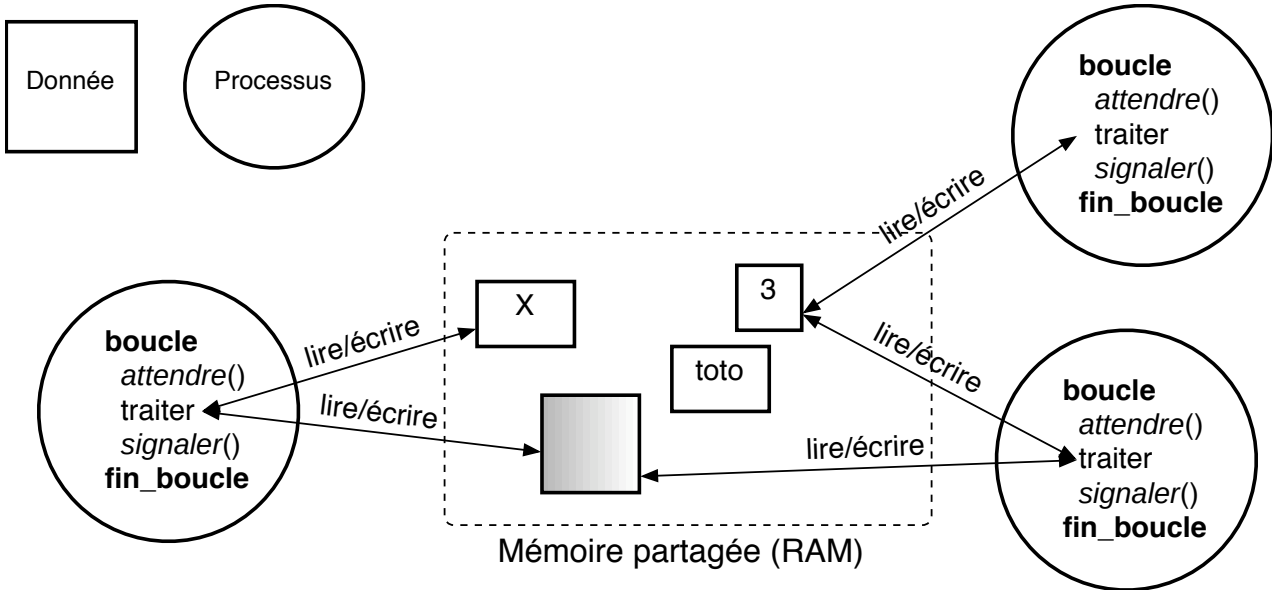
Septième partie

Processus communicants

Contenu de cette partie

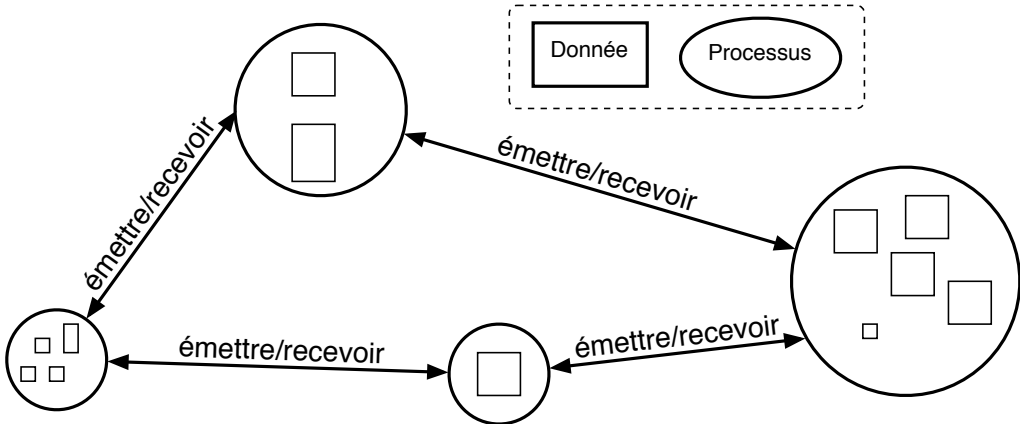
- Modèles de programmation concurrente
- Modèle des processus communicants
- Approche CSP/Go pour la programmation concurrente
  - Goroutine et canaux
  - Communiquer explicitement plutôt que partager implicitement
- Approche Ada pour la programmation concurrente
  - Tâches et rendez vous
  - Démarche 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

