Systèmes concurrents

2SN

ENSEEIHT
Département Sciences du Numérique

3 octobre 2022

Sixième partie

Programmation multiactivité
Java & Posix Threads

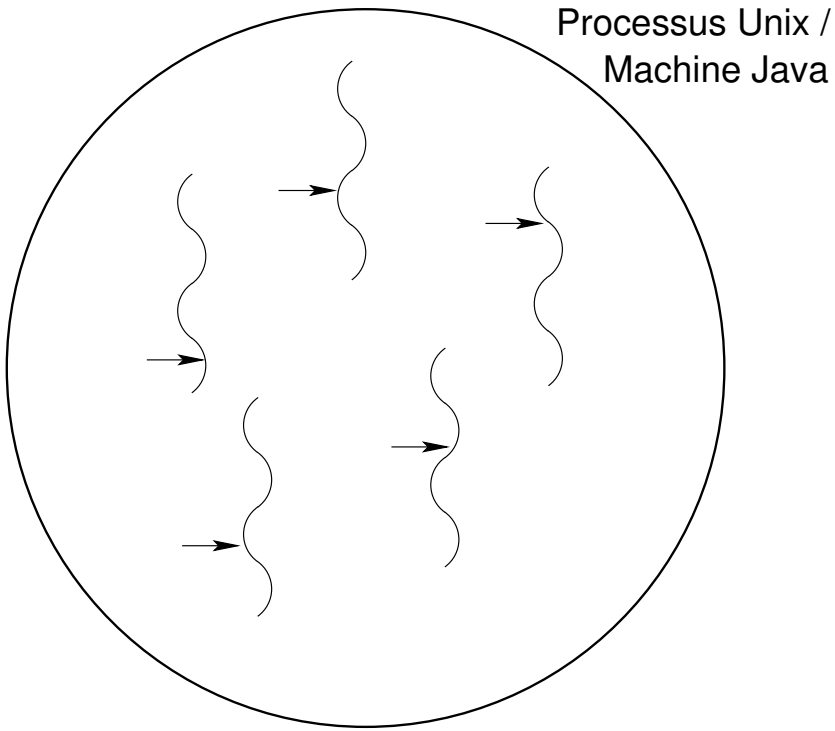
Contenu de cette partie

Préparation aux TPs : présentation des outils de programmation concurrente autour de la plateforme Java

- notion de processus léger
- présentation de la plateforme
- classe `Thread`
- objets de synchronisation : moniteurs, sémaphores...
- régulation des activités : pools d'activités, appels asynchrones, fork/join...
- outils de synchronisation de bas niveau
- autres environnements et modèles : Posix, OpenMP...

Plan

Processus multiactivité



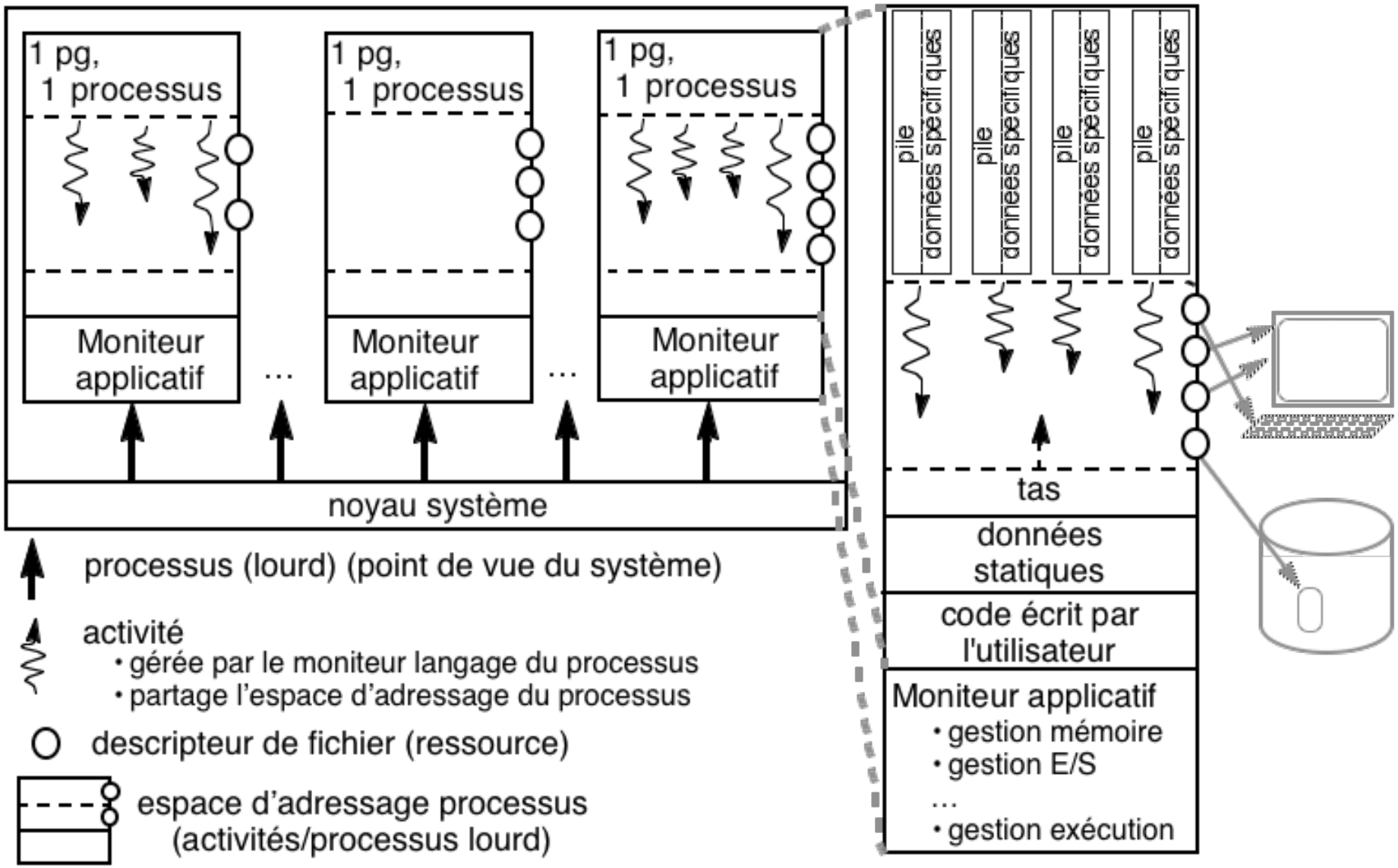
1 espace d'adressage, plusieurs flots de contrôle.
$\Rightarrow$ plusieurs activités (ou processus légers) au sein d'un même processus UNIX / d'une même machine virtuelle Java.

Processus lourds vs légers

- *Processus lourds* : représentent l'exécution d'une application, du point de vue du système
  - → unité d'allocation de ressources
    - isolation des espaces d'adressage
    - commutation coûteuse
- *Processus légers* (threads, activités...) :
  - unité d'exécution : résulte de la décomposition d'un traitement en sous-traitements parallèles, pour tirer profit de la puissance de calcul disponible, ou simplifier la conception
  - les ressources (mémoire, fichiers...) du processus lourd exécutant un traitement sont partagées entre les activités réalisant ce traitement

    chaque activité a sa pile d'exécution et son contexte processeur, mais les autres éléments sont partagés
  - une bibliothèque applicative (≪ moniteur ≫) gère le partage entre activités du temps processeur alloué au processus lourd → commutation plus efficace.

Mise en œuvre des processus légers



Difficultés de mise en œuvre des processus légers

L'activité du moniteur applicatif est opaque pour le système d'exploitation : le moniteur du langage multiplexe les ressources d'un processus lourd entre ses activités, sans appel au noyau.

