Quatrième partie

Moniteurs

Contenu de cette partie

- Motivation et présentation d'un objet de synchronisation structuré : moniteur
- Démarche de conception basée sur l'utilisation de moniteurs
- Exemple récapitulatif (schéma producteurs/consommateurs)
- Exemples avancés

Plan

Moniteur de Hoare, Brinch-Hansen (1973)

Idée de base

La synchronisation résulte du besoin de partager convenablement un objet entre plusieurs activités concurrentes

$\rightarrow$ 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 opérations (et éventuellement des constantes et des types).

- Contrainte :
  exécution des opérations du moniteur en exclusion mutuelle
- La synchronisation des opérations du moniteur est réalisée par des opérateurs internes au moniteur.

Un moniteur est passif : ce sont les activités utilisant le moniteur qui l'activent, en invoquant ses opérations.

Synchronisation : type *condition*

La synchronisation est définie *au sein du moniteur*, en utilisant des variables de type *condition*, internes au moniteur

Définition

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

- C.wait() (C.attendre()) : bloque l'activité appelante en libérant l'accès exclusif au moniteur.
- C.signal() (C.signaler()) : si des activités sont bloquées sur C, en réveille une ; sinon, nop.

- Une file d'attente est associée à *chaque* variable condition
- condition $\approx$ événement
  $\rightarrow$ condition $\neq$ prédicat logique
- Autre opération sur les conditions :
  C.empty() : vrai si aucune activité n'est bloquée sur C.

Exemple : travail délégué

Schéma client/serveur asynchrone : 1 client + 1 ouvrier

Les activités

Client

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

Ouvrier

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

Exemple – le moniteur

```
variables d'état : req, rés -- Requête/Résultat en attente (null si aucun(e))
variables condition : Dépôt, Dispo
```

```
déposer_travail(in t)
  {pas d'attente}
  req ← t
  Dépôt.signal()
```

```
prendre_travail(out t)
  si req = null alors
    Dépôt.wait()
  finsi
  t ← req
  req ← null
  {RAS}
```

```
lire_résultat(out r)
  si rés = null alors
    Dispo.wait()
  finsi
  r ← rés
  rés ← null
  {RAS}
```

```
rendre_résultat(in y)
  {pas d'attente}
  rés ← y
  Dispo.signal()
```

Transfert du contrôle exclusif

Les opérations du moniteur s'exécutent en exclusion mutuelle.
→ Lors d'un réveil par `signal()`, qui obtient/garde l'accès exclusif ?