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 ≈ appel de procédure

- Émission asynchrone ⇒ buffers (messages émis non reçus)
- Synchrone ⇒ 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 ⇒ attendre
- Si un seul des choix est faisable ⇒ le faire
- Si plusieurs choix sont faisables ⇒ sélection non-déterministe (arbitraire)

Divers

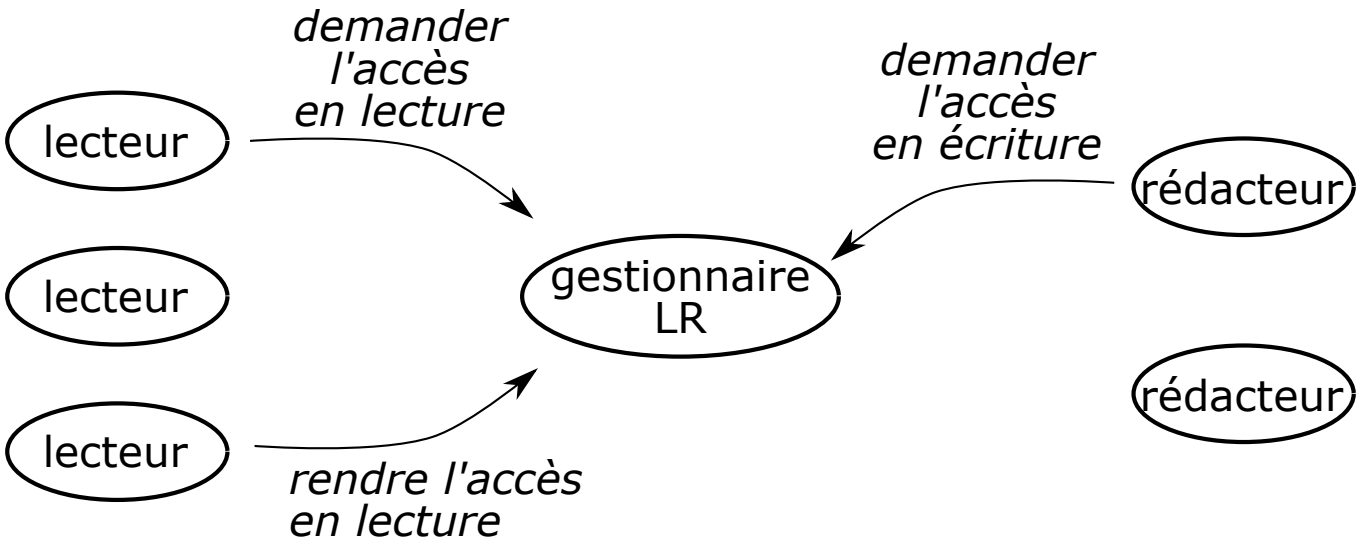
- Asynchrone $\Rightarrow$ perte de messages ? (buffer plein par exemple)
- Construction d'une émission bloquante (rendez-vous) en cas d'émission non bloquante :

```
   (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 $\mathcal{O}p$,

- 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

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 $\sim$ activité/thread
  - une fonction s'exécutant indépendant (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
```