→ commutation de contexte plus légère, mais

- appels système usuellement bloquants
  → 1 activité bloquée ⇒ toutes les activités bloquées
  → utiliser des appels systèmes non bloquants (s'ils existent) au niveau du moniteur applicatif, et gérer l'attente,
- réaction aux événements asynchrones a priori ≪ lente ≫
  → définir 1 service d'événements au niveau du moniteur applicatif, et utiliser (si c'est possible) le service d'événements système

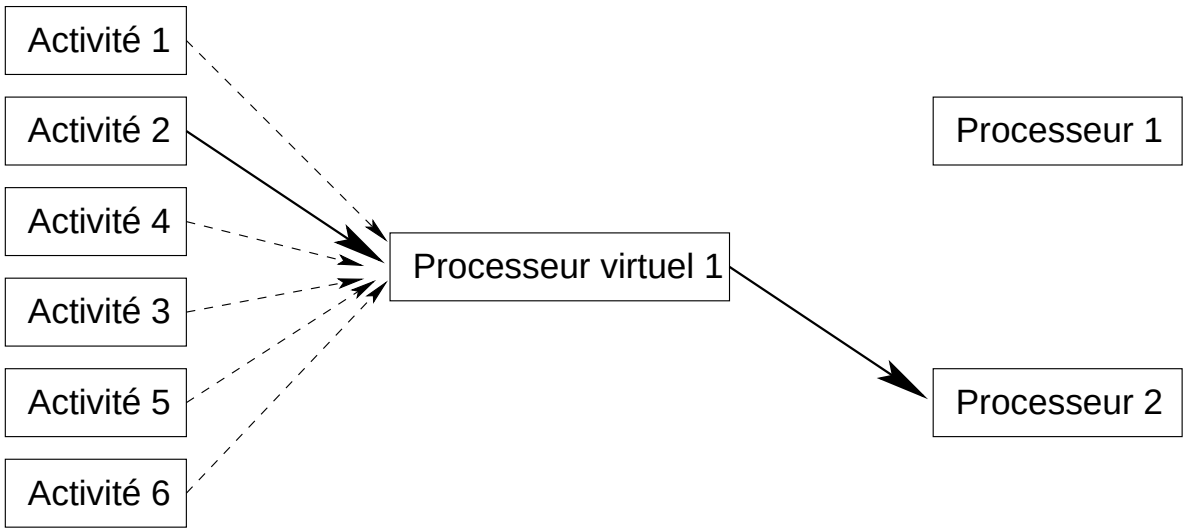
Remarque : la mise en œuvre des processus légers est directe lorsque le système d'exploitation fournit un service d'activités noyau et permet de coupler activités noyau et activités applicatives

Processeurs virtuels

Entre le processeur physique et les activités, il existe généralement une entité interne au noyau, appelé *kernel process* ou *processeur virtuel*.
Cette entité est *généralement* l'unité de blocage : un appel système bloquant (`read`...) bloque le processeur virtuel qui l'exécutait.

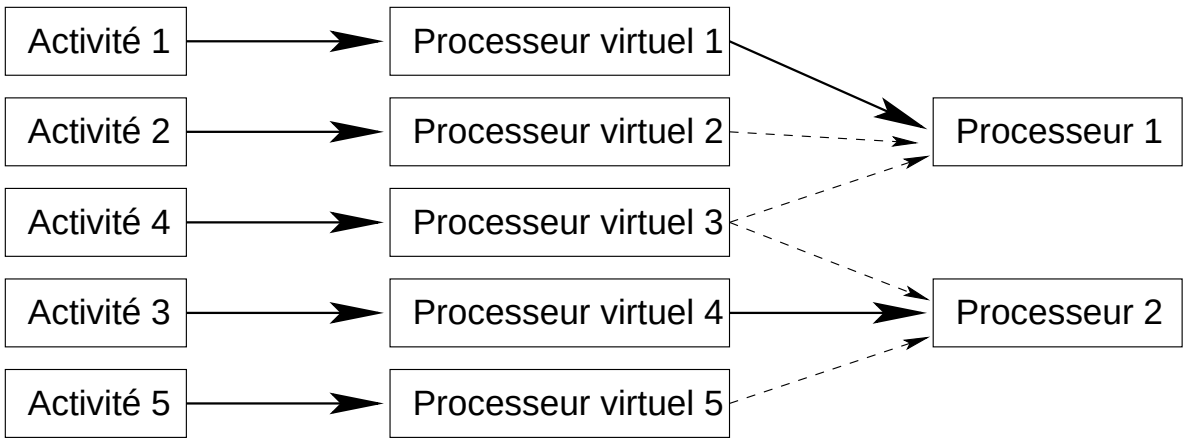
1. Many-to-one : 1 seul processeur virtuel par processus
2. Many-to-many : 1 processeur virtuel par activité
3. Many-to-few : quelques processeurs virtuels par processus

Many-to-one



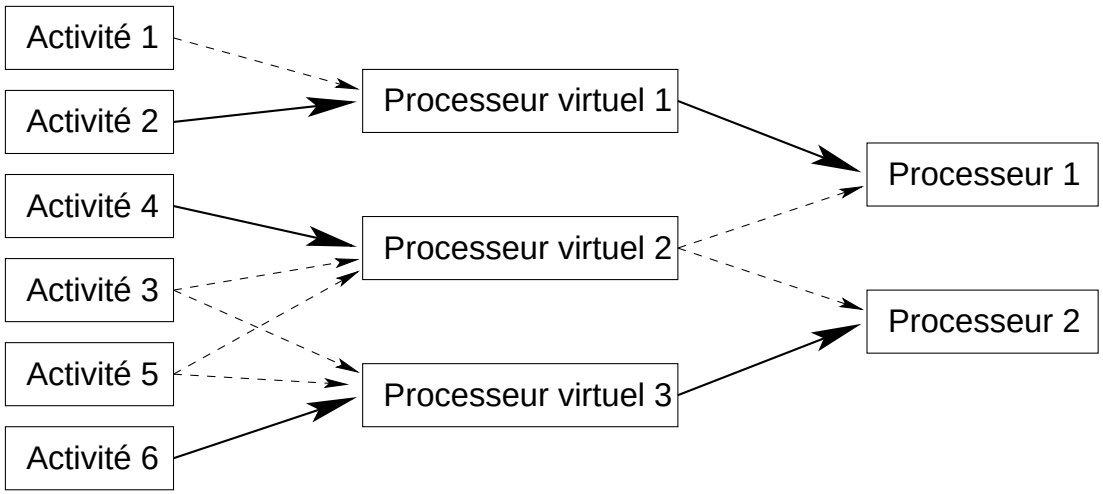
+ commutation entre activités efficace
+ implantation simple et portable
– pas de bénéfice si plusieurs processeurs
– blocage du processus (donc de toutes les activités) en cas d'appel système bloquant, ou implantation complexe

Many-to-many



+ vrai parallélisme si plusieurs processeurs physiques
+ pas de blocage des autres activités en cas d'appel bloquant
– commutation moins efficace (dans le noyau)
– ressources consommées élevées

Many-to-few



+ vrai parallélisme si plusieurs processeurs physiques
+ meilleur temps de commutation
+ meilleur rapport ressources/nombre d'activités
+ pas de blocage des autres activités en cas d'appel bloquant
– complexe, particulièrement si création automatique de nouveaux processeurs virtuels
– faible contrôle des entités noyau

