

Septième partie

Processus communicants

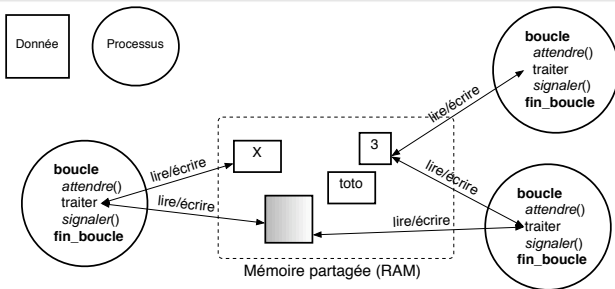


Contenu de cette partie

- Modèles de programmation concurrente
- Modèle des processus communicants
- Approche CSP/Go pour la programmation concurrente
 - Goroutine et canaux
 - Communiquer explicitement plutôt que partager implicitement
- Approche Ada pour la programmation concurrente
 - Tâches et rendez vous
 - Démarche de conception d'applications concurrentes en Ada
 - Transposition de la démarche vue dans le cadre de la mémoire partagée (moniteurs)
 - Extension tirant parti des possibilités de contrôle fin offertes par Ada



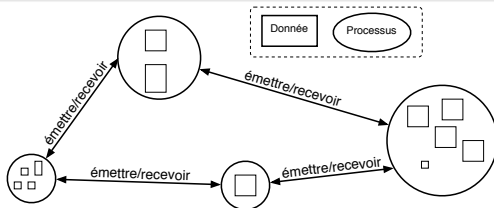
Modèles d'interaction : mémoire partagée



- Communication implicite
 - résulte de l'accès et de la manipulation des variables partagées
 - l'identité des processus n'intervient pas dans l'interaction
- Synchronisation explicite (et nécessaire)
- Architectures/modèles cibles
 - multiprocesseurs à mémoire partagée,
 - programmes multiactivités



Modèles d'interaction : processus communicants



- Données encapsulées par les processus
- Communication nécessaire, explicite : échange de messages
 - Programmation et interactions plus lourdes
 - Visibilité des interactions → possibilité de trace/supervision
 - Isolation des données
- Synchronisation implicite : attente de message
- Architectures/modèles cibles
 - systèmes répartis : sites distants, reliés par un réseau
 - moniteurs, CSP/Erlang/Go, tâches Ada



Plan

- 1 Processus communicants
 - Principes
 - Désignation, alternatives
 - Architecture d'une application parallèle
- 2 Communication synchrone – CSP/CCS/Go
 - Principes
 - Recherche concurrente
 - Lecteurs/rédacteurs
- 3 Rendez-vous étendu – Ada
 - Principe du rendez-vous
 - Mise en œuvre en Ada
 - Méthodologie par machine à états



Processus communicants

Synchronisation obtenue via des primitives de communication bloquantes : envoi (bloquant) de messages / réception bloquante de messages

- Communicating Sequential Processes (CSP) / Calculus of Communicating Systems (CCS) / π -calcul / Erlang / Go
- Ada

Les principes détaillés des échanges et leur utilisation pour développer des applications sont vus dans le module « intergiciels ». On ne s'intéresse ici qu'à la synchronisation.



Quelle synchronisation ?

Réception

Réception bloquante : attendre un message

Émission

- Émission non bloquante ou asynchrone
- Émission bloquante ou synchrone : bloque jusqu'à la réception du message = **rendez-vous** élémentaire entre l'activité émettrice et l'activité destinataire
- Rendez-vous étendu : bloquant jusqu'à réception + réaction + réponse \approx appel de procédure

- Émission asynchrone \Rightarrow buffers (messages émis non reçus)
- Synchrone \Rightarrow 1 case maximum

Désignation du destinataire et de l'émetteur

Nommage

- Direct : désignation de l'activité émettrice/destinataire
SEND message TO processName
RECV message FROM processName
- Indirect : désignation d'une boîte à lettres ou d'un canal de communication
SEND message TO channel
RECV message FROM channel



Multiplicité

$1 - 1$

Désignation de l'activité : 1 émetteur / 1 récepteur désignés

$n - 1$

Canal réservé en lecture (consommation) : envoi par n'importe quelle activité; réception par une seule, propriétaire du canal