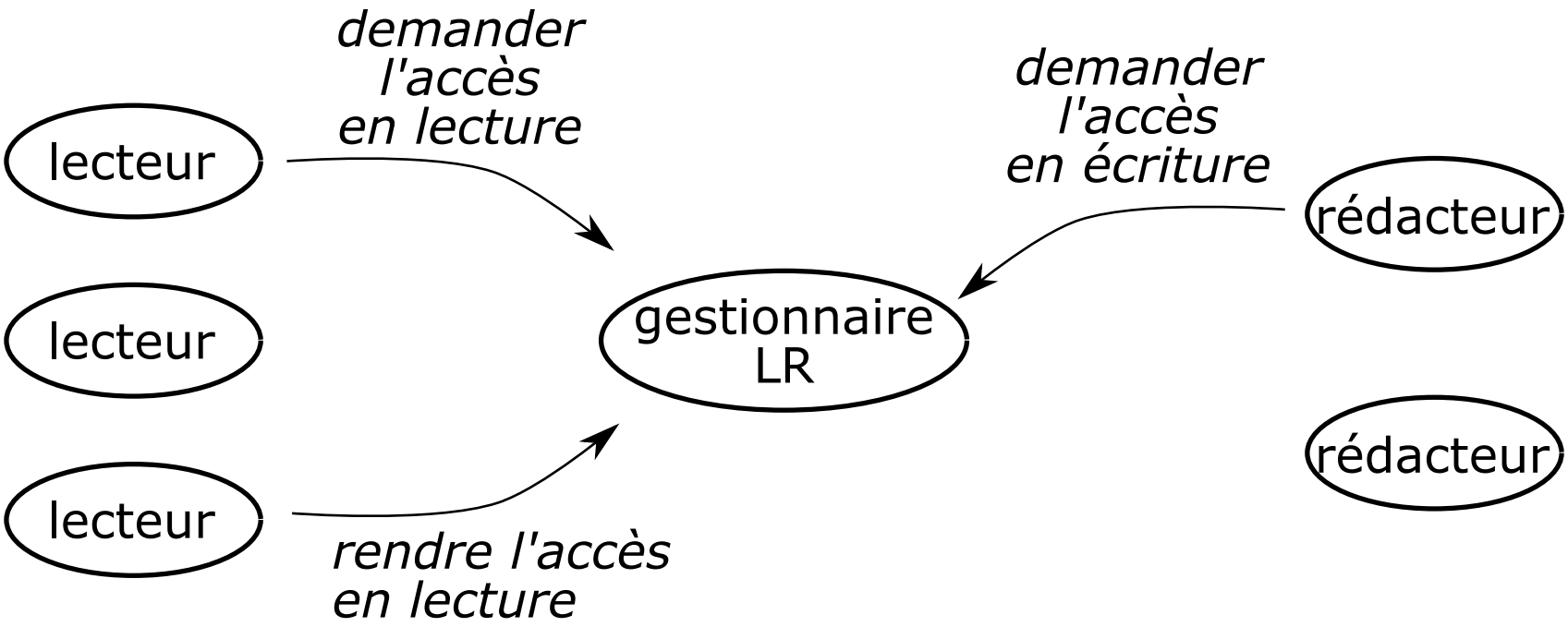
Bilan

- 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 ⇒ 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
  }
}
```

Lecteurs/rédacteurs

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

Modèle Ada

Intérêt

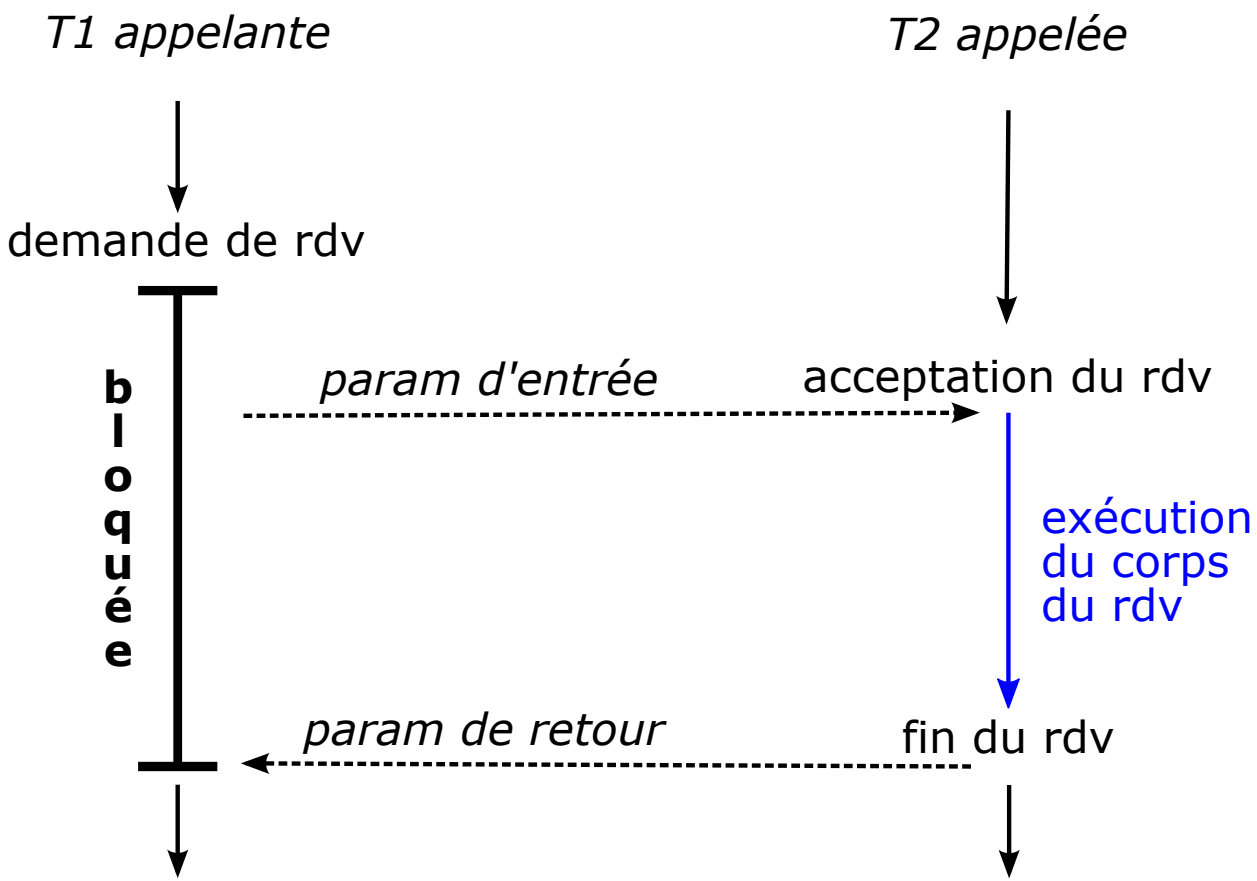