Plan

Conception d'applications parallèles en Java

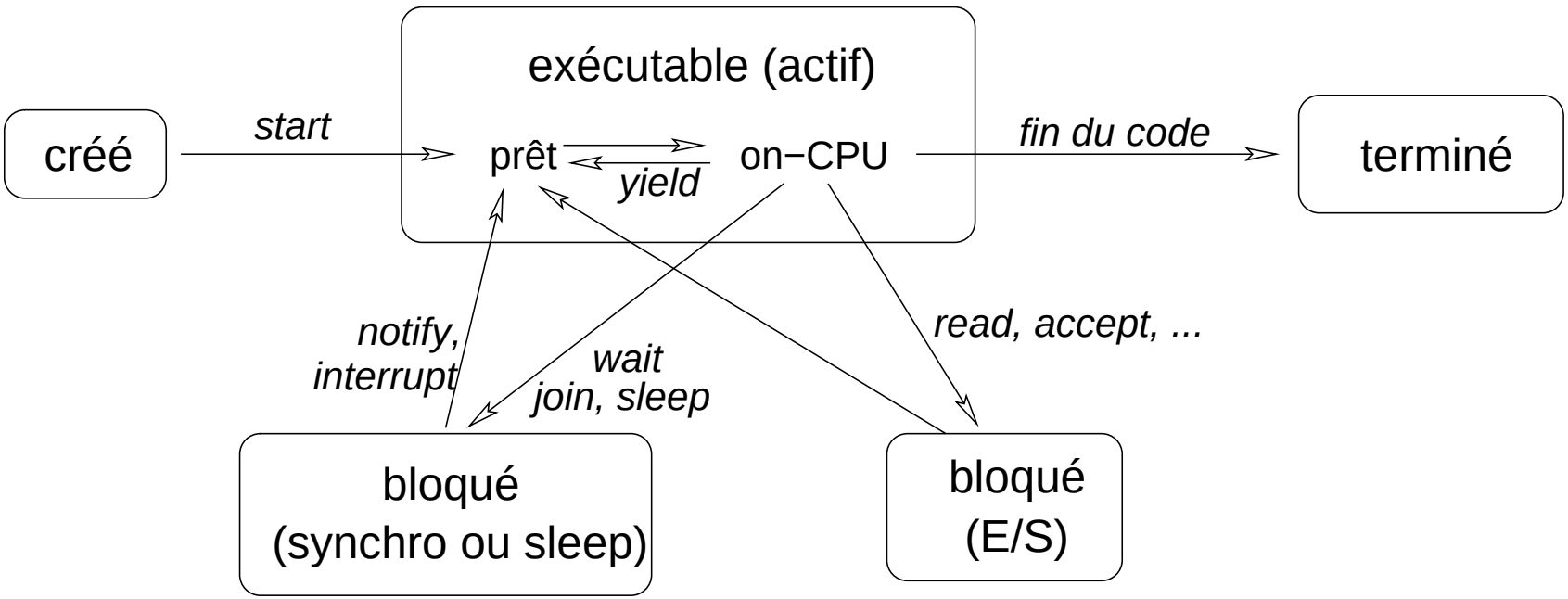
Java permet de manipuler

- les processus (lourds) : classes `java.lang.ProcessBuilder` et `java.lang.Process`
- les activités (processus légers) : classe `java.lang.Thread`

Le degré de parallélisme des applications Java peut être

- contrôlé directement (manipulation des threads)
- ou régulé
  - explicitement : interface `java.util.concurrent.Executor`
  - implicitement : programmation asynchrone/fonctionnelle

Cycle de vie d'une activité



Création d'une activité – interface `Runnable`

Code d'une activité

```
class MonActivité implements Runnable {
        public void run() { /* code de l'activité */ }
}
```

Création d'une activité

```
 Runnable a = new MonActivité(...);
 Thread t = new Thread(a); // activité créée
 t.start(); // activité démarrée
...
 t.join(); // attente de la terminaison
```

```
Thread t = new Thread(() -> { /* code de l'activité */ });
t.start();
```

Création d'activités – exemple

```
class Compteur implements Runnable {
    private int max;
    private int step;
    public Compteur(int max, int step) {
        this.max = max; this.step = step;
    }
    public void run() {
        for (int i = 0; i < max; i += step)
          System.out.println(i);
    }
}

public class DemoThread {
    public static void main (String[] a) {
        Compteur c2 = new Compteur(10, 2);
        Compteur c3 = new Compteur(15, 3);
        new Thread(c2).start();
        new Thread(c3).start();
    }
}
```

Création d'une activité – héritage de `Thread`

Héritage de la classe `Thread` et redéfinition de la méthode `run` :

Définition d'une activité

```
class MonActivité extends Thread {
        public void run() { /* code de l'activité */ }
}
```

Utilisation

```
MonActivité t = new MonActivité(); // activité créée
t.start(); // activité démarrée
...
t.join(); // attente de la terminaison
```

Déconseillé : risque d'erreur de redéfinition de `Thread.run`.

Quelques méthodes

Classe `Thread` :

`static Thread currentThread()`
: obtenir l'activité appelante

`static void sleep(long ms) throws InterruptedException`
: suspend l'exécution de l'activité appelante pendant la durée indiquée (ou jusqu'à ce que l'activité soit interrompue)

`void join() throws InterruptedException`
: suspend l'exécution de l'activité appelante jusqu'à la terminaison de l'activité sur laquelle `join()` est appliquée (ou jusqu'à ce que l'activité appelante soit interrompue)

Interruption

Mécanisme minimal permettant d'interrompre une activité.
La méthode `interrupt()` appliquée à une activité provoque

soit la levée de l'exception `InterruptedException` si l'activité est bloquée sur une opération de synchronisation (`Thread.join`, `Thread.sleep`, `Object.wait`...)

soit le positionnement d'un indicateur `interrupted`, testable :

`boolean isInterrupted()` qui renvoie la valeur de l'indicateur de l'activité sur laquelle cette méthode est appliquée ;

`static boolean interrupted()` qui renvoie et *efface* la valeur de l'indicateur de l'activité appelante.

Pas d'interruption des entrées-sorties bloquantes ⇒ peu utile.

Données localisées / spécifiques

Un même objet localisé (instance de `InheritableThreadLocal` ou `ThreadLocal`) possède une valeur spécifique dans chaque activité.

```
class MyValue extends ThreadLocal {
    // surcharger éventuellement initValue
}
class Common {
    static MyValue val = new MyValue();
}
// thread t1                    ||  // thread t2
o = new Integer(1);             ||  o = "machin";
Common.val.set(o);              ||  Common.val.set(o);
x = Common.val.get();           ||  x = Common.val.get();
```

Utilisation ≈ variable globale propre à chaque activité : identité de l'activité, priorité, date de création, requête traitée...

Plan

Objets de synchronisation

Le paquetage `java.util.concurrent` fournit

- une réalisation des moniteurs
- divers autres objets de synchronisation
  - barrière
  - sémaphore
  - compteur
  - ...
- le contrôle du degré de parallélisme : `Thread`, `Executor`
- des structures de données autorisant/facilitant les accès concurrents
  - accès atomiques : `ConcurrentHashMap`...
  - accès non bloquants : `ConcurrentLinkedQueue`

Moniteur Java

Principe des moniteurs

- 1 verrou assurant l'exclusion mutuelle
- plusieurs variables conditions associées à ce verrou
- attente/signalement de ces variables conditions
- = un moniteur
- pas de priorité au signalé et pas de file des signalés

Moniteur Java - un producteur/consommateur (1)

```
import java.util.concurrent.locks.*;
class ProdCon {
  Lock verrou = new ReentrantLock();
  Condition pasPlein = verrou.newCondition();
  Condition pasVide = verrou.newCondition();
  Object[] items = new Object[100];
  int depot, retrait, nbElems;

  public void deposer(Object x) throws InterruptedException {
      verrou.lock();
      while (nbElems == items.length)
          pasPlein.await();
      items[depot] = x;
      depot = (depot + 1) % items.length;
      nbElems++;
      pasVide.signal();
      verrou.unlock();
  }
  ...
```

Moniteur Java - un producteur/consommateur (2)

```
    ...
    public Object retirer () throws InterruptedException {
        verrou.lock();
        while (nbElems == 0)
          pasVide.await();
        Object x = items[ retrait ];
         retrait = ( retrait + 1) % items.length;
        nbElems--;
        pasPlein.signal();
        verrou.unlock();
        return x;
    }
}
```

Sémaphores

Sémaphore

```
Semaphore sem = new Semaphore(1); // nb initial de jetons
sem.acquire();                    // = down
sem.release();                    // = up
```

```
public class ProdConSem {
  private Semaphore mutex, placesVides, placesPleines ;
  private Object[] items;
  private int depot, retrait ;
  public ProdConSem(int nbElems) {
      items = new Object[nbElems];
      depot = retrait = 0;
      placesVides = new Semaphore(nbElems);
      placesPleines = new Semaphore(0);
      mutex = new Semaphore(1);
  }
  ...
```

