclusion mutuelle sur les opérations facilite la conception, mais :
  - est une source potentielle d'interblocages (moniteurs imbriqués)
  - est une limite du point de vue de l'efficacité