- Modèle adapté à la répartition, contrairement aux sémaphores ou aux moniteurs, intrinsèquement centralisés.
- Similaire au modèle client-serveur.
- Contrôle plus fin du moment où les interactions ont lieu.

Vocabulaire : tâche = activité

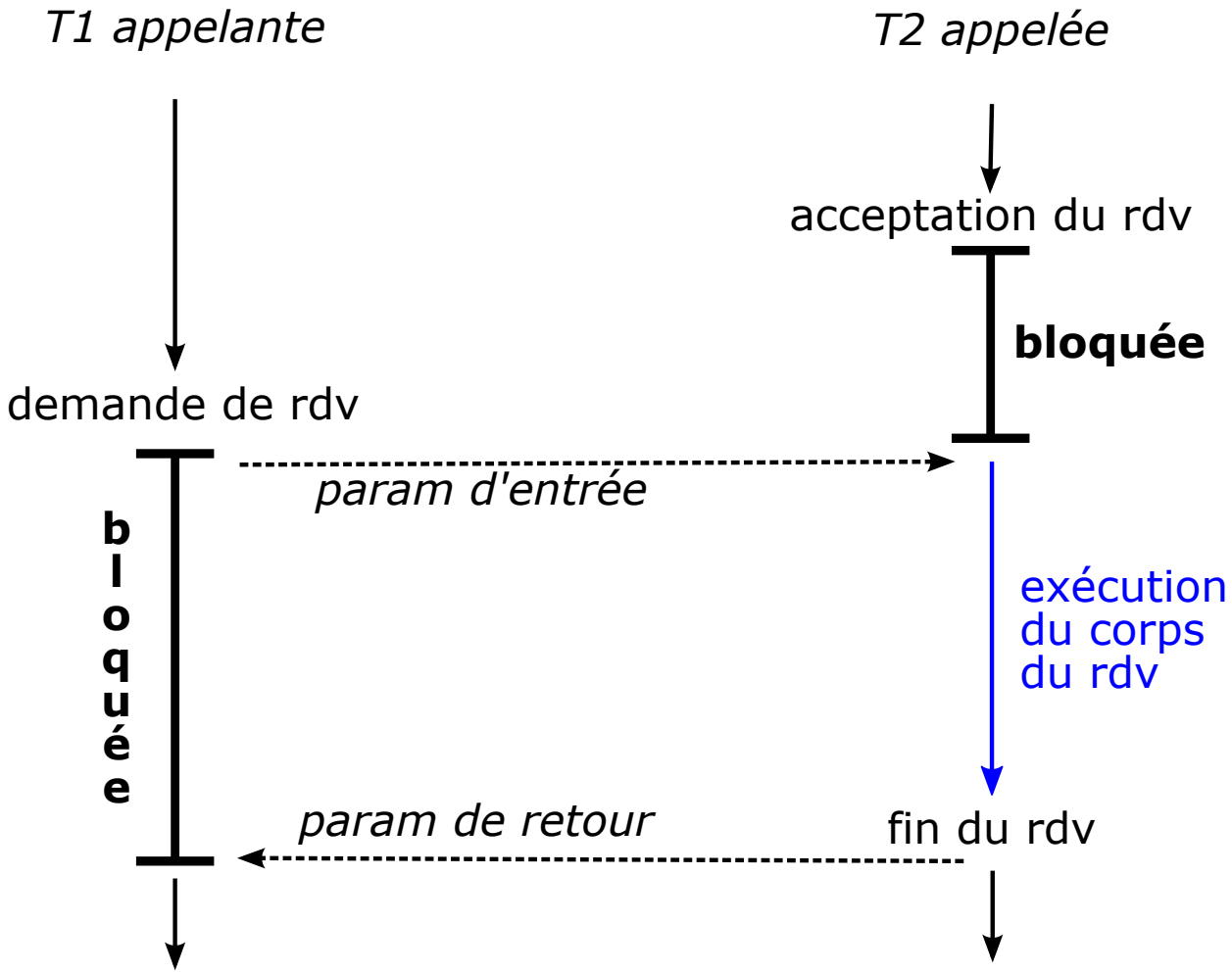