Sémaphores - un producteur/consommateur (2)

```
    ...
    public void deposer(Object x) throws InterruptedException {
        placesVides.acquire();
        mutex.acquire();
        items[depot] = x;
        depot = (depot + 1) % items.length;
        mutex.release();
        placesPleines.release();
    }

    public Object retirer() throws InterruptedException {
        placesPleines.acquire();
        mutex.acquire();
        Object x = items[retrait];
        retrait = (retrait + 1) % items.length;
        mutex.release();
        placesVides.release();
        return x;
    }
}
```

Producteurs/consommateurs

Paquetage `java.util.concurrent`

BlockingQueue

`BlockingQueue` = producteurs/consommateurs (interface)

`LinkedBlockingQueue` = prod./cons. à tampon non borné

`ArrayBlockingQueue` = prod./cons. à tampon borné

```
BlockingQueue bq = new ArrayBlockingQueue(4); // capacité
bq.put(m);      // dépôt (bloquant) d'un objet en queue
x = bq.take(); // obtention (bloquante) de l'objet en tête
```

Barrière

java.util.concurrent.CyclicBarrier

Rendez-vous bloquant entre N activités : passage bloquant tant que les N activités n'ont pas demandé à franchir la barrière ; passage autorisé pour toutes quand la N-ième arrive.

```
CyclicBarrier barriere = new CyclicBarrier(3);
for (int i = 0; i < 8; i++) {
    Thread t = new Thread(
        () -> { barriere.await();
                System.out.println("Passé !");
              });
    t.start();
}
```

Généralisation : la classe `Phaser` permet un rendez-vous (bloquant ou non) pour un *groupe variable* d'activités.

Compteurs, Verrous L/R

java.util.concurrent.countDownLatch

init(N)	valeur initiale du compteur
await()	bloque si strictement positif, rien sinon.
countDown()	décrémente (si strictement positif). Lorsque le compteur devient nul, toutes les activités bloquées sont débloquées.

interface `java.util.concurrent.locks.ReadWriteLock`

Verrous pouvant être acquis en mode

- exclusif (`writeLock().lock()`),
- partagé avec les autres non exclusifs (`readLock().lock()`)

→ schéma lecteurs/rédacteurs.

Implantation : `ReentrantReadWriteLock` (avec/sans équité)

Atomicité à grain fin

Outils pour réaliser la coordination par l'accès à des données partagées, plutôt que par suspension/réveil (attente/signal d'événement)

- le paquetage `java.util.concurrent.atomic` fournit des classes qui permettent des accès atomiques cohérents,
- et des opérations de mise à jour conditionnelle du type `TestAndSet`.
- Les lectures et écritures des références déclarées `volatile` sont atomiques et cohérentes.

$\Rightarrow$ synchronisation non bloquante

Danger

Concevoir et valider de tels algorithmes est très ardu. Ceci a motivé la définition d'objets de synchronisation (sémaphores, moniteurs...) et de patrons (producteurs/consommateurs...)

Plan

Services de régulation du parallélisme : exécuteurs

Idée

Séparer la création et la vie des activités des autres aspects (fonctionnels, synchronisation...)
→ définition d'un service de gestion des activités (exécuteur), régulant/adaptant le nombre d'activités effectivement actives, en fonction de la charge courante et du nombre de CPU disponibles :

- trop d'activités → consommation de ressources inutile
- pas assez d'activités → capacité de calcul sous-utilisée

Interfaces d'exécuteurs

- Interface `java.util.concurrent.Executor` :
  `void execute(Runnable r)`,
  - fonctionnellement équivalente à `(new Thread(r)).start()`
  - mais `r` ne sera pas forcément exécuté immédiatement / par une nouvelle activité.
- Interface `java.util.concurrent.ExecutorService` :
  `Future<T> submit(Callable<T> task)`
  soumission d'une tâche rendant un résultat, récupérable ultérieurement, de manière asynchrone.
- L'interface `ScheduledExecutorService` est un `ExecutorService`, avec la possibilité de spécifier un calendrier (départs, périodicité...) pour les tâches exécutées.

Utilisation d'un Executor (sans lambda)

```
import java.util.concurrent.*;
public class ExecutorExampleOld {
 public static void main(String[] a) throws Exception {
    final int NB = 10;
    ExecutorService exec = Executors.newCachedThreadPool();
    Future<?>[] res = new Future<?>[NB];
    for (int i = 0; i < NB; i++) { // lancement des travaux
      int j = i;
      exec.execute(new Runnable() {
                        public void run() {
                            System.out.println("hello" + j); }});
      res[i] = exec.submit(new Callable<Integer>() {
                        public Integer call() { return 3 * j; }});
    }
    // récupération des résultats
    for (int i = 0; i < NB; i++) {
        System.out.println(res[i].get());
    }
 }
}
```

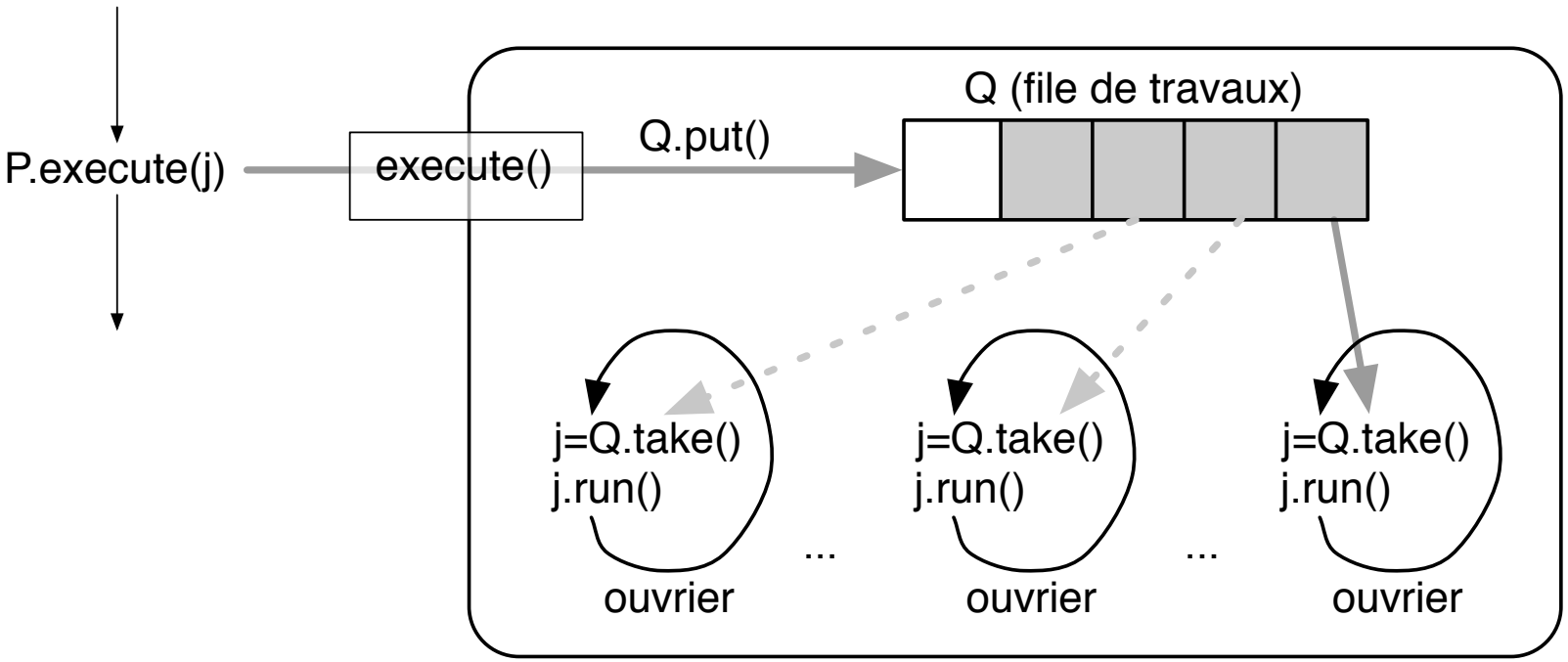
Utilisation d'un Executor (avec lambda)

```
import java.util.concurrent.*;
public class ExecutorExample {
 public static void main(String[] a) throws Exception {
    final int NB = 10;
    ExecutorService exec = Executors.newCachedThreadPool();
    Future<?>[] res = new Future<?>[NB];

    // lancement des travaux
    for (int i = 0; i < NB; i++) {
      int j = i;
      exec.execute(() -> { System.out.println("hello" + j); });
      res[i] = exec.submit(() -> { return 3 * j; });
    }

    // récupération des résultats
    for (int i = 0; i < NB; i++) {
        System.out.println(res[i].get());
    }
 }
}
```