$n - m$

Canal avec envoi par n'importe qui, réception par n'importe qui :

- pas de duplication : un seul destinataire consomme le message
- duplication à tous les destinataires (diffusion)

En mode synchrone, la diffusion est complexe et coûteuse à mettre en œuvre (nécessite une synchronisation globale entre tous les récepteurs)

Alternative

Alternative en émission ou en réception = **choix** parmi un ensemble de communications possibles :

```
RECV msg FROM channel1 OR channel2
```

```
(SEND msg1 TO pid1) OR (SEND msg2 TO pid2)
```

```
(RECV msg1 FROM channel1) OR (SEND msg2 TO channel2)
```

- Si aucun choix n'est faisable \Rightarrow attendre
- Si un seul des choix est faisable \Rightarrow le faire
- Si plusieurs choix sont faisables \Rightarrow sélection non-déterministe (arbitraire)



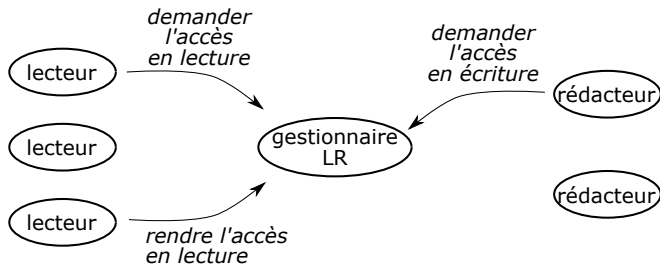
Divers

- Asynchrone \Rightarrow perte de messages ? (buffer plein par exemple)
- Construction d'une émission bloquante (rendez-vous) en cas d'émission non bloquante :
 (SENT m TO ch; RECV _ FROM ack)
 || (RECV m FROM ch; SENT _ TO ack)
- Construction d'une émission non bloquante à partir d'émission bloquante : introduire une boîte intermédiaire qui accepte immédiatement tout message et le stocke dans une file.



Architecture

La résolution des problèmes de synchronisation classiques (producteurs/consommateurs. . .) ne se fait plus en synchronisant directement les activités via des données partagées, mais indirectement via une **activité de synchronisation**.



Activité arbitre pour un objet partagé

Interactions avec l'objet partagé

Pour chaque opération Op ,

- émettre un message de **requête** vers l'arbitre
- attendre le message de **réponse** de l'arbitre

(\Rightarrow se synchroniser avec l'arbitre)

Schéma de fonctionnement de l'arbitre

- L'arbitre exécute une boucle infinie contenant une alternative
- Cette alternative possède une branche par opération fournie
- Chaque branche est gardée par la condition d'acceptation de l'opération (suivie de l'attente du rendez-vous correspondant)

Note : en communication synchrone, on peut parfois se passer du message de réponse.

Intérêt

- + découplage entre les activités clientes : l'interface partagée est celle de l'activité de synchronisation
- + réalisation **centralisée et répartie**
- + transfert explicite d'information : traçage
- + pas de données partagées \Rightarrow **pas de protection nécessaire**
- + contrôle fin des interactions
- + schéma naturel côté client : question/réponse = appel de fonction
- multiples recopies (mais optimisations possibles)
- parallélisation du service : au cas par cas



Plan

- 1 Processus communicants
 - Principes
 - Désignation, alternatives
 - Architecture d'une application parallèle
- 2 Communication synchrone – CSP/CCS/Go
 - Principes
 - Recherche concurrente
 - Lecteurs/rédacteurs
- 3 Rendez-vous étendu – Ada
 - Principe du rendez-vous
 - Mise en œuvre en Ada
 - Méthodologie par machine à états



Go language

Principes de conception

- Syntaxe légère inspirée du C
- Typage statique fort avec inférence
- Interfaces avec extension et polymorphisme (typage structurel / duck typing à la Smalltalk)
- Ramasse-miettes

Concepts pour la concurrence

- Descendant de CSP (Hoare 1978), cousin d'Erlang
- Goroutine ~ activité/thread
 - une fonction s'exécutant indépendamment (avec sa pile)
 - très léger (plusieurs milliers sans problème)
 - géré par le noyau Go qui alloue les ressources processeurs
- Canaux pour la communication et la synchronisation