Principe du rendez-vous

- 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

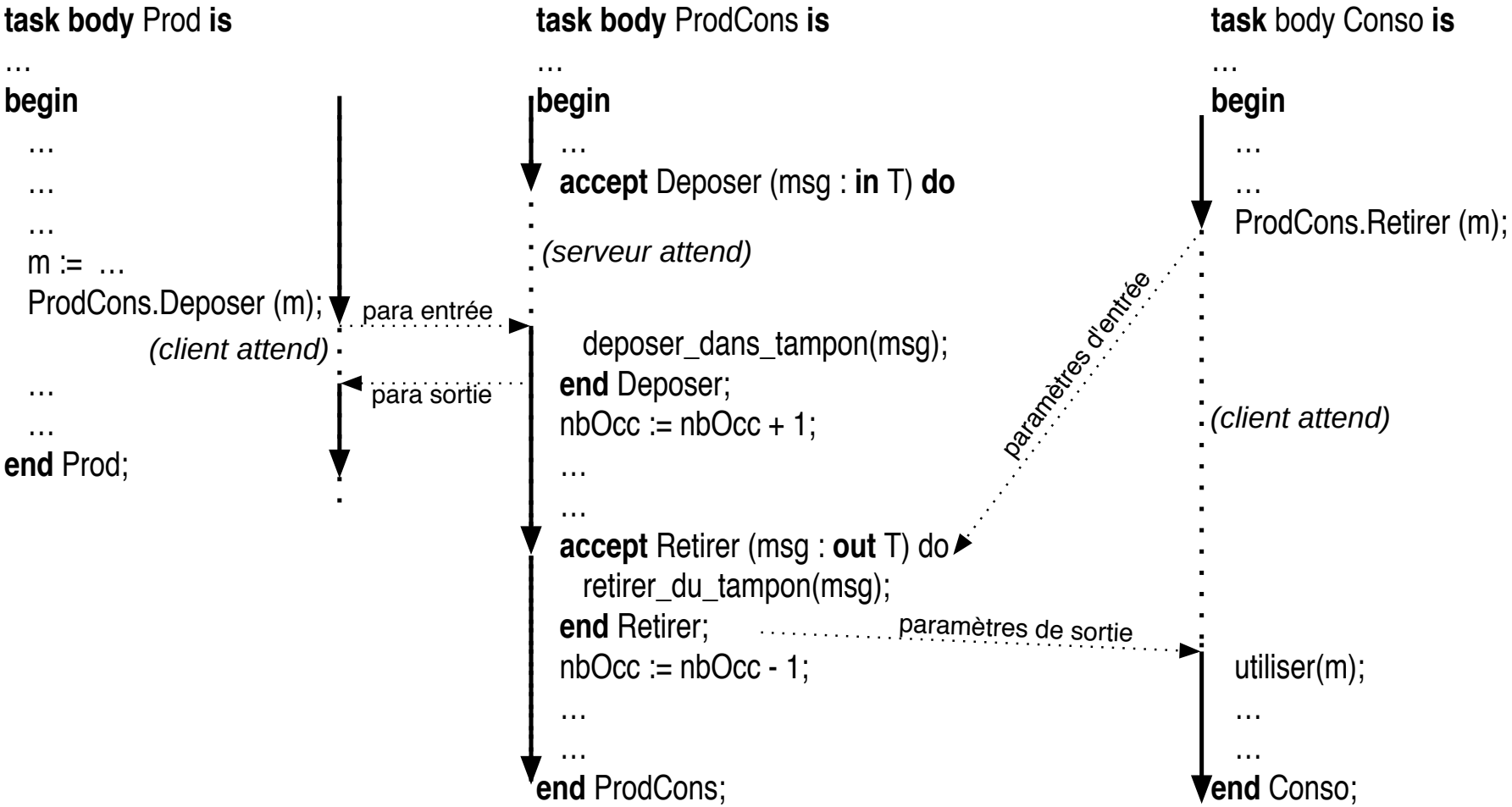
```
task ProdCons is
   entry Deposer (msg: in T);
   entry Retirer (msg: out T);
end ProdCons;
```

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;
```