Priorité au signalé

Lors du réveil par `signal()`,

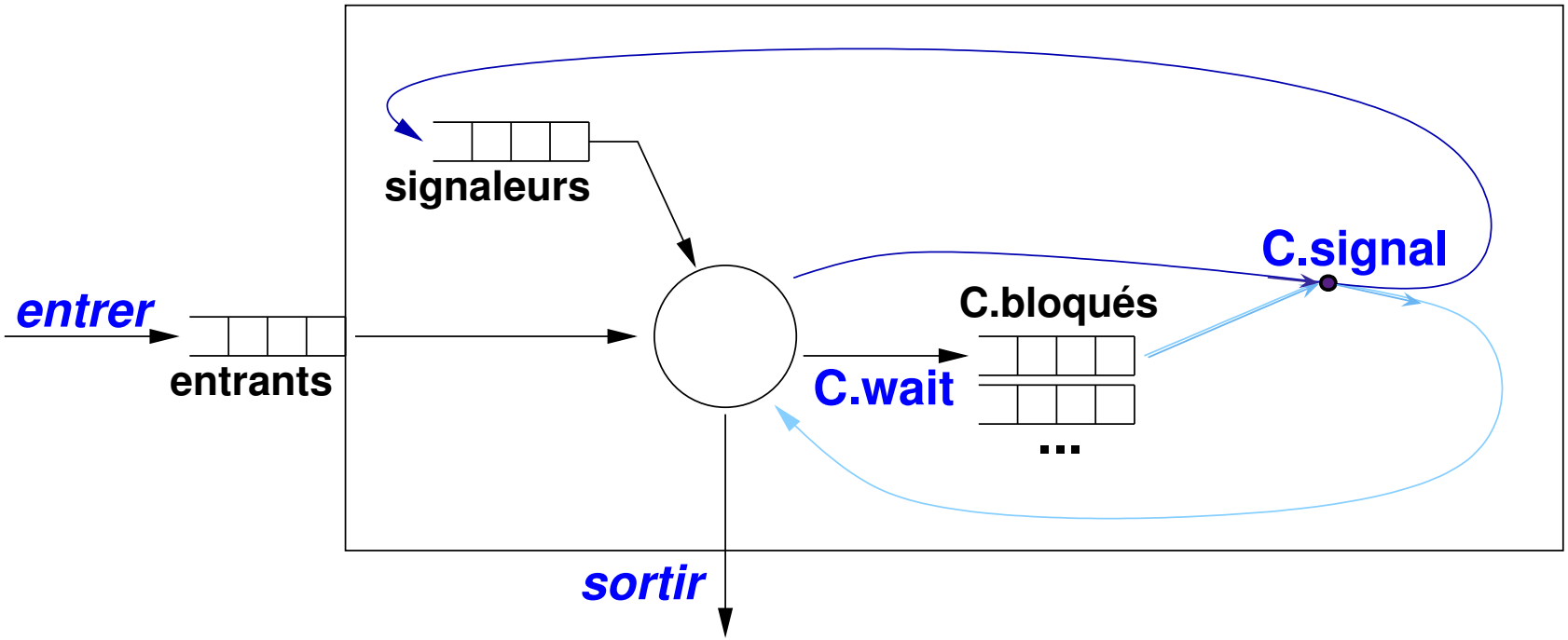
- l'accès exclusif est transféré à l'activité réveillée (signalée) ;
- l'activité signaleuse est mise en attente de pouvoir ré-acquérir l'accès exclusif

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
  - soit dans une file globale spécifique
  - soit avec les activités entrantes