Go – canaux

Canaux

- Création : `make(chan type)` ou `make(chan type, 10)`
(synchrone / asynchrone avec capacité)
- Envoi d'une valeur sur le canal `chan` : `chan <- valeur`
- Réception d'une valeur depuis `chan` : `<- chan`
- Canal transmissible en paramètre ou dans un canal :
`chan chan int` est un canal qui transporte des canaux
(transportant des entiers)



Go – canaux

Canaux

- Alternative en réception et émission :

```
select {  
  case v1 := <- chan1:  
    fmt.Printf("received %v from chan1\n", v1)  
  case v2 := <- chan2:  
    fmt.Printf("received %v from chan2\n", v2)  
  case chan3 <- 42:  
    fmt.Printf("sent %v to chan3\n", 42)  
  default:  
    fmt.Printf("no one ready to communicate\n")  
}
```

Exemple élémentaire

```
func boring(msg string, c chan string) {
    for i := 0; ; i++ {
        c <- fmt.Sprintf("%s %d", msg, i)
        time.Sleep(time.Duration(rand.Intn(4)) * time.Second)
    }
}
```

```
func main() {
    c := make(chan string)
    go boring("boring!", c)
    for i := 0; i < 5; i++ {
        fmt.Printf("You say: %q\n", <- c)
    }
    fmt.Println("You're boring; I'm leaving.")
}
```

Moteur de recherche

Objectif : agrégation de la recherche dans plusieurs bases

```
func Web(query string) Result
func Image(query string) Result
func Video(query string) Result
```

Moteur séquentiel

```
func Google(query string) (results []Result) {
    results = append(results, Web(query))
    results = append(results, Image(query))
    results = append(results, Video(query))
    return
}
```

exemple tiré de <https://talks.golang.org/2012/concurrency.slide>



Recherche concurrente

Moteur concurrent

```
func Google(query string) (results []Result) {
    c := make(chan Result)
    go func() { c <- Web(query) } ()
    go func() { c <- Image(query) } ()
    go func() { c <- Video(query) } ()

    for i := 0; i < 3; i++ {
        result := <-c
        results = append(results, result)
    }
    return
}
```

Le temps sans interruption

Crée un canal sur lequel un message sera envoyé après la durée spécifiée.

time.After

```
func After(d time.Duration) <-chan bool {
    // returns a receive-only channel
    c := make(chan bool)
    go func() {
        time.Sleep(d)
        c <- true
    }()
    return c
}
```

Recherche concurrente rapide

Moteur concurrent avec timeout

```
c := make(chan Result)
go func() { c <- Web(query) } ()
go func() { c <- Image(query) } ()
go func() { c <- Video(query) } ()

timeout := time.After(80 * time.Millisecond)
for i := 0; i < 3; i++ {
    select {
        case result := <-c:
            results = append(results, result)
        case <-timeout:
            fmt.Println("timed out")
            return
    }
}
return
```

Recherche répliquée

Utiliser plusieurs serveurs répliqués et garder la réponse du premier qui répond.

Recherche en parallèle

```
func First(query string, replicas ...Search) Result {  
    c := make(chan Result)  
    searchReplica := func(i int) { c <- replicas[i](query) }  
    for i := range replicas  
        go searchReplica(i)  
    }  
    return <-c
```



Recherche répliquée

Moteur concurrent répliqué avec timeout

```
c := make(chan Result)
go func() { c <- First(query, Web1, Web2, Web3) } ()
go func() { c <- First(query, Image1, Image2) } ()
go func() { c <- First(query, Video1, Video2) } ()
timeout := time.After(80 * time.Millisecond)
for i := 0; i < 3; i++ {
    select {
        case result := <-c:
            results = append(results, result)
        case <-timeout:
            fmt.Println("timed out")
            return
    }
}
return
```