Producteurs/consommateurs – un exemple d'exécution



Remarques

- Les `accept` ne peuvent figurer que dans le corps des tâches.
- `accept` sans corps $\rightarrow$ 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;
```

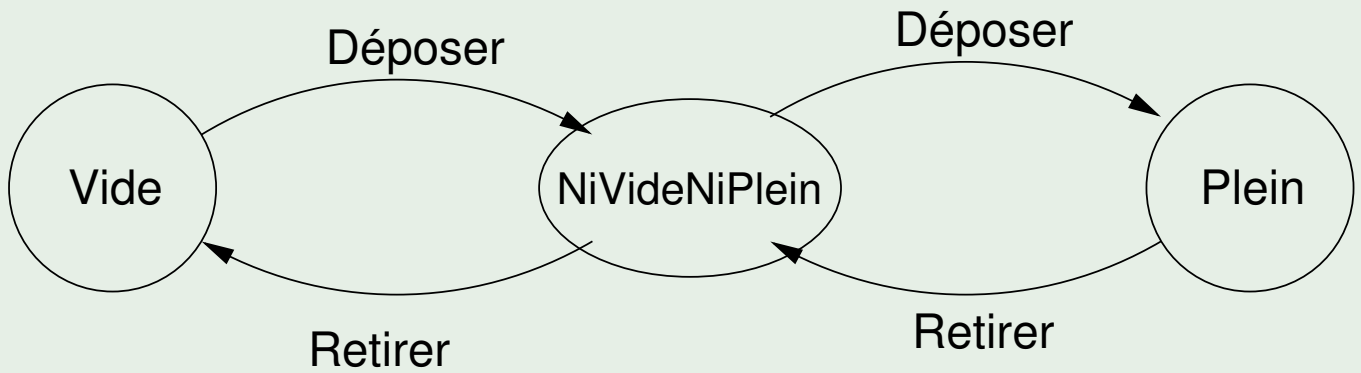
```
task body Allocateur is
   nbDispo : integer := N;
begin
   loop
      select
          accept Demander (nbDemandé : in natural) do
              while nbDemandé > nbDispo loop
                  accept Rendre (nbRendu : in natural) do
                      nbDispo := nbDispo + nbRendu;
         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

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



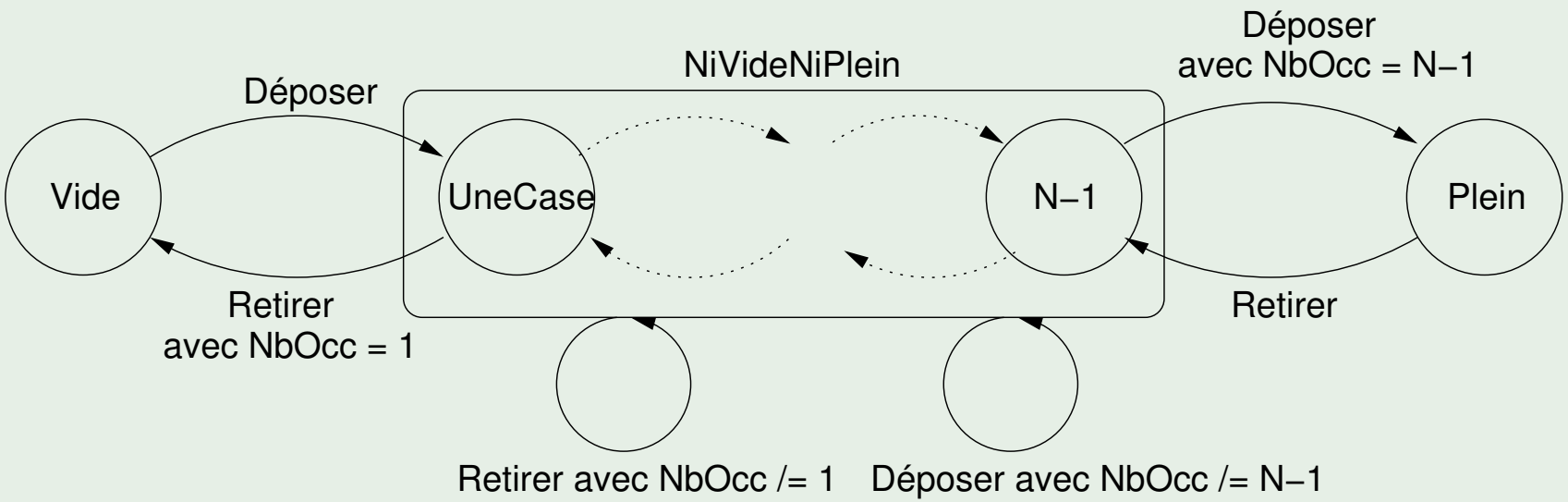
```
task body ProdCons is
   type EtatT is (Vide, NiVideNiPlein, Plein);
   etat : EtatT := Vide;
begin
   loop
      if etat = Vide then
            select
               accept Deposer (msg : in T) do
                  deposer_dans_tampon(msg);
               end Deposer;
               etat := NiVideNiPlein;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

