Cinquième 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)
- annexe : variantes et mise en œuvre des moniteurs

Plan

Limites des sémaphores

- imbrication aspects de synchronisation/aspects fonctionnels
  → manque de modularité, code des processus interdépendant
- pas de contrainte sur le protocole d'utilisation des sémaphores
  → démarche de conception artisanale, à partir de schémas élémentaires (attendre/signaler un événement, contrôler l'accès à une ressource. . .)
- approche (→ raisonnement) *opératoire*
  → vérification difficile

Exemples

- sections critiques entrelacées → interblocage
- attente infinie en entrée d'une section critique

Plan

Notion de moniteur Hoare, Brinch-Hansen 1973

Idée de base

La synchronisation résulte du besoin de partager «convenablement» un objet entre plusieurs processus concurrents

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

Définition

Un moniteur = un module exportant des procédures (*opérations*)

- Contrainte : exécution des procédures 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 processus utilisant le moniteur qui l'activent, en invoquant ses procédures.

Expression de la synchronisation : type *condition*

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

- Une file d'attente est associée à *chaque* variable condition
- Opérations possibles sur une variable de type condition C :
  - C.attendre() *[C.wait()]* : bloque et range dans la file associée à C le processus appelant, puis libère l'accès exclusif au moniteur.
  - C.signaler() *[C.signal()]* : si des processus sont bloqués sur C, en réveille un ; sinon, nop (opération nulle).

- condition ≈ événement
  - → condition ≠ sémaphore (pas de mémorisation des « signaux »)
  - → condition ≠ prédicat logique
- autres opérations sur les conditions :
  - C.vide() : renvoie vrai si aucun processus n'est bloqué sur C
  - C.attendre(priorité) : réveil des processus bloqués sur C selon une priorité

Exemple : travail délégué (schéma client/serveur asynchrone) : 1 client + 1 serveur

Les activités (processus utilisant le moniteur)

Client	Serveur
boucle ⋮ déposer_travail(t) ⋮ r ←lire_résultat() ⋮ *fin_boucle*	*boucle* ⋮ x ← prendre_travail() // ($y \leftarrow f(x)$) rendre_résultat(y) ⋮ *fin_boucle*

Exemple – le moniteur

Le moniteur

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

entrée déposer_travail(*in* t)	*entrée* prendre_travail(*out* t)
{(pas d'attente)}	*si* req = null *alors*
	Dépôt.attendre()
req ← t	*finsi*
	t ← req
	req ← null
Dépôt.signaler()	{RAS}
entrée lire_résultat(*out* r)	*entrée* rendre_résultat(*in* y)
si rés = null *alors*	
Dispo.attendre()	{(pas d'attente)}
finsi	
r ← rés	rés ← y
rés ← null	
{RAS}	Dispo.signaler()

Transfert du contrôle exclusif

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

Priorité au signalé

Lors du réveil par *signaler()*,

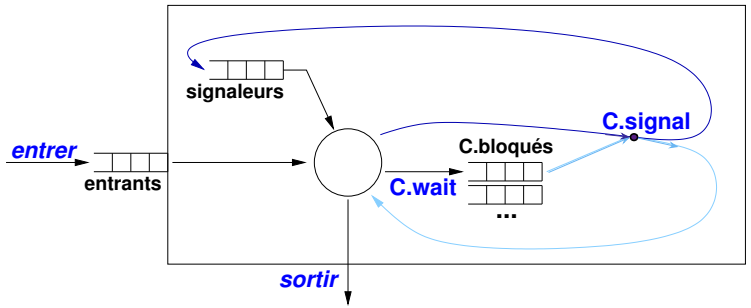
- l'accès exclusif est transféré au processus réveillé (signalé) ;
- le processus signaleur est mis en attente dans une file globale spécifique, prioritaire sur les processus entrants

Priorité au signaleur

Lors du réveil par *signaler()*,

- l'accès exclusif est conservé par le processus réveilleur ;
- le processus réveillé (signalé) est mis en attente
  - soit dans une file globale spécifique, prioritaire sur les processus entrants,
  - soit avec les processus entrants.

