Mécanisme d'exclusion mutuelle

F. Gluck, *V. Pilloux*

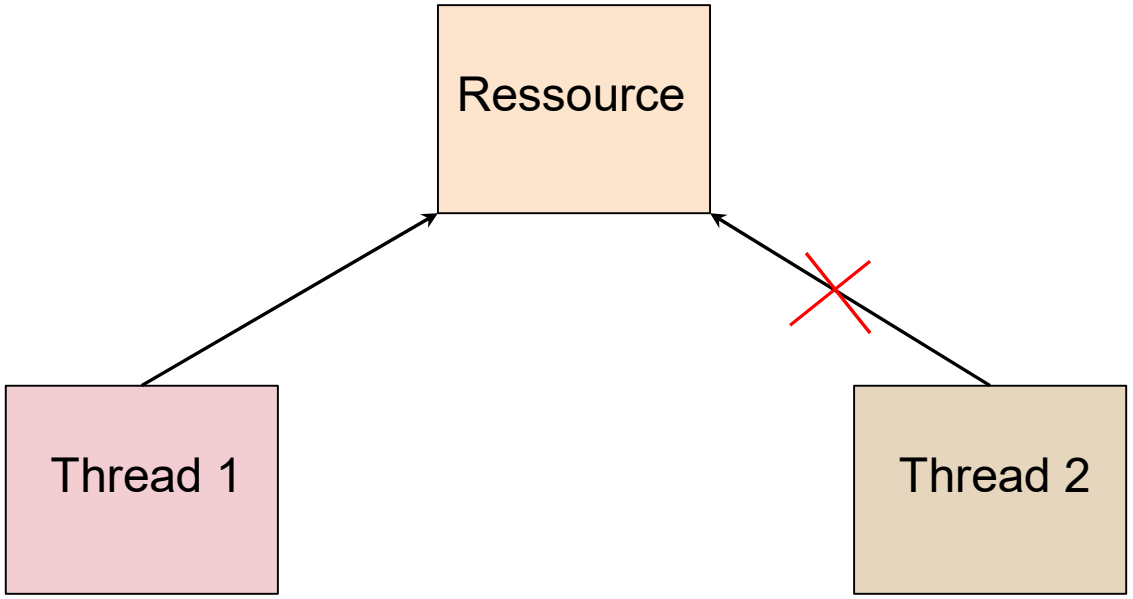
Version 0.9

h e p i a
Haute école du paysage, d'ingénierie
et d'architecture de Genève

Hes·so GENÈVE
Haute École Spécialisée
de Suisse occidentale

Exclusion mutuelle

- L'exclusion mutuelle est un mécanisme utile lorsque plusieurs threads doivent pouvoir accéder à une ressource unique
- La ressource unique peut être une simple variable globale, une fonction ou un pilote entier
- Il s'agit alors de s'assurer **qu'un seul thread** puisse avoir accès à cette ressource en même temps



Modèle d'exclusion mutuelle

- L'accès à une section critique se fait par un algorithme d'exclusion mutuelle en deux parties :
  - **Protocole d'entrée**
  - **Protocole de sortie**

Modèle typique d'exclusion mutuelle pour un thread :

```
void *thread(void *arg) {
    …
    // Instructions
    …
    PROTOCOLE D'ENTREE (prélude)
    SECTION CRITIQUE   // Accès à la ressource critique
    PROTOCOLE DE SORTIE (postlude)
    …
    // Instructions
    …
}
```

Exemple d'exclusion mutuelle

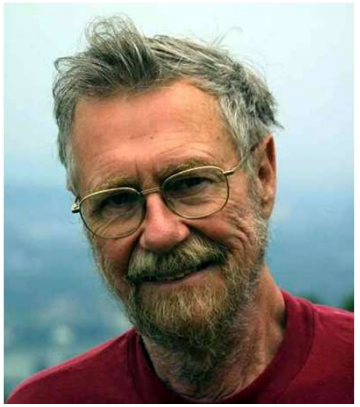
Exemple :

```
int n = 0;

void *func1(void *arg) {
    for (int i = 0; i < COUNT; i++) {
        Entrée en section critique
        n++;        // SECTION CRITIQUE
        Sortie de la section critique
    }
    printf("Thread 1 terminated.\n");
    return NULL;
}

void *func2(void *arg) {
    for (int i = 0; i < COUNT; i++) {
        Entrée en section critique
        n++;        // SECTION CRITIQUE
        Sortie de la section critique
    }
    printf("Thread 2 terminated.\n");
    return NULL;
}
```

Propriétés d'un algorithme d'excl. mutuelle



Un algorithme d'exclusion mutuelle doit au moins satisfaire les propriétés suivantes, énoncées initialement par Edsger W. Dijkstra* :

1. **Exclusion mutuelle** : un seul thread à la fois est autorisé à exécuter le code de la section critique.