Pool de Threads

Schéma de base pour la plupart des implémentations d'exécuteurs

- Une file d'attente de travaux à effectuer
- Un ensemble (fixe ou dynamique) d'activités (ouvriers)
- Une politique de distribution des travaux aux activités (réalisée par un protocole ou par une activité)



Pool P *[sans politique de distribution particulière (file partagée)]*

Implantation minimale d'un pool de threads

```
import java.util.concurrent.*;
public class NaiveThreadPool2 implements Executor {
  private BlockingQueue<Runnable> queue;

  public NaiveThreadPool2(int nthr) {
    queue = new LinkedBlockingQueue<Runnable>();
    for (int i=0; i<nthr; i++)
        (new Thread(new Worker())).start();
  }

  public void execute(Runnable job) { queue.put(job); }

  private class Worker implements Runnable {
    public void run() {
      while (true) {
        Runnable job = queue.take(); // bloque si besoin
        job.run();
      }
  }}
}
```

Exécuteurs prédéfinis

`java.util.concurrent.Executors` est une fabrique pour des stratégies d'exécution :

- Nombre fixe d'activités : `newSingleThreadExecutor()`, `newFixedThreadPool(int nThreads)`
- Nombre d'activités adaptable : `newCachedThreadPool()`
  - Quand il n'y a plus d'activité disponible et qu'un travail est déposé, création d'une nouvelle activité
  - Quand la queue est vide et qu'un délai suffisant (p.ex. 1 min) s'est écoulé, terminaison d'une activité inoccupée
- Parallélisme massif avec vol de jobs : `newWorkStealingPool(int parallelism)`

`java.util.concurrent.ThreadPoolExecutor` permet de contrôler les paramètres de la stratégie d'exécution : politique de la file (FIFO, priorités...), file bornée ou non, nombre minimal / maximal de threads...

Évaluation asynchrone : `Callable` et `Future`

- Evaluation paresseuse : l'appel effectif d'une fonction peut être différé (éventuellement exécuté en parallèle avec l'appelant)
- `submit(...)` fournit à l'appelant une référence à la valeur future du résultat.
- L'appelant ne se bloque que quand il doit utiliser le résultat de l'appel (si l'évaluation de celui-ci n'est pas terminée).
  → appel de la méthode `get()` sur le `Future`

```
class FonctionAsynchrone implements Callable<TypeRetour> {
    public TypeRetour call() { ... return v; }
}
ExecutorService ex = Executors.newCachedThreadPool();
Callable<TypeRetour> fonc = new FonctionAsynchrone();
...
Future<TypeRetour> appel = ex.submit(fonc);
...
TypeRetour ret = appel.get(); //éventuellement bloquant
```

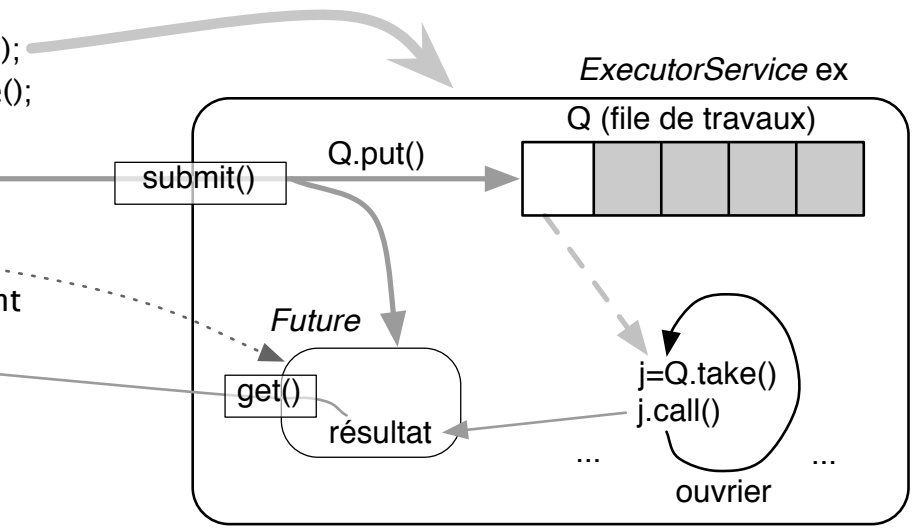
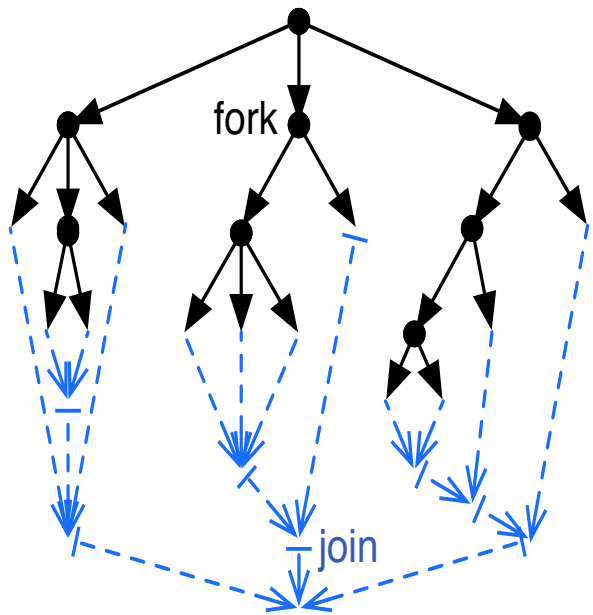


Schéma diviser pour régner (fork/join, map/reduce)

Schéma de base

Résultat résoudre(Problème pb) {
  si (pb est assez petit) {
    résoudre directement pb
  } **sinon** {
    décomposer le problème en parties indépendantes
    fork : créer des (sous-)tâches
              pour résoudre chaque partie
    join : attendre la réalisation de ces (sous-)tâches
    fusionner les résultats partiels
    retourner le résultat
  }

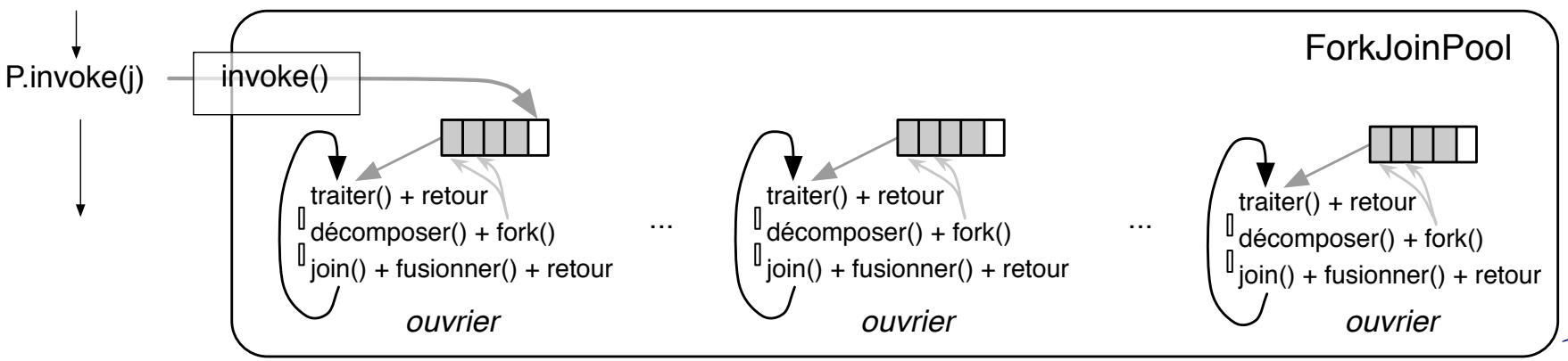


Exécuteur pour le schéma fork/join (1/3)