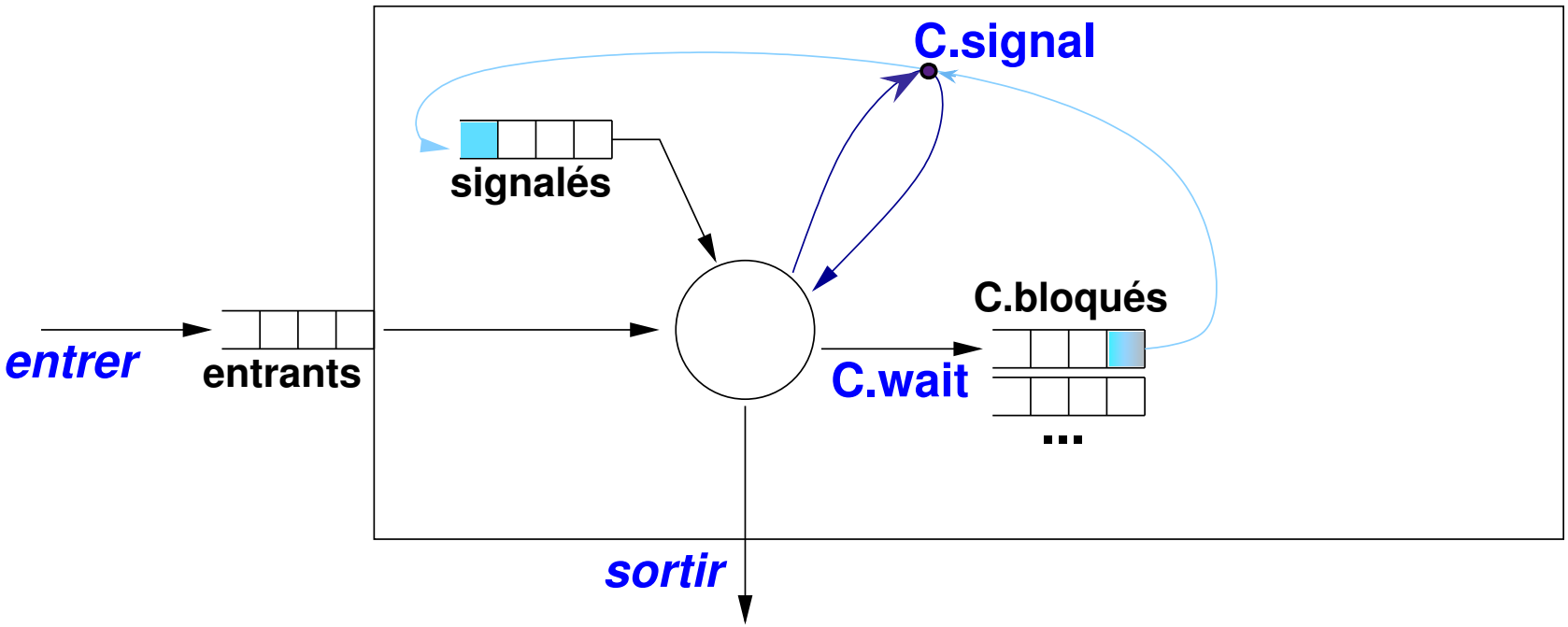
Priorité au signalé



C.signal()

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

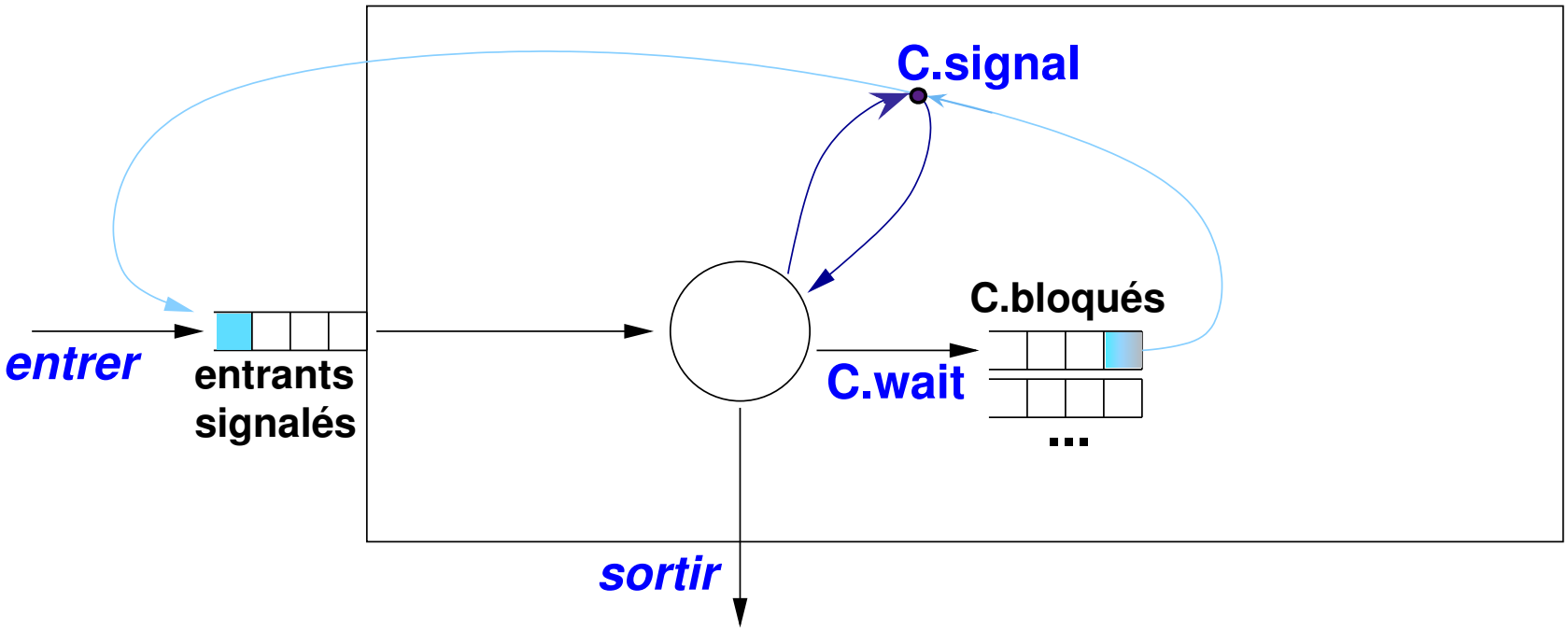
Priorité au signaleur avec file spécifique des signalés