Bilan

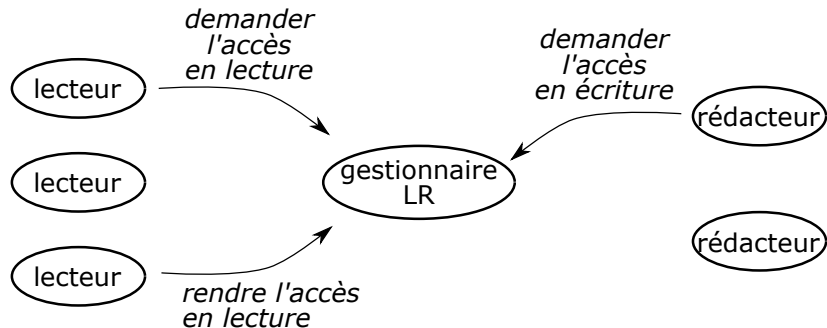
- Création ultra-légère de goroutine : penser concurrent
- Pas besoin de variables partagées
- \Rightarrow Pas de verrous
- Pas besoin de variable condition pour synchroniser
- Pas besoin de callback ou d'interruption

Don't communicate by sharing memory, share memory by communicating.

(la bibliothèque Go contient *aussi* les objets usuels de synchronisation pour travailler en mémoire partagée : verrous, sémaphores, moniteur...)



Lecteurs/rédacteurs



- Un canal pour chaque type de requête
- Émission bloquante \Rightarrow accepter un message (une requête) uniquement si l'état l'autorise

Lecteurs/rédacteurs

Utilisateur

```
func Utilisateur() {  
  nothing := struct{}{}  
  for {  
    DL <- nothing; // demander lecture  
    ...  
    TL <- nothing; // terminer lecture  
    ...  
    DE <- nothing; // demander écriture  
    ...  
    TE <- nothing; // terminer écriture  
  }  
}
```

Goroutine de synchronisation

```
func when(b bool, c chan struct{}) chan struct{} {  
    if b { return c } else { return nil }  
}
```

```
func SynchroLR() {  
    nblec := 0;  
    ecr := false;  
    for {  
        select {  
            case <- when(nblec == 0 && !ecr, DE):  
                ecr := true;  
            case <- when(!ecr, DL):  
                nblec++;  
            case <- TE:  
                ecr := false;  
            case <- TL:  
                nblec--;  
        }  
    }  
}
```

Plan

- 1 Processus communicants
 - Principes
 - Désignation, alternatives
 - Architecture d'une application parallèle
- 2 Communication synchrone – CSP/CCS/Go
 - Principes
 - Recherche concurrente
 - Lecteurs/rédacteurs
- 3 Rendez-vous étendu – Ada
 - Principe du rendez-vous
 - Mise en œuvre en Ada
 - Méthodologie par machine à états



Modèle Ada

Intérêt

- Modèle adapté à la répartition, contrairement aux sémaphores ou aux moniteurs, intrinsèquement centralisés.
- Similaire au modèle client-serveur.
- Contrôle plus fin du moment où les interactions ont lieu.