Difficulté de la stratégie diviser pour régner :
schéma exponentiel + coût de la création d'activités

Classe `ForkJoinPool`

- Ensemble prédéterminé (pool) d'activités,
  chacune équipée d'une file d'attente de travaux à traiter.
- Les activités gérées sont des instances de `ForkJoinTask`
  (méthodes `fork()` et `join()`)



Exécuteur pour le schéma fork/join (2/3)

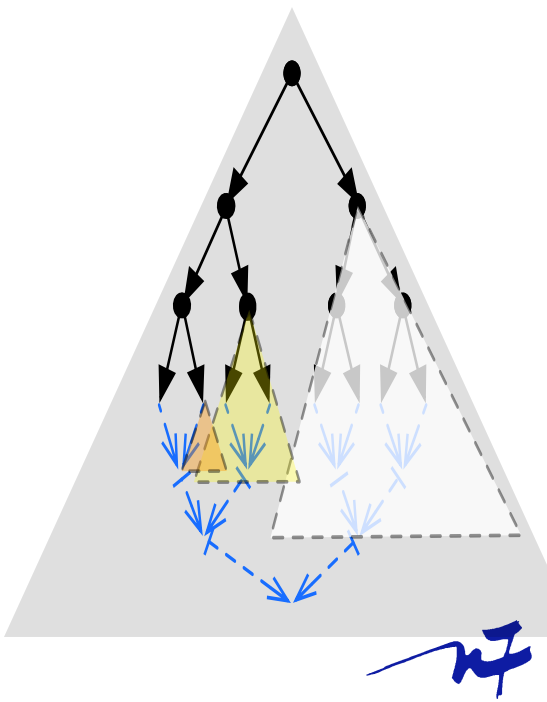
Activité d'un ouvrier du ForkJoinPool :

- Un ouvrier traite la tâche placée en tête de sa file
- Un ouvrier appelant `fork()` ajoute les travaux créés en tête de sa propre file

→

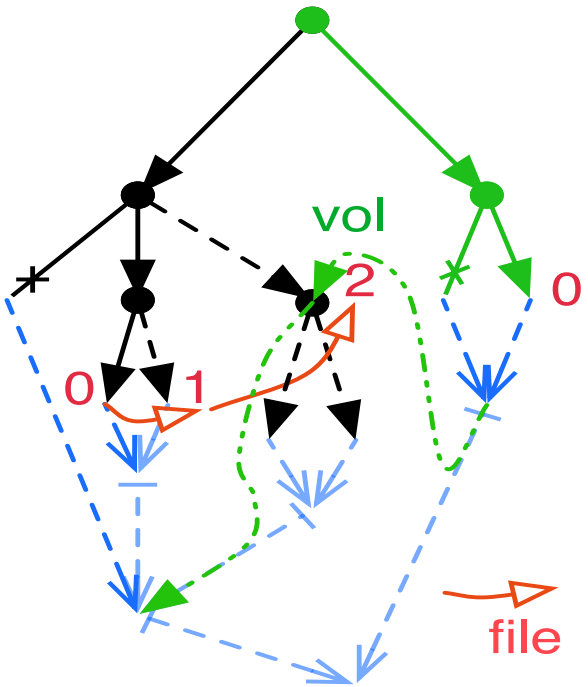
Chaque ouvrier traite un arbre de tâches qu'il

- parcourt et traite en profondeur d'abord → économie d'espace
- construit progressivement en largeur, au fur et à mesure de son parcours : lorsqu'un ouvrier descend d'un niveau, les frères de la tâche à traiter sont créés, et placés en tête de la file d'attente



Exécuteur pour le schéma fork/join (3/3)

Vol de travail : lorsqu'une activité a épuisé les travaux de sa file, elle prend un travail en queue d'une autre file



La tâche prise correspond au dernier sous-arbre (le plus proche de la racine) qui était affecté à l'ouvrier « volé »

→ pas de conflits si les sous-problèmes sont bien partitionnés

→ pas d'attente inutile pour l'ouvrier « volé » puisque la tâche volée était la dernière à traiter.

Plan

Synchronisation (Java ancien)

Obsolète

La protection par exclusion mutuelle (`synchronized`) sert encore, mais éviter la synchronisation sur objet et préférer les véritables moniteurs introduits dans Java 5.

Principe

- exclusion mutuelle
- attente/signalement sur un objet
- équivalent à un moniteur avec une seule variable condition

Exclusion mutuelle

Tout objet Java est équipé d'un verrou d'exclusion mutuelle.

Code synchronisé

```
synchronized (unObj) {
    // Exclusion mutuelle vis-à-vis des autres
    // blocs synchronized(cet objet)
}
```

Méthode synchronisée

```
synchronized T uneMethode(...) { ... }
```

Équivalent à :

```
T uneMethode(...) { synchronized (this) { ... } }
```

(exclusion d'accès à l'objet sur lequel on applique la méthode, pas à la méthode elle-même)

Exclusion mutuelle

Chaque classe possède aussi un verrou exclusif qui s'applique aux méthodes de classe (méthodes statiques) :

```
class X {
      static synchronized T foo() {  ...  }
      static synchronized T' bar() {  ...  }
}
```

`synchronized` assure l'exécution en exclusion mutuelle pour toutes les méthodes statiques synchronisées de la classe `X`.
Ce verrou ne concerne pas l'exécution des méthodes d'objets.

Synchronisation par objet

Méthodes `wait` et `notify[All]` applicables à tout objet, pour lequel l'activité a obtenu l'accès exclusif.

`unObj.wait()` libère l'accès exclusif à l'objet et bloque l'activité appelante en attente d'un réveil via une opération `unObj.notify`

`unObj.notify()` réveille une unique activité bloquée sur l'objet, et la met en attente de l'obtention de l'accès exclusif (si aucune activité n'est bloquée, l'appel ne fait rien) ;

`unObj.notifyAll()` réveille toutes les activités bloquées sur l'objet, qui se mettent toutes en attente de l'accès exclusif.

Synchronisation basique – exemple

```
class StationVeloToulouse {
    private int nbVelos = 0;

    public void prendre() throws InterruptedException {
        synchronized(this) {
            while (this.nbVelos == 0) {
                this.wait();
            }
            this.nbVelos--;
        }
    }

    public void rendre() {
        // assume : toujours de la place
        synchronized(this) {
            this.nbVelos++;
            this.notify();
        }
    }
}
```

Synchronisation basique – exemple

```
class BarriereBasique {
    private final int N;
    private int nb = 0;
    private boolean ouverte = false;
    public BarriereBasique(int N) { this.N = N; }

    public void franchir () throws InterruptedException {
        synchronized(this) {
            this.nb++;
            this.ouverte = (this.nb >= N);
            while (! this.ouverte)
              this.wait();
            this.nb--;
            this. notifyAll ();
        }
    }
    public synchronized void fermer() {
        if (this.nb == 0)
          this.ouverte = false;
    }
}
```

Difficultés

- prises multiples de verrous :

```
synchronized(o1) { synchronized(o2) { o1.wait(); } }
```

  `o1` est libéré par `wait`, mais pas `o2`

- une seule notification possible pour une exclusion mutuelle donnée $\rightarrow$ résolution difficile des problèmes de synchronisation

Pas des moniteurs de Hoare !