2. **Absence d'interblocage (progression)** : un thread doit progresser et ne doit donc jamais être bloqué indéfiniment.

3. **Absence de famine (attente bornée)** : tout thread désirant entrer en section critique doit pouvoir y parvenir à un moment donné.

* Dijkstra, E. W. "Solution of a problem in concurrent programming control". Communications of the ACM. 8 (9): 569, 1965.

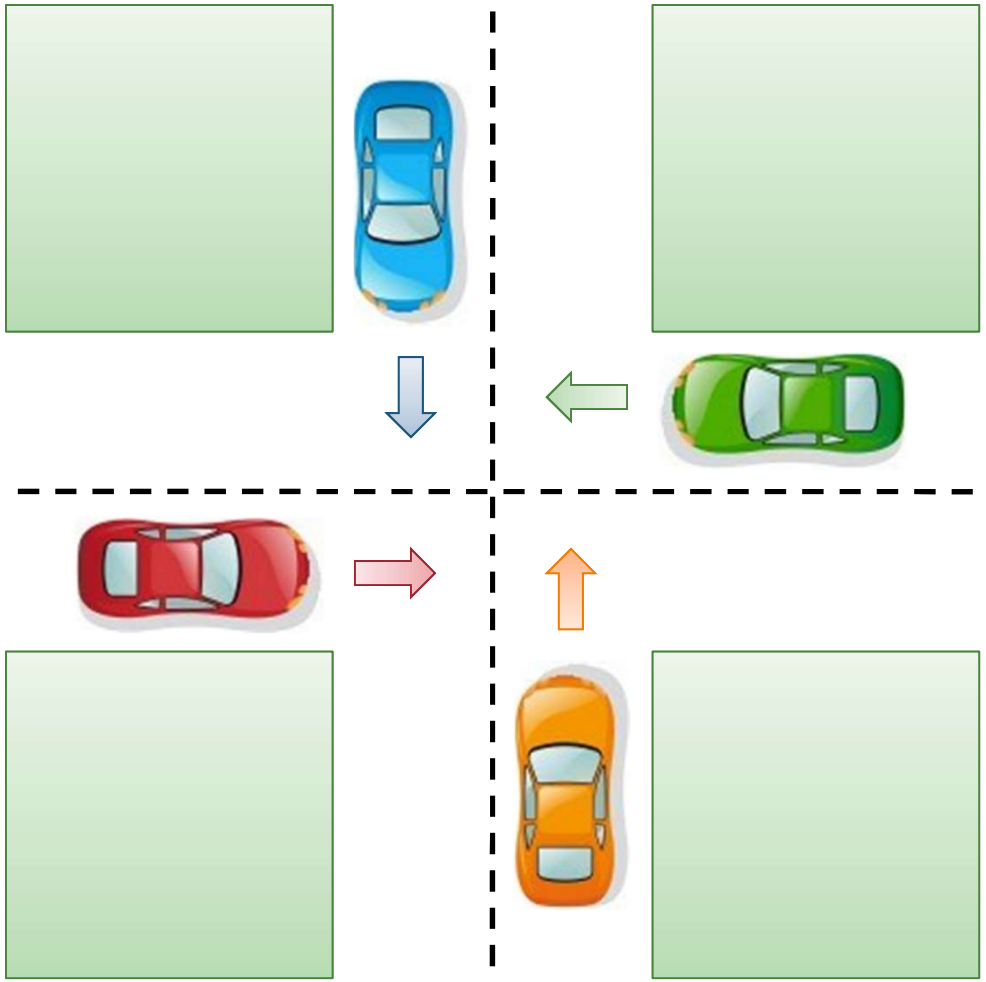
Interblocage (1)

- Un **interblocage (*deadlock*)** est une situation où un ou plusieurs threads sont bloqués de manière permanente ou si il n'y a plus de progression.