C.signal()

- si la file des bloqués sur C est non vide, en 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, en 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

Signaleur vs signalé : 1 client, 2 ouvriers

Priorité au signalé : OK

Quand un client dépose une requête et débloque un ouvrier, celui-ci obtient immédiatement l'accès exclusif et prend la requête.

Priorité au signaleur : KO

- Situation : ouvrier n°1 bloqué sur `Dépôt.wait()`.
- Le client appelle `déposer_travail` et en parallèle, l'ouvrier n°2 appelle `prendre_travail`. L'ouvrier n°2 attend l'accès exclusif.
- Lors de `Dépôt.signal()`, l'ouvrier n°1 est débloqué de la var. condition et se met en attente de l'accès exclusif.
- Quand le client libère l'accès exclusif, qui l'obtient ? Si ouvrier n°2, il « vole » la requête, puis ouvrier n°1 obtient l'accès exclusif et récupère `null`.

Comparaison des stratégies de transfert du contrôle

- *Priorité au signalé* : garantit que l'activité réveillée obtient l'accès au moniteur dans l'état où il était lors du signal.
  - Raisonnement simplifié (le signaleur produit un état, directement utilisé par le signalé)
  - Absence de famine facilitée
- *Priorité au signaleur* : le réveillé obtient l'accès au moniteur ultérieurement, éventuellement après que d'autres activités ont eu accès au moniteur
  - Implantation plus simple et plus performante
  - Au réveil, le signalé doit retester la condition de déblocage

  → Possibilité de famine, écriture et raisonnements plus lourds

Simplifier l'expression de la synchronisation ?

Idée (d'origine)

Attente sur des prédicats, plutôt que sur des événements (= variables de type condition) → opération unique : *wait(B)*, B 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 : à chaque nouvel état (= à chaque affectation), évaluer chacun des prédicats attendus.
→ gestion de l'évaluation laissée au programmeur

- une variable de type condition (`P_valide`) est associée à chaque prédicat attendu (`P`)
- `wait`(P) est implanté par
  `si ¬P alors P_valide.wait() fsi`
- le programmeur a la responsabilité de signaler (`P_valide.signal()`) les instants/états où P est valide

Principe

- Concevoir en termes de prédicats attendus
- Simuler cette attente de prédicats avec des variables conditions

Plan

Méthodologie (1/3) : motivation

Moniteur = réalisation d'un objet partagé

→ concevoir la synchronisation en termes d'interactions entre chaque activité et l'objet partagé : les seules interactions autorisées sont celles qui laissent l'objet partagé dans un état cohérent

→ Invariant du moniteur = ensemble des états valides pour l'objet géré par le moniteur

Schéma générique d'une action sur l'objet partagé

1. `si` l'exécution de A (depuis l'état courant) invalide I `alors attendre() finsi` { prédicat d'acceptation de A}
2. effectuer A { → nouvel état courant E }
3. `signaler()` les activités qui peuvent progresser à partir de E

Méthodologie (2/3)

Etapes

1. Déterminer l'interface du moniteur
2. Énoncer informellement les prédicats d'acceptation de chaque opération
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. Associer à chaque prédicat d'acceptation une variable condition qui permettra d'attendre/signaler la validité du prédicat
6. Programmer les opérations, en suivant le schéma précédent
7. Vérifier que
   - l'invariant est vrai à chaque transfert du contrôle du moniteur
   - le prédicat d'acceptation est vrai quand un réveil a lieu