Vocabulaire : tâche = activité

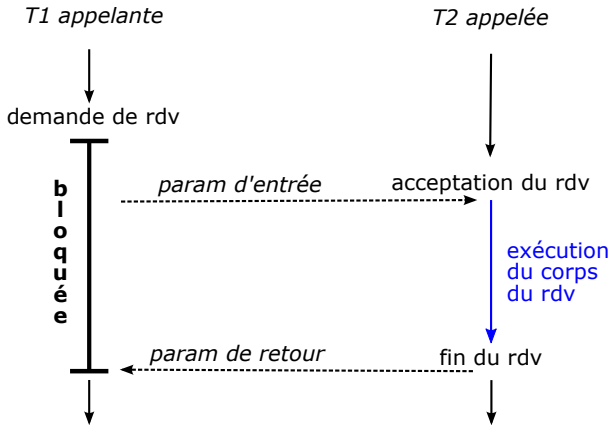


Principe du rendez-vous

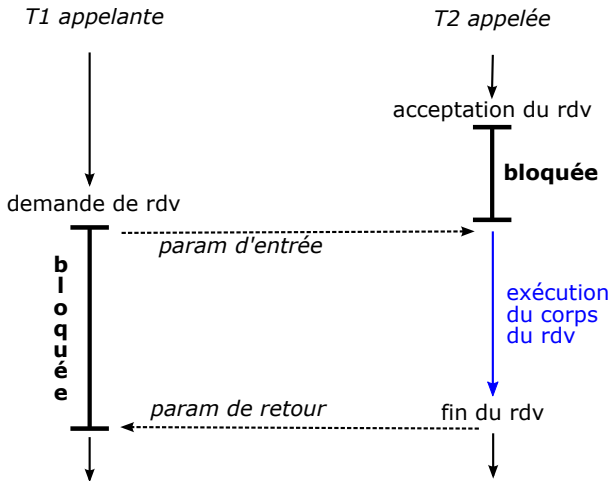
- Une tâche possède des **points d'entrée de rendez-vous**.
- Une tâche peut :
 - demander un rendez-vous avec une autre tâche désignée explicitement ;
 - attendre un rendez-vous sur un (ou plusieurs) point(s) d'entrée.
- Un rendez-vous est **dissymétrique** : tâche appelante ou cliente vs tâche appelée ou serveur.
- Échanges de données :
 - lors du début du rdv, de l'appelant vers l'appelé ;
 - lors de la fin du rdv, de l'appelé vers l'appelant.



Rendez-vous – client en premier



Rendez-vous – serveur en premier



Principe du rendez-vous

- Si un client demande un rendez-vous alors que le serveur n'est pas prêt à l'accepter, le client se bloque en attente de l'acceptation.
- Si un serveur indique qu'il est prêt à accepter un rendez-vous et qu'il n'y a pas de demandeur, il se bloque.
- En outre, l'appelant est bloqué pendant l'exécution du **corps** du rendez-vous.

Important : il est impossible d'accepter/refuser un rendez-vous selon la valeur des paramètres.



Déclaration d'une tâche

Déclaration

```
task <nom> is
  { entry <point d'entrée> (<param formels>); }+
end
```

Exemple

```
task X is
  entry A;
  entry B (msg : in T);
  entry C (x : out T);
  entry D (a : in T1; b : out T2);
end X
```



Appel de rendez-vous

Appel de rdv

```
<nom tâche>.<point d'entrée> (<param effectifs>);
```

Similaire à un appel de procédure.

Exemple

```
X.A;
```

```
X.D(x,y);
```

Acceptation d'un rendez-vous

Acceptation

```
accept <point d'entrée> (<param formels>)  
  [ do  
    { <instructions> }+  
  end <point d'entrée> ]
```

Exemple

```
accept D (a : in Natural; b : out Natural) do  
  if a > 6 then  
    b := a / 4;  
  else  
    b := a + 2;  
  end if;  
end D;
```

Acceptation parmi un ensemble

Alternative gardée

```
select
  when C1 =>
    accept E1 do
      ...
    end E1;
or
  when C2 =>
    accept E2 do
      ...
    end E2;
or
  ...
end select;
```

Producteurs/consommateurs

Déclaration du serveur

```
task ProdCons is
  entry Deposer (msg: in T);
  entry Retirer (msg: out T);
end ProdCons;
```

Client : utilisation

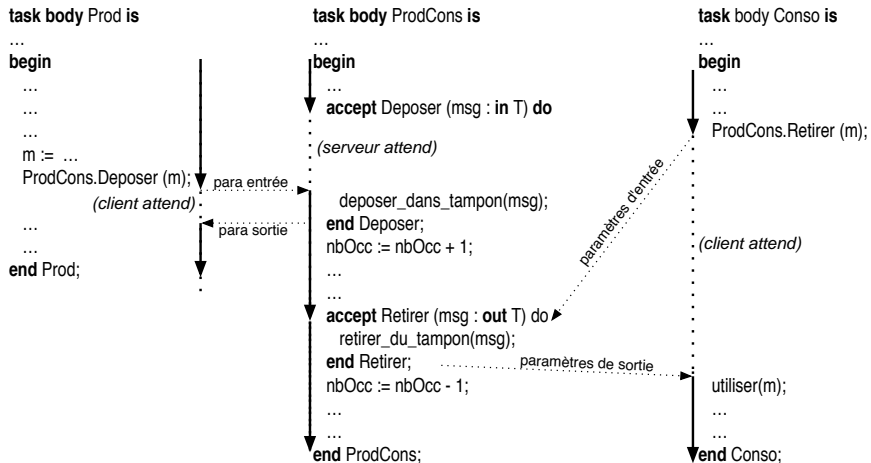
```
begin
  -- engendrer le message m1
  ProdCons.Deposer (m1);
  -- ...
  ProdCons.Retirer (m2);
  -- utiliser m2
end
```



```
task body ProdCons is
  Libre : integer := N;
begin
  loop
    select
      when Libre > 0 =>
        accept Deposer (msg : in T) do
          deposer_dans_tampon(msg);
        end Deposer;
        Libre := Libre - 1;
      or
        when Libre < N =>
          accept Retirer (msg : out T) do
            msg := retirer_du_tampon();
          end Retirer;
          Libre := Libre + 1;
        end select;
    end loop;
end ProdCons;
```