- Un thread est bloqué s'il ne s'exécute plus et attend qu'un événement se réalise.
- Exemple :
  - T0 attend sur la réception d'un message en provenance de T1. Si T1 se termine ou n'envoie pas de message → interblocage !
- Un **interblocage global** apparaît lorsque tous les threads non terminés sont interbloqués.

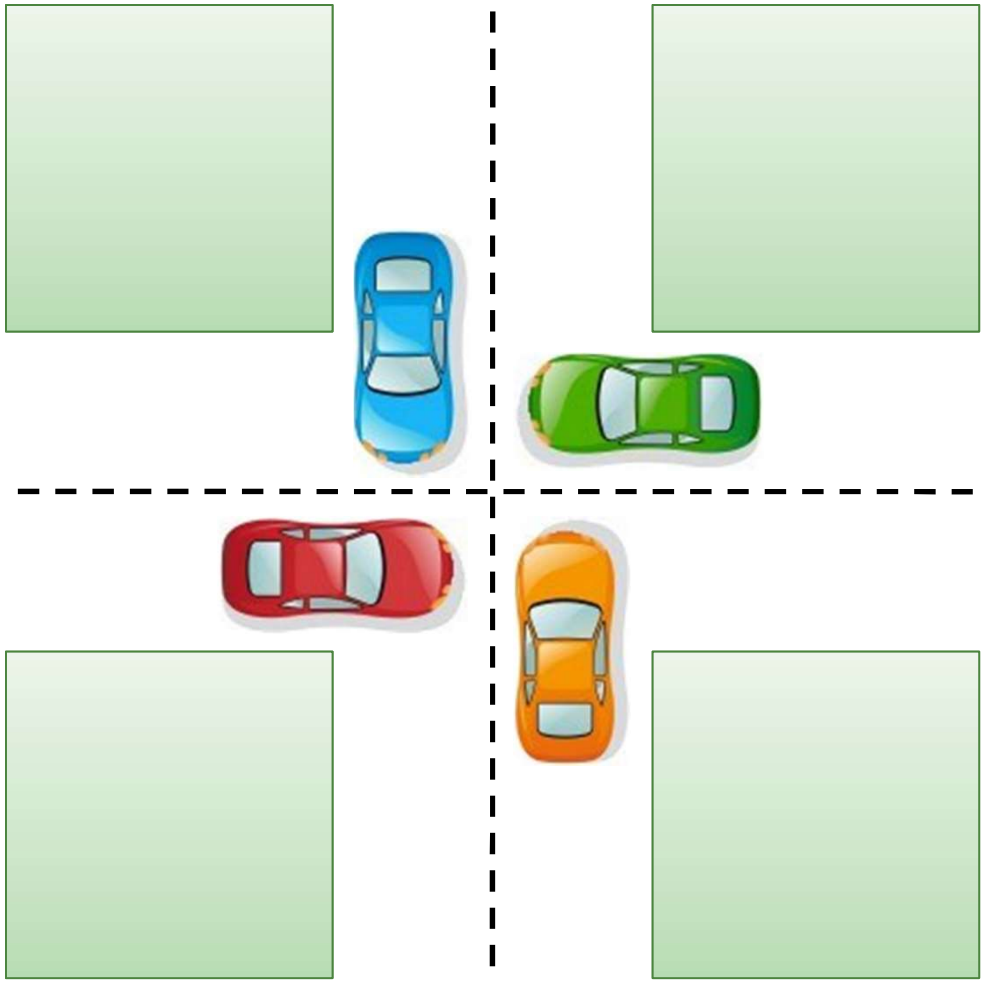
Interblocage (2)

- Risque potentiel d'interblocage :



Interblocage (3)

- Interblocage:



Interblocage (4)

- Deux threads concurrents (T0 et T1) bloquent mutuellement :
  - T0 s'est emparé de la ressource critique R0 et veut s'emparer de la ressource critique R1.
  - T1 s'est emparé de R1 et veut s'emparer de R0.