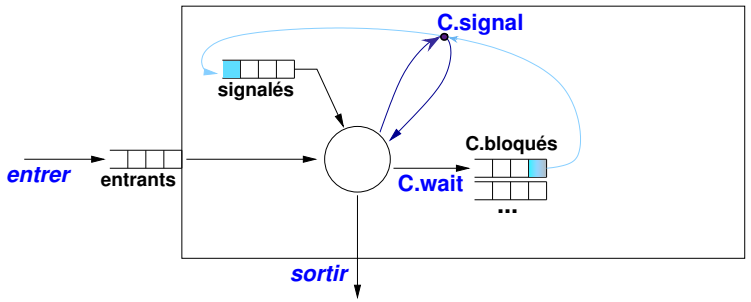
Priorité au signalé



C.*signal*()

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

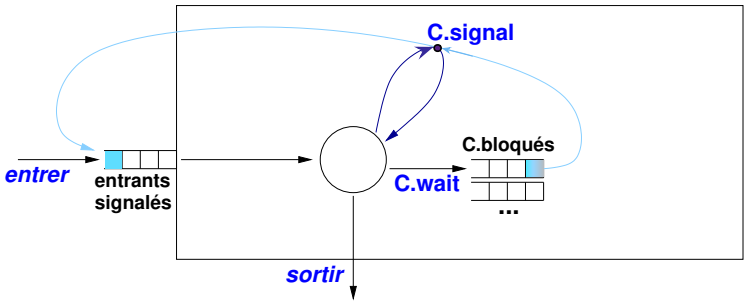
Priorité au signaleur avec file spécifique des signalés



C.*signal*()

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

Exemple signaleur vs signalé : travail délégué avec 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.attendre()`.
- 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.signaler()`, 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 le processus réveillé 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 le moniteur ultérieurement, éventuellement après d'autres processus
  - Implantation du mécanisme plus simple et plus performante
  - Au réveil, le signalé doit retester la condition de déblocage
    - → Possibilité de famine, écriture et raisonnements plus lourds

Peut-on simplifier encore l'expression de la synchronisation ?

Idée (d'origine)

Attente sur des prédicats,

plutôt que sur des événements (= variables de type condition)

→ opération unique : *attendre(B)*, B expression booléenne

Exemple : moniteur pour le tampon borné, avec *attendre*(prédicat)

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

entrée déposer_travail(*in* t)
  req ← t
	entrée prendre_travail(*out* t)
	  attendre(req ≠ null)
	  t ← req
	  req ← null

entrée lire_résultat(*out* r)
  attendre(rés ≠ null)
  r ← rés
  rés ← null
	entrée rendre_résultat(*in* y)
	  rés ← y

Pourquoi *attendre*(prédicat) n'est-elle 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**

- à chaque prédicat attendu (P)
  est associée une variable de type condition (P_valide)
- *attendre*(P) est implantée par
  si ¬ P **alors** $P\_valide.attendre()$ **fsi** {P}
- le programmeur a la possibilité de signaler ($P\_valide.signaler()$)
  les instants/états (pertinents) où P est valide

Principe

- concevoir en termes de prédicats attendus, puis
- simuler cette attente de prédicats au moyen de variables de type condition

Exemple – le moniteur (reprise planche 10)

Le moniteur

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

entrée déposer_travail(*in* t)	*entrée* prendre_travail(*out* t)
{(pas d'attente)}	*si* req = null *alors*
req ← t	Dépôt.attendre()
Dépôt.signaler()	*finsi*
	t ← req
	req ← null
	{RAS}
entrée lire_résultat(*out* r)	*entrée* rendre_résultat(*in* y)
si rés = null *alors*	
Dispo.attendre()	{(pas d'attente)}
finsi	
r ← rés	rés ← y
rés ← null	
{RAS}	Dispo.signaler()