27

Producteurs/consommateurs – un exemple d'exécution



Remarques

- Les accept ne peuvent figurer que dans le corps des tâches.
- accept sans corps → synchronisation pure.
- Une file d'attente (FIFO) est associée à chaque entrée.
- rdv'count (attribut des entrées) donne le nombre de clients en attente sur une entrée donnée.
- La gestion et la prise en compte des appels diffèrent par rapport aux moniteurs :
 - la prise en compte d'un appel au service est déterminée par le serveur ;
 - plusieurs appels à un même service peuvent déclencher des traitements différents ;
 - le serveur peut être bloqué, tandis que des clients attendent.



Allocateur de ressources

Un système comporte des ressources critiques c'est-à-dire non partageables et non préemptibles, comme les pages mémoire. L'allocateur de ressources est un service qui permet à un processus d'acquérir par une seule action plusieurs ressources. On ne s'intéresse qu'à la synchronisation et on ne s'occupe pas de la gestion effective des identifiants de ressources.

Déclaration du serveur

```
task Allocateur is
  entry demander (nbDemandé: in natural;
                 id : out array of RessourceId);
  entry rendre (nbRendu: in natural;
               id : in array of RessourceId);
end Allocateur;
```

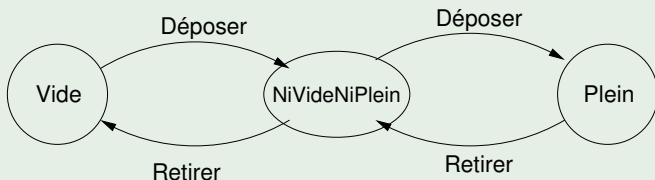
```
task body Allocateur is
  nbDispo : integer := N;
begin
  loop
    loop
      select
        accept Demander (nbDemandé : in natural) do
          while nbDemandé > nbDispo loop
            accept Rendre (nbRendu : in natural) do
              nbDispo := nbDispo + nbRendu;
            end Rendre;
          end loop;
          nbDispo := nbDispo - nbDemandé;
        end Demander;
      or
        accept Rendre (nbRendu : in natural) do
          nbDispo := nbDispo + nbRendu;
        end Rendre;
      end select;
    end loop;
  end loop;
```

Méthodologie par machine à états

Construire un automate fini à états :

- identifier les états du système
- un état est caractérisé par les rendez-vous acceptables
- un rendez-vous accepté change (éventuellement) l'état

Producteurs/consommateurs à 2 cases



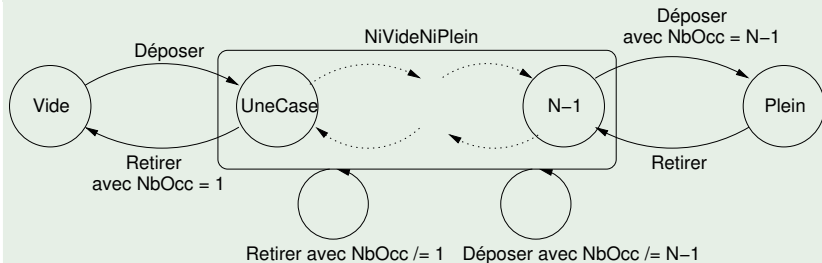
```
task body ProdCons is
  type EtatT is (Vide, NiVideNiPlein, Plein);
  etat : EtatT := Vide;
begin
  loop
    if etat = Vide then
      select
        accept Deposer (msg : in T) do
          deposer_dans_tampon(msg);
        end Deposer;
        etat := NiVideNiPlein;
      end select;
    elsif etat = NiVideNiPlein then
      select
        accept Deposer (msg : in T) do
          deposer_dans_tampon(msg);
        end Deposer;
        etat := Plein;
      or
        accept Retirer (msg : out T) do
          msg := retirer_du_tampon();
        end Retirer;
        etat := Vide;
      end select;
    end if;
  end loop;
end ProdCons;
```

```
elsif etat = Plein then
  select
    accept Retirer (msg : out T) do
      msg := retirer_du_tampon();
    end Retirer;
    etat := NiVideNiPlein;
  end select;
end if;
end loop;
end ProdCons;
```