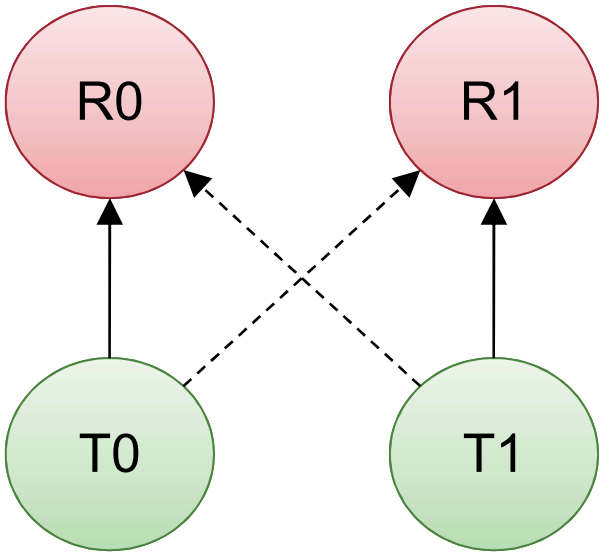


Figure 1: Interblocage des threads T0 et T1

Famine (1)

- Une **famine (*starvation*)** est une situation où un ou plusieurs threads n'ont pas la garantie d'accéder à leur section critique en un temps fini.

- Une famine peut, entre-autre, être causée par :
  - algorithme d'ordonnancement de tâches perfectible ;
  - algorithme d'exclusion mutuelle perfectible ;
  - contention envers une ou plusieurs ressources critiques.

- Si la contention envers une section critique est faible, alors une famine est peu probable.

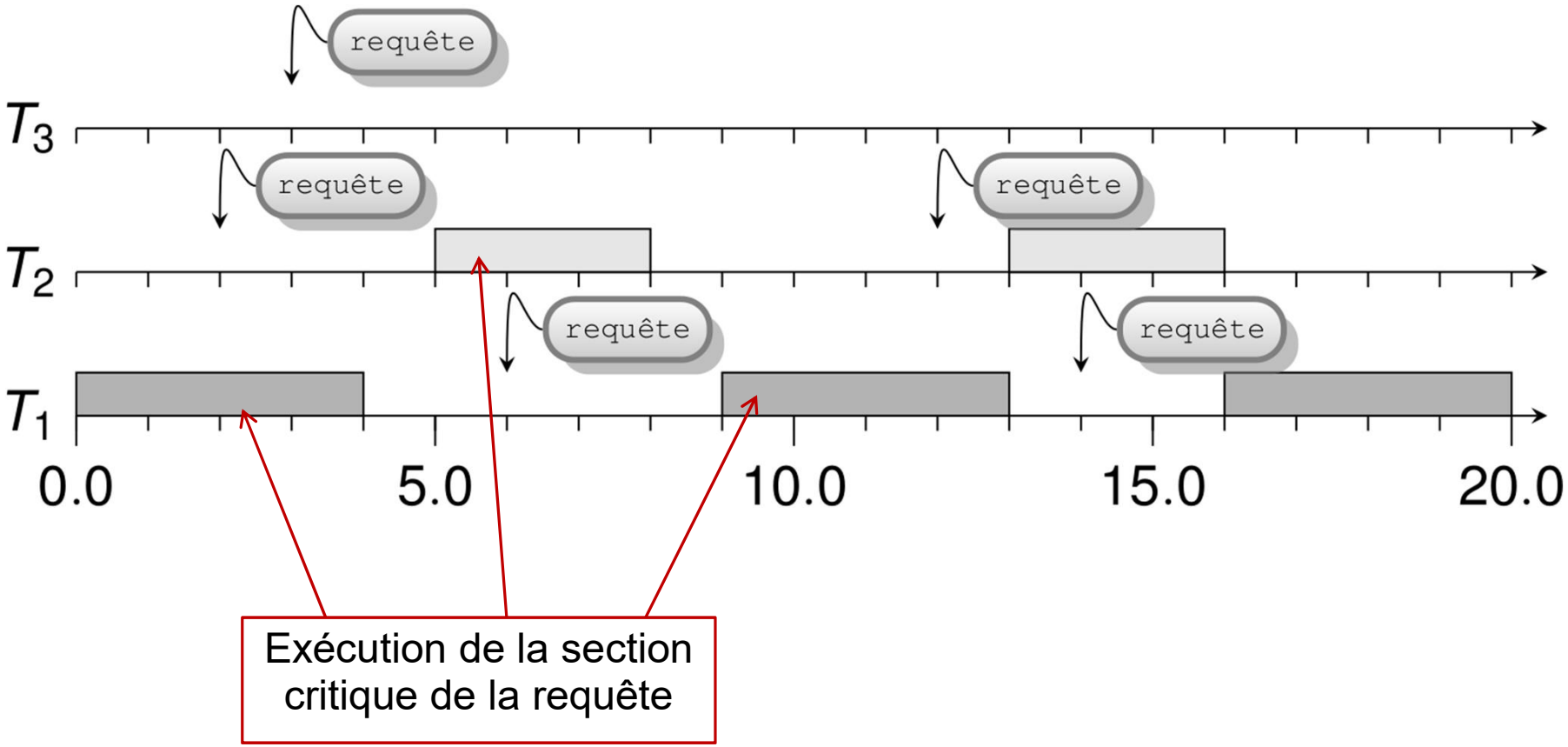
Famine (2)