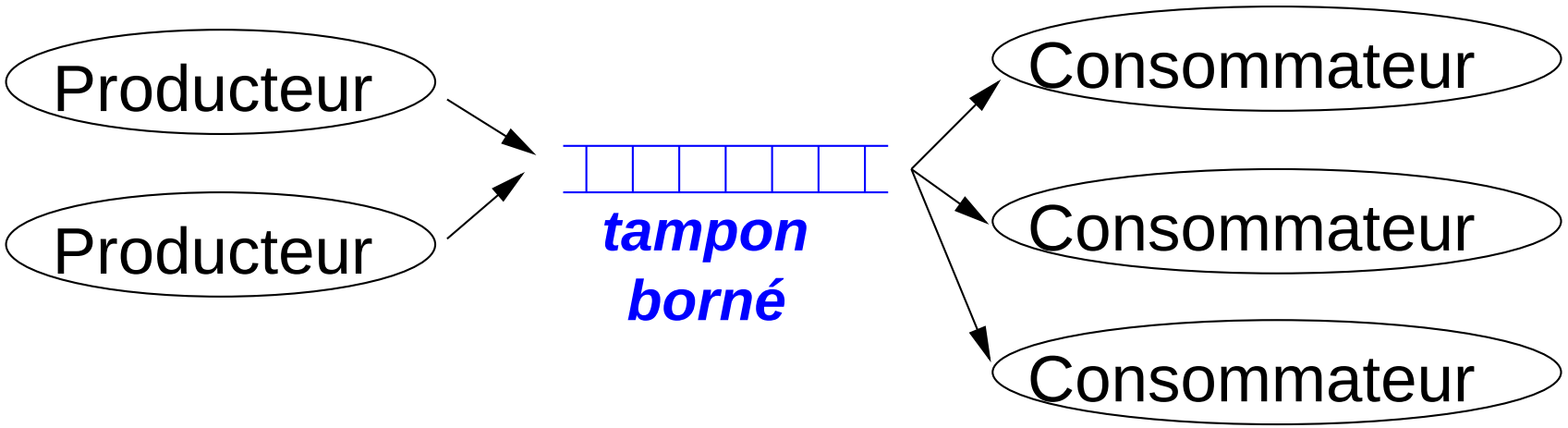
Méthodologie (3/3)

Structure standard d'une opération

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

Vérifier, pour chaque variable condition, que chaque précondition de `signaler()` (2) implique chaque postcondition de `attendre()` (1).

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

retirer(out v)

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

Vérification & Priorité

- Vérification : (2) ⇒ (3) ? (4) ⇒ (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*
    Accès.wait
finsi
si $\neg$(`nbDispo` $\geq p$) alors
    `demande` $\leftarrow p$
    `AssezDeRessources.wait`   -- *au plus un bloqué ici*
    `demande` $\leftarrow 0$
finsi
`nbDispo` $\leftarrow$ `nbDispo` $- p$
Accès.signal   -- au suivant de demander

libérer(q)

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

Note : dans le cas de moniteur avec priorité au signaleur $\Rightarrow$ transformer le premier "si" de `demander` en "tant que" (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 serait d'utiliser une *unique* variable condition `Accès` et d'écrire *toutes* les opérations 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.
Contre-exemple : éviter la famine : variable `attente(genre)` pour compter les enfants en attente et ne pas accaparer la cour.