Automate paramétré

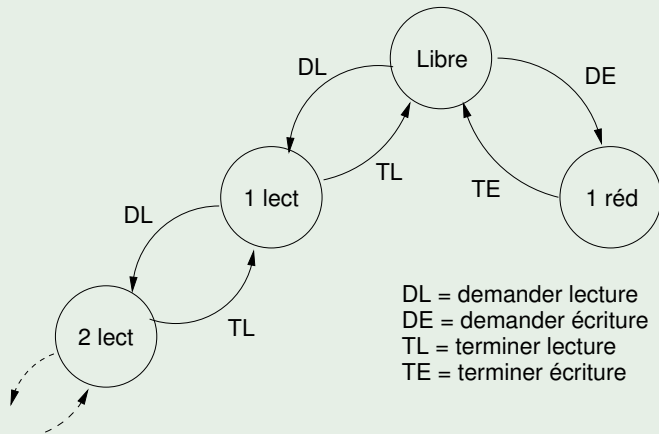
Représenter un *ensemble d'états* comme un unique état *paramétré*.
Les valeurs du paramètre différenciant les états de l'ensemble peuvent être utilisées pour étiqueter les transitions.

Producteurs/consommateurs à N cases



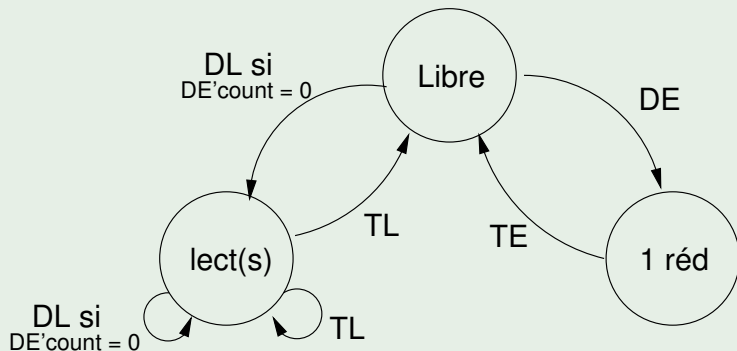
Lecteurs/rédacteurs

Lecteurs/rédacteurs



Lecteurs/rédacteurs prio rédacteurs

Lecteurs/rédacteurs prio rédacteurs



Dynamacité : activation de tâche

Une tâche peut être activée :

- statiquement : chaque task `T`, déclarée explicitement, est activée au démarrage du programme, avant l'initialisation des modules qui utilisent `T`. *entry*.
- dynamiquement :
 - déclaration par task type `T`
 - activation par allocation : `var t is access T := new T;`
 - possibilité d'activer plusieurs tâches d'interface `T`.



Dynamisme : Terminaison

Une tâche T est potentiellement appelante de T' si

- T' est une tâche statique et le code de T contient au moins une référence à T' ,
- ou T' est une tâche dynamique et (au moins) une variable du code de T référence T' .

Une tâche se termine quand :

- elle atteint la fin de son code,
- ou elle est bloquée en attente de rendez-vous sur un `select` avec clause `terminate` et toutes les tâches potentiellement appelantes sont terminées.

La terminaison est difficile !



Bilan processus communicants

- + Pas de partage implicite de la mémoire (→ isolation)
- + Transfert explicite d'information (→ traçage)
- + Réalisation centralisée et répartie
- + Contrôle fin des interactions
- ~ Méthodologie
- Performance (copies)
- Quelques schémas classiques, faire preuve d'invention (→ attention aux doigts)