Plan

Méthodologie (1/3) : motivation

Moniteur = réalisation (et gestion) d'un objet partagé

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

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

Schéma générique : exécution d'une action A sur un objet partagé, caractérisé par un invariant I

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. *réveiller()* les processus qui peuvent progresser à partir de E

Méthodologie (2/3)

Etapes

1. Déterminer l'interface du moniteur
2. Énoncer en français 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 protocole générique précédent
7. Vérifier que
   - l'invariant est vrai chaque fois que le contrôle du moniteur est transféré
   - les réveils ont lieu quand le prédicat d'acceptation est vrai

Méthodologie (3/3)

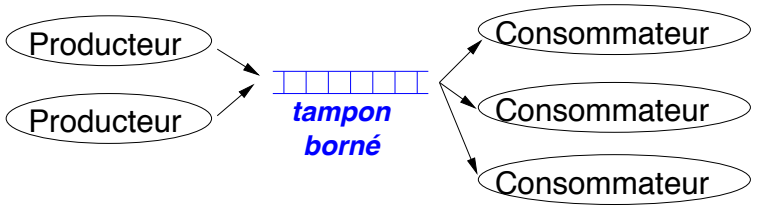
Structure standard d'une opération

si le prédicat d'acceptation est faux *alors*
  attendre() 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() 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)

Exemple : réalisation du schéma producteurs/consommateurs



- tampon de taille borné et fixé
- nombre indéterminé et dynamique de producteurs
- " " " " de 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.attendre()
finsi
{ (1) nbOccupées < N }
// action applicative (ranger v dans le tampon)
nbOccupées + +
{ (2) N ≥ nbOccupées > 0 }
PasVide.signaler()
```

retirer(out v)

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

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
```

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 →
  - raisonnement simplifié
  - meilleure lisibilité

Limites

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

Plan

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 ≠ 0 alors -- il y a déjà un demandeur → j'attends mon tour
    Sas.wait
finsi
si ¬(nbDispo < p) alors
    demande ← p
    AssezDeRessources.wait     -- au plus un bloqué ici
    demande ← 0
finsi
nbDispo ← nbDispo − p
Sas.signal    -- au suivant de demander
```

libérer(q)

```
nbDispo ← nbDispo + p
si nbDispo ≥ demande alors
    AssezDeRessources.signal
finsi
```

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

Variante : 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)                 | sortir(genre g)
  si nb(inv(g)) ≠ 0 alors       |   nb(g)--
     accès(g).wait              |   si nb(g) = 0 alors
  finsi                         |       accès(inv(g)).signalAll
  nb(g)++                       |   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.

Variante : régions critiques

- Éliminer les variables conditions et les appels explicites à `signaler` ⇒ 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.

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
```

Implémentation des moniteurs par des sémaphores FIFO

Dans le cas où les *signaler()* sont toujours en fin d'opération

- Exclusion mutuelle sur l'exécution des opérations du moniteur
  - définir un sémaphore d'exclusion mutuelle : *mutex*
  - encadrer chaque opération par *mutex.P()* et *mutex.V()*
- Réalisation de la synchronisation par variables condition
  - définir un sémaphore *SemC* (initialisé à 0) pour chaque condition *C*
  - traduire *C.attendre()* par *SemC.P()*, et *C.signaler()* par *SemC.V()*
  - Difficulté : pas de mémoire pour les appels à *C.signaler()*
    - → éviter d'exécuter *SemC.V()* si aucun processus n'attend
    - → un compteur explicite par condition : *cptC*
    - Réalisation de *C.signaler()* :
      si cptC $>$ 0 alors SemC.V() sinon mutex.V() fsi
    - Réalisation de *C.attendre()* :
      cptC ++ ; mutex.V() ; SemC.P() ; cptC - - ;

Dans le cas général : ajout d'un compteur et d'un sémaphore pour les processus signaleurs, réveillé prioritairement par rapport à *mutex*