- Une famine est similaire à un interblocage : un ou plusieurs threads sont bloqués.
- Le blocage dû à une famine n'est toutefois **pas permanent**.
- Une famine peut se produire lorsqu'un thread attend l'accès à une ressource alors que celle-ci continue à être utilisée par un autre thread.
- L'absence de famine est une garantie **plus forte** que l'absence d'interblocage : un algorithme d'exclusion mutuelle choisissant de laisser entrer un thread en section critique arbitrairement est absent d'interblocage, mais pas de famine*.

* Concurrent Programming: Algorithms, Principles, and Foundations. Springer.

Famine (3)

Exemple d'algorithme d'exclusion mutuelle souffrant d'une famine :



Propriétés des algorithmes

- Les algorithmes d'exclusion mutuelle présentés ici utilisent des instructions usuelles :
  - **attente active** par des boucles
  - variables partagées (globales)
  - ne gèrent que deux threads concurrents (plus simple)
- Ces algorithmes tentent d'assurer :
  - L'exclusion mutuelle
  - L'absence d'interblocage
  - L'absence de famine

… et d'éviter toute attente inutile !

Le problème de la section critique

Le problème de la section critique implique plusieurs threads exécutant le code suivant :

```
while (true) {
        …
        section non-critique      // un thread peut se terminer ici
        …
        protocole d'entrée
        section critique          // accès à des ressources partagées
        protocole de sortie
        …
        section non-critique      // un thread peut se terminer ici
        …
}
```

Algorithme 1

```
bool busy = false;

void *T0(void *arg){
  while (true) {
    while (busy){}
    busy = true;
    // section critique
    busy = false;
    // section non-critique
  }
}

void *T1(void *arg){
  while (true) {
    while (busy){}
    busy = true;
    // section critique
    busy = false;
    // section non-critique
  }
}
```

Satisfait-il les critères d'exclusion mutuelle ?

- Garantit l'exclusion mutuelle ?

Algorithme 1

```
bool busy = false;

void *T0(void *arg){
  while (true) {
    while (busy){}
    busy = true;
    // section critique
    busy = false;
    // section non-critique
  }
}

void *T1(void *arg){
  while (true) {
    while (busy){}
    busy = true;
    // section critique
    busy = false;
    // section non-critique
  }
}
```

Satisfait les critères d'exclusion mutuelle ?

- Garantit l'exclusion mutuelle ?
- T0 lit `busy` à `false`

- T1 lit `busy` à `false`
- T1 met `busy` à `true`
- T1 entre en section critique

- T0 met `busy` à `true`
- T0 entre aussi en section critique !

Exclusion mutuelle non satisfaite !

Algorithme 2

```
int turn = 0; // ou 1

void *T0(void *arg){
  while (true) {
    while (turn == 1) {}
    // section critique
    turn = 1;
    // section non-critique
  }
}

void *T1(void *arg){
  while (true) {
    while (turn == 0) {}
    // section critique
    turn = 0;
    // section non-critique
  }
}
```

Satisfait les critères d'exclusion mutuelle ?

- Garantit l'exclusion mutuelle ?

Algorithme 2

```
int turn = 0; // ou 1

void *T0(void *arg){
  while (true) {
    while (turn == 1) {}
    // section critique
    turn = 1;
    // section non-critique
  }
}

void *T1(void *arg){
  while (true) {
    while (turn == 0) {}
    // section critique
    turn = 0;
    // section non-critique
  }
}
```

Satisfait les critères d'exclusion mutuelle ?

✓ Garantit l'exclusion mutuelle

Algorithme 2

```
int turn = 0; // ou 1

void *T0(void *arg){
  while (true) {
    while (turn == 1) {}
    // section critique
    turn = 1;
    // section non-critique
  }
}

void *T1(void *arg){
  while (true) {
    while (turn == 0) {}
    // section critique
    turn = 0;
    // section non-critique
  }
}
```

Satisfait les critères d'exclusion mutuelle ?