- programmer comme avec des sémaphores
- affecter un objet de blocage distinct à chaque requête et gérer soit-même les files d'attente

- pas de priorité au signalé, pas d'ordonnancement sur les déblocages

```
class Requête {
    bool ok;
    // paramètres d'une demande
}
List<Requête> file;
```

demande bloquante

```
req = new Requête(...)
synchronized(file) {
   if (satisfiable(req)) {
     // + maj état applicatif
     req.ok = true;
   } else {
     file.add(req)
   }
}
synchronized(req) {
   while (! req.ok)
     req.wait();
}
```

libération

```
synchronized(file) {
   // + maj état applicatif
   for (Requête r : file) {
     synchronized(r) {
       if (satisfiable(r)) {
         // + maj état applicatif
         r.ok = true
         r.notify();
       }
     }
   }
}
```

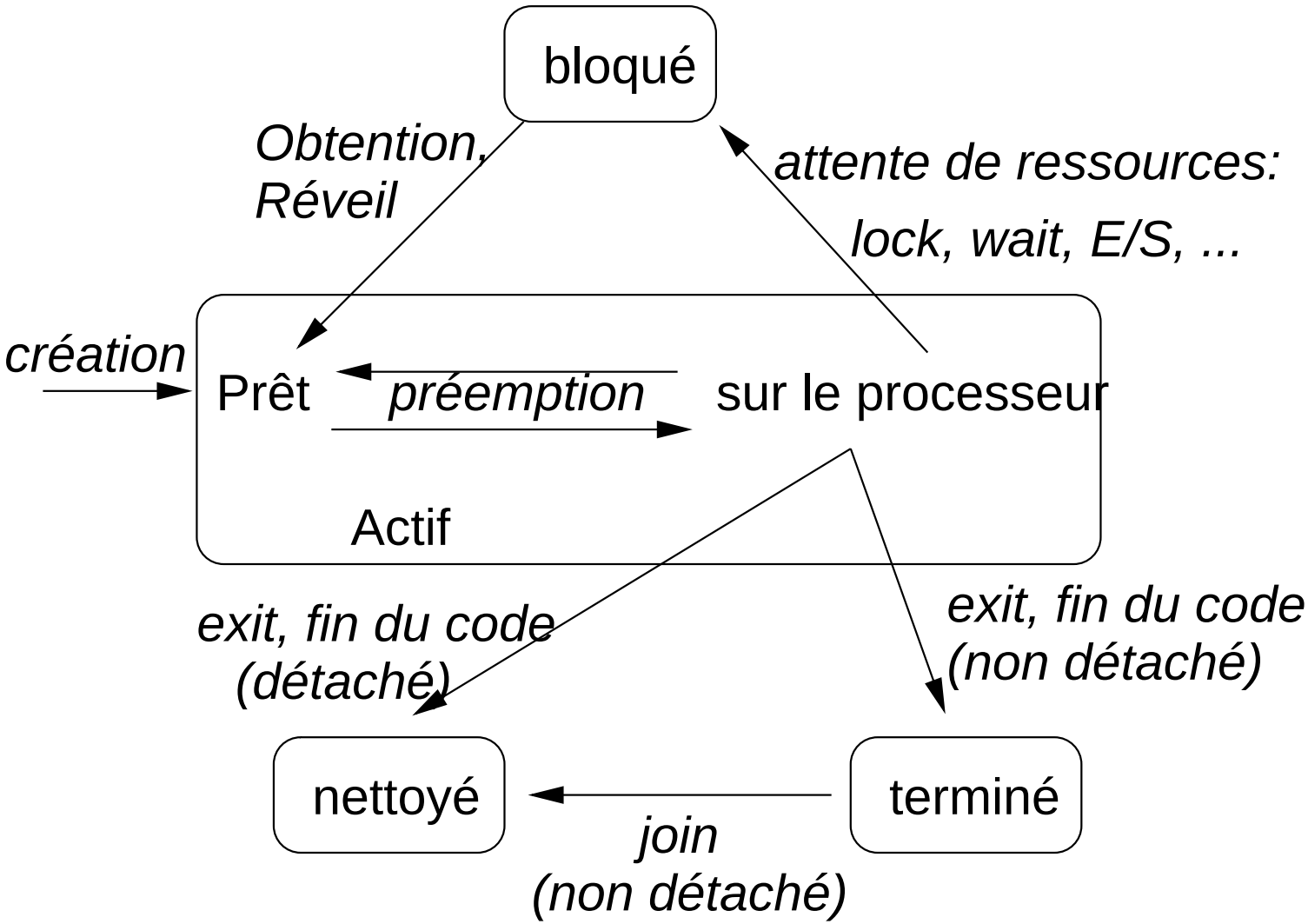
Plan

Posix Threads

Standard de librairie multiactivité pour le C
Contenu de la bibliothèque :

- manipulation d'activités (création, terminaison...)
- synchronisation : verrous, variables condition.
- primitives annexes : données spécifiques à chaque activité, politique d'ordonnancement...
- ajustement des primitives standard : processus lourd, E/S, signaux, routines réentrantes.

Cycle de vie d'une activité



Création d'une activité

```
int pthread_create (pthread_t *thread,
                    const pthread_attr_t *attr,
                    void * (*start_routine)(void *),
                    void *arg);
```

Crée une nouvelle activité pour exécuter la routine indiquée, appelée avec l'argument `arg`. Les attributs sont utilisés pour définir la priorité et la politique d'ordonnancement (scheduling policy). `thread` contient l'identificateur de l'activité créée.

```
pthread_t pthread_self (void);
int pthread_equal (pthread_t thr1, pthread_t thr2);
```

`self` renvoie l'identificateur de l'activité appelante.
`pthread_equal` : vrai si les arguments désignent la même activité.

Terminaison

```
void pthread_exit (void *status);
```

Termine l'activité appelante en fournissant un code de retour.
`pthread_exit(NULL)` est automatiquement exécuté en cas de terminaison du code de l'activité sans appel de `pthread_exit`.

```
int pthread_join (pthread_t thr, void **status);
```

Attend la terminaison de l'activité et récupère le code retour.
L'activité ne doit pas être détachée ou avoir déjà été « jointe ».

```
int pthread_detach (pthread_t thread);
```

Détache l'activité `thread`.
Les ressources allouées pour l'exécution d'une activité (pile...) ne sont libérées que lorsque l'activité s'est terminée, et que `join` a été effectué *ou* l'activité a été détachée.

L'activité initiale

Au démarrage, une activité est automatiquement créée pour exécuter la procédure `main`. Elle exécute une procédure de démarrage qui contient le code :

```
{ int r = main(argc,argv); exit(r); }
```

Si la procédure `main` se termine, le process unix est ensuite terminé (par l'appel à `exit`), et non pas seulement l'activité initiale. Pour éviter que la procédure `main` ne se termine alors qu'il reste des activités :

- bloquer l'activité initiale sur l'attente de la terminaison d'une ou plusieurs autres activités (`pthread_join`) ;
- terminer explicitement l'activité initiale avec `pthread_exit`, ce qui court-circuite l'appel de `exit`.

Création d'activités - exemple

```
#include <stdio.h>
#include <pthread.h>

struct param { int max; int step; };

void *foo (void *arg) {
    struct param *p = (struct param *)arg;
    for (int i = 0; i < p->max; i += p->step)
        printf ("%d\n", i);
    return NULL;
}

int main() {
    int st;
    pthread_t t1, t2;
    struct param p1 = { 10, 2 };
    struct param p2 = { 15, 3 };
    st = pthread_create(&t1, NULL, foo, &p1);
    if (st != 0) perror("thread creation failed");
    st = pthread_create(&t2, NULL, foo, &p2);
    if (st != 0) perror("thread creation failed");
    pthread_exit(NULL);
}
```

Données spécifiques

Données spécifiques

Pour une clef donnée (partagée), chaque activité possède sa propre valeur associée à cette clef.

```
int pthread_key_create (pthread_key_t *clef,
                        void (*destructeur)(void *));

int pthread_setspecific (pthread_key_t clef,
                         void *val);
void *pthread_getspecific (pthread_key_t clef);
```

Synchronisation PThread

Principe

Moniteur de Hoare élémentaire avec priorité au signaleur :

- verrous
- variables condition
- pas de transfert du verrou à l'activité signalée

Ordonnancement

Par défaut : ordonnancement arbitraire pour l'acquisition d'un verrou ou le réveil sur une variable condition.
Les activités peuvent avoir des priorités, et les verrous et variables conditions peuvent être créés avec respect des priorités.