```
      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

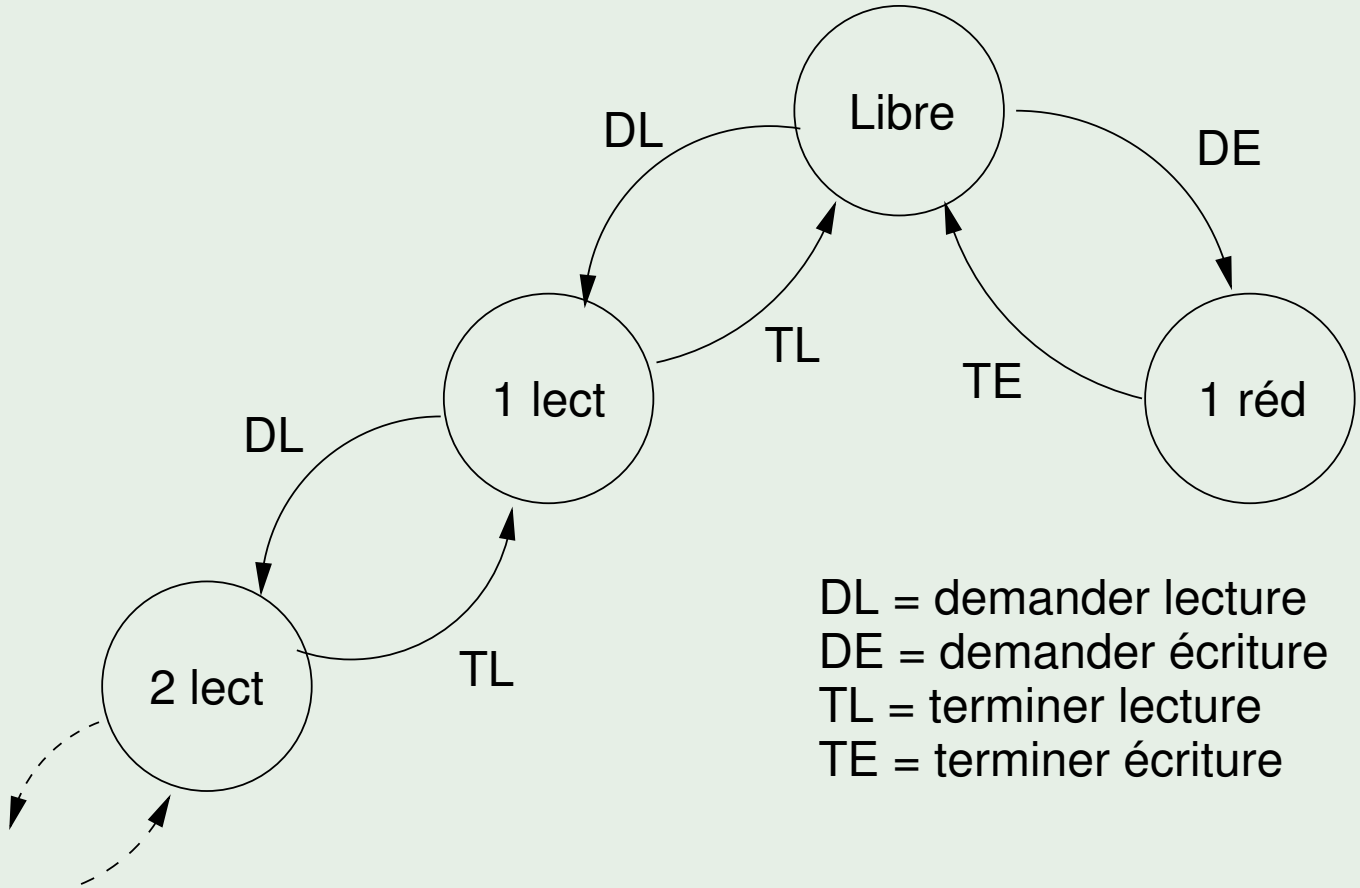
Représenter un *ensemble d'états* comme un unique état *paramétré*.
Les valeurs du paramètre différenciant les états de l'ensemble peuvent être utilisées pour étiqueter les transitions.