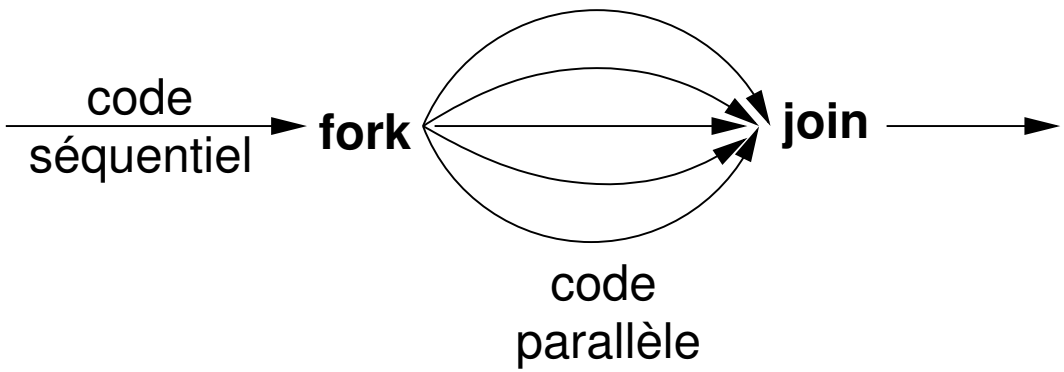
```
entrer(genre g)
  si nb(inv(g)) ≠ 0 ∨ attente(inv(g)) ≥ 4 alors
     attente(g)++
     accès(g).wait
     attente(g)--
  finsi
  nb(g)++
```

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

Barrière

1. Barrière élémentaire : ensemble d'activités qui attendent mutuellement qu'elles soient toutes au même point (rendez-vous multiple)
2. Barrière généralisée :
   - barrière de taille M alors qu'il existe N candidats ($N > M$)
   - barrière réutilisable (cyclique) : nécessité de la refermer

Schéma de parallélisme « fork-join »



Barrière à N activités - méthodologie

1. Interface :
   - `franchir()`
2. Prédicats d'acceptation :
   - franchir() : N activités ont demandé à franchir
3. Variables d'état :
   - `nbArrivés` : natural
   - franchir() : `nbArrivés` $= N$
4. Invariant : $0 \leq$ `nbArrivés` $\leq N$
5. Variable condition : `BarrièreLevée`

Barrière à N activités – opération

franchir()

```
nbArrivés++
si ¬(nbArrivés = N) alors
     BarrièreLevée.wait
finsi
{ nbArrivés = N }
BarrièreLevée.signal    // réveil en chaîne du suivant
nbArrivés--             // ou nbArrivés ← 0
```

Note : On pourrait remplacer le réveil en chaîne par :
`si nbArrivés=N alors BarrièreLevée.signalAll`

(la sémantique de SignalAll en priorité au signalé est fragile : un seul obtient l'accès exclusif, les autres attendent leur tour)

Barrière à N activités – Priorité au signaleur ?

- Correct avec priorité au signalé
- Incorrect avec priorité au signaleur :
  - $\geq N$ peuvent passer :
    Le n-ième arrive, signale, décrémente et libère l'accès exclusif ; pendant ce temps un n+1-ième est arrivé ; s'il obtient l'accès exclusif avant celui signalé $\Rightarrow$ il passe et signale ; etc. Puis tous ceux signalés passent.
  - Remplacement du `si` en `tant que` : un seul passe :
    Le n-ième arrive, signale, décrémente et libère l'accès exclusif ; celui réveillé reteste la condition, trouve `nbArrivés` à $N-1$ se rebloque.

La condition de réveil (il y a eu N arrivées) est plus faible que la condition de passage (il y a actuellement N arrivées en attente). Retester la condition de passage est trop fort.

$\rightarrow$ se souvenir que N activités sont en cours de franchissement.

Barrière à N activités – opération

franchir(), priorité au signaleur

```
tant que (nbArrivés = N) alors
    // barrière en cours de vidage
    BarrièreBaissée.wait
fintq

nbArrivés++
tant que ¬(nbArrivés = N) alors
     BarrièreLevée.wait
fintq
si nbArrivés = N ∧ nbSortis = 0 alors // dernier arrivé
    BarrièreLevée.signalAll
finsi

nbSortis++
si nbSortis = N alors      // dernier sorti
    nbSortis ← 0
    nbArrivés ← 0
    BarrièreBaissée.signalAll
finsi
```

Plan

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

- dans le moniteur, la synchronisation reste mêlée aux aspects fonctionnels
- la sémantique des moniteurs est complexe
- l'exclusion mutuelle des opérations facilite la conception mais :
  - est une source potentielle d'interblocages (moniteurs imbriqués)
  - limite l'efficacité (pas de parallélisme)