Verrou

```
pthread_mutex_t m = PTHREAD_MUTEX_INITIALIZER;
int pthread_mutex_init (pthread_mutex_t *mutex,
                        const pthread_mutex_attr *attr);
int pthread_mutex_destroy (pthread_mutex_t *m);
```

```
int pthread_mutex_lock (pthread_mutex_t *m);
int pthread_mutex_trylock (pthread_mutex_t *m);
int pthread_mutex_unlock (pthread_mutex_t *m);
```

`lock` verrouille le verrou, avec blocage en attente si déjà verrouillé. Renvoie 0 si ok.

`trylock` verrouille le verrou si possible et renvoie 0, sinon renvoie `EBUSY` si le verrou est déjà verrouillé.

`unlock` déverrouille. Seule l'activité qui a verrouillé `m` a le droit de le déverrouiller.

Variable condition

```
pthread_cond_t vc = PTHREAD_COND_INITIALIZER;

int pthread_cond_init (pthread_cond_t *vc,
                       const pthread_cond_attr *attr);

int pthread_cond_destroy (pthread_cond_t *vc);
```

Attente/signal

```
int pthread_cond_wait (pthread_cond_t*,
                       pthread_mutex_t*);
int pthread_cond_timedwait (pthread_cond_t*,
                    pthread_mutex_t*,
                    const struct timespec *abstime);
```

`cond_wait` l'activité appelante doit posséder le verrou spécifié. L'activité se bloque sur la variable condition après avoir libéré le verrou. L'activité reste bloquée jusqu'à ce que la variable condition soit signalée et que l'activité ait réacquis le verrou.

`cond_timedwait` comme `cond_wait` avec délai de garde. À l'expiration du délai de garde, le verrou est reobtenu et la procédure renvoie `ETIMEDOUT`.

Attente/signal

```
int pthread_cond_signal (pthread_cond_t *vc);
int pthread_cond_broadcast (pthread_cond_t *vc);
```

`cond_signal` signale la variable condition : une activité bloquée sur la variable condition est réveillée et tente de réacquérir le verrou de son appel de `cond_wait`. Elle sera effectivement débloquée quand elle le réacquerra.

`cond_broadcast` toutes les activités en attente sont réveillées, et tentent d'obtenir le verrou correspondant à leur appel de `cond_wait`.

Moniteur PThread : un producteur/consommateur (1)

Un producteur/consommateur d'entiers similaire à celui en Java (transparent 25)

```
#define N 10
int items[N];
int nbElems, depot, retrait ;
pthread_mutex_t lock;
pthread_cond_t pasVide, pasPlein;

void init () {
    pthread_mutex_init(&lock, NULL);
    pthread_cond_init(&pasVide, NULL);
    pthread_cond_init(&pasPlein, NULL);
}
```

Moniteur PThread : un producteur/consommateur (2)

```
void deposer(int val) {
    pthread_mutex_lock(&lock);
    while (nbElems == N) pthread_cond_wait(&pasPlein, &lock);
    items[depot] = val;
    depot = (depot + 1) % N;
    nbElems++;
    pthread_cond_signal(&pasVide);
    pthread_mutex_unlock(&lock);
}

int retirer () {
    pthread_mutex_lock(&lock);
    while (nbElems == 0) pthread_cond_wait(&pasVide, &lock);
    int res = items[ retrait ];
    retrait = ( retrait + 1) % N;
    nbElems--;
    pthread_cond_signal(&pasPlein);
    pthread_mutex_unlock(&lock);
    return res;
}
```

Windows API (C, C++)

Plus de 150 (?) fonctions, dont :

- création d'activité : `CreateThread`
- exclusion mutuelle : `InitializeCriticalSection`, `EnterCriticalSection`, `LeaveCriticalSection`
- synchronisation basique : `WaitForSingleObject`, `WaitForMultipleObjects`, `SetEvent`
- synchronisation « évoluée » : `SleepConditionVariableCS`, `WakeConditionVariable`

Note : l'API Posix Threads est aussi supportée (ouf).

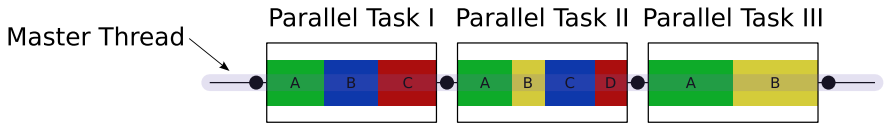
.NET (C#)

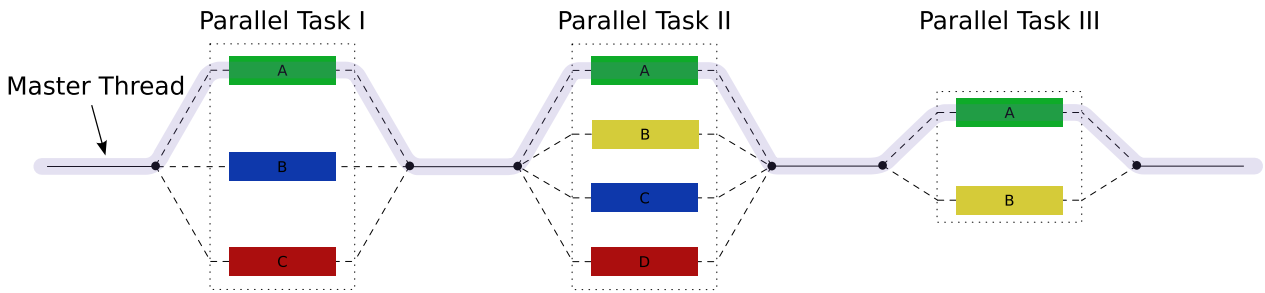
Très similaire à Java ancien :

- Création d'activité :
  `t = new System.Threading.Thread(méthode);`
- Démarrage : `t.Start();`
- Attente de terminaison : `t.Join();`
- Exclusion mutuelle : `lock(objet) { ... }`
  (mot clef du langage)
- Synchronisation élémentaire :
  `System.Threading.Monitor.Wait(objet);`
  `System.Threading.Monitor.Pulse(objet);` (= notify)
- Sémaphore :
  `s = new System.Threading.Semaphore(nbinit,nbmax);`
  `s.Release(); s.WaitOne();`

OpenMP

- API pour la programmation parallèle en C/C++/Fortran





- Annotations dans le code, interprétées par le compilateur

Boucle parallèle

```
int i, a[N];
#pragma omp parallel for
for (i = 0; i < N; i++)
    a[i] = 2 * i;
```

OpenMP avantages/inconvénients

+ simple
+ amélioration progressive du code
+ une seule version séquentielle / parallèle
+ peu de modifications sur le code séquentiel d'origine
– exclusivement multiprocesseur à mémoire partagée
– compilateur dédié
– peu de primitives de synchronisation (atomicité uniquement)
– gros travail sur du code mal conçu
– introduction de bugs en parallélisant du code non parallélisable

Intel Threading Building Blocks

- Bibliothèque pour C++
- Structures de contrôles optimisées `parallel_for`...
- Structures de données optimisées `concurrent_queue`...
- Peu de primitives de synchronisation (exclusion mutuelle, verrou lecteurs/rédacteurs)
- Implantation spécialisée par modèle de processeur
- Partage de tâches par « vol de travail »
- Inconvénient : portabilité (compilateur + matériel)