Producteurs/consommateurs à N cases



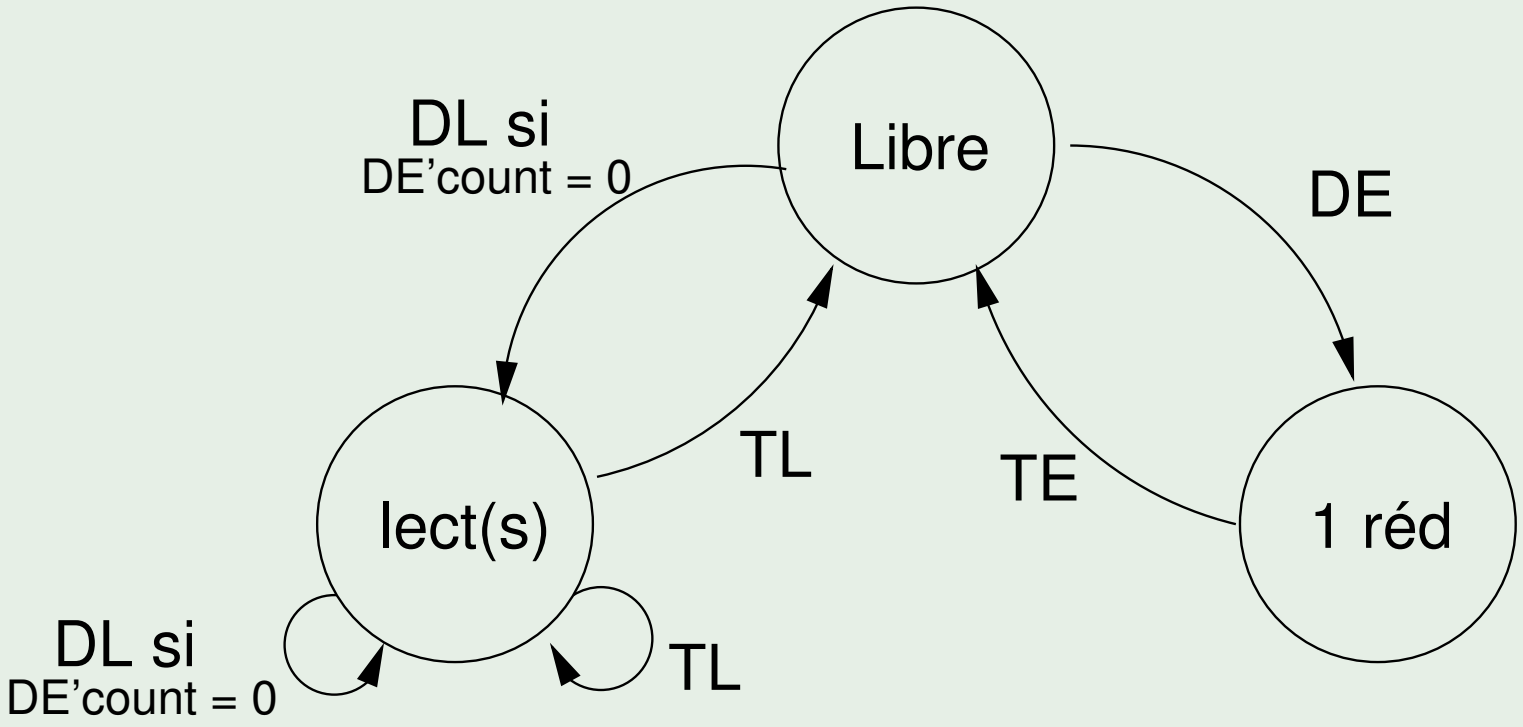
Lecteurs/rédacteurs

Lecteurs/rédacteurs



Lecteurs/rédacteurs prio rédacteurs

Lecteurs/rédacteurs prio rédacteurs



Dynamicité : 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`.

Dynamicité :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 ($\rightarrow$ isolation)
+ Transfert explicite d'information ($\rightarrow$ traçage)
+ Réalisation centralisée et répartie
+ Contrôle fin des interactions
$\sim$ Méthodologie
– Performance (copies)
– Quelques schémas classiques, faire preuve d'invention ($\rightarrow$ attention aux doigts)