- ✓ Garantit l'exclusion mutuelle
- Interblocage ?

Algorithme 2

```
int turn = 0; // ou 1

void *T0(void *arg){
  while (true) {
    while (turn == 1) {}
    // section critique
    turn = 1;
    // section non-critique
  }
}

void *T1(void *arg){
  while (true) {
    while (turn == 0) {}
    // section critique
    turn = 0;
    // section non-critique
  }
}
```

Satisfait les critères d'exclusion mutuelle ?

✓ Garantit l'exclusion mutuelle

- Interblocage ?

- T0 passe le `while`
- T0 entre et sort de sa section critique
- T0 met `turn` à 1
- T0 se termine ou meurt dans sa section non-critique

- T1 fait un tour de boucle complet
- T1 reste bloqué dans le `while` !

Interblocage !

Algorithme 3

```
bool enter[2] = {false, false};

void *T0(void *arg){
  while (true) {
    enter[0] = true;
    while (enter[1]){}
    // section critique
    enter[0] = false;
    // section non-critique
  }
}

void *T1(void *arg){
  while (true) {
    enter[1] = true;
    while (enter[0]){}
    // section critique
    enter[1] = false;
    // section non-critique
  }
}
```

Satisfait les critères d'exclusion mutuelle ?

- Garantit l'exclusion mutuelle ?

Algorithme 3

```
bool enter[2] = {false, false};

void *T0(void *arg){
  while (true) {
    enter[0] = true;
    while (enter[1]){}
    // section critique
    enter[0] = false;
    // section non-critique
  }
}

void *T1(void *arg){
  while (true) {
    enter[1] = true;
    while (enter[0]){}
    // section critique
    enter[1] = false;
    // section non-critique
  }
}
```

Satisfait les critères d'exclusion mutuelle ?

✓ Garantit l'exclusion mutuelle ?

Algorithme 3

```
bool enter[2] = {false, false};

void *T0(void *arg){
  while (true) {
    enter[0] = true;
    while (enter[1]){}
    // section critique
    enter[0] = false;
    // section non-critique
  }
}

void *T1(void *arg){
  while (true) {
    enter[1] = true;
    while (enter[0]){}
    // section critique
    enter[1] = false;
    // section non-critique
  }
}
```

Satisfait les critères d'exclusion mutuelle ?

✓ Garantit l'exclusion mutuelle ?

- Interblocage ?

Algorithme 3

```
bool enter[2] = {false, false};

void *T0(void *arg){
  while (true) {
    enter[0] = true;
    while (enter[1]){}
    // section critique
    enter[0] = false;
    // section non-critique
  }
}

void *T1(void *arg){
  while (true) {
    enter[1] = true;
    while (enter[0]){}
    // section critique
    enter[1] = false;
    // section non-critique
  }
}
```

Satisfait les critères d'exclusion mutuelle ?

✓ Garantit l'exclusion mutuelle ?

- Interblocage ?

- T0 met `enter[0]` à `true`

- T1 met `enter[1]` à `true`
- T1 bloque car `enter[0]` est vrai

- T0 bloque car `enter[1]` est vrai

Interblocage !

Algorithme de Peterson

- Formulé en 1981 par le mathématicien Gary L. Peterson
- Algorithme satisfaisant les trois propriétés :
  - exclusion mutuelle ;
  - progression ;
  - attente bornée.

Algorithme de Peterson

```
bool enter[2] = { false, false };
int turn = 0;

void *T0(void *arg){
  while (true) {
    enter[0] = true;
    turn = 1;
    while (enter[1]
           && turn == 1) {
    }
    // section critique
    enter[0] = false;
    // section non-critique
  }
}
```

```
void *T1(void *arg){
  while (true) {
    enter[1] = true;
    turn = 0;
    while (enter[0]
           && turn == 0) {
    }
    // section critique
    enter[1] = false;
    // section non-critique
  }
}
```

- Cet algorithme fonctionne-t-il à tous les coups?

➢ Oui, dans le cas d'un monoprocesseur sans mémoire cache

➢ Non, dans le cas général!

Problème d'atomicité

- La difficulté principale pour assurer l'exclusion mutuelle vient du fait qu'un thread doit effectuer deux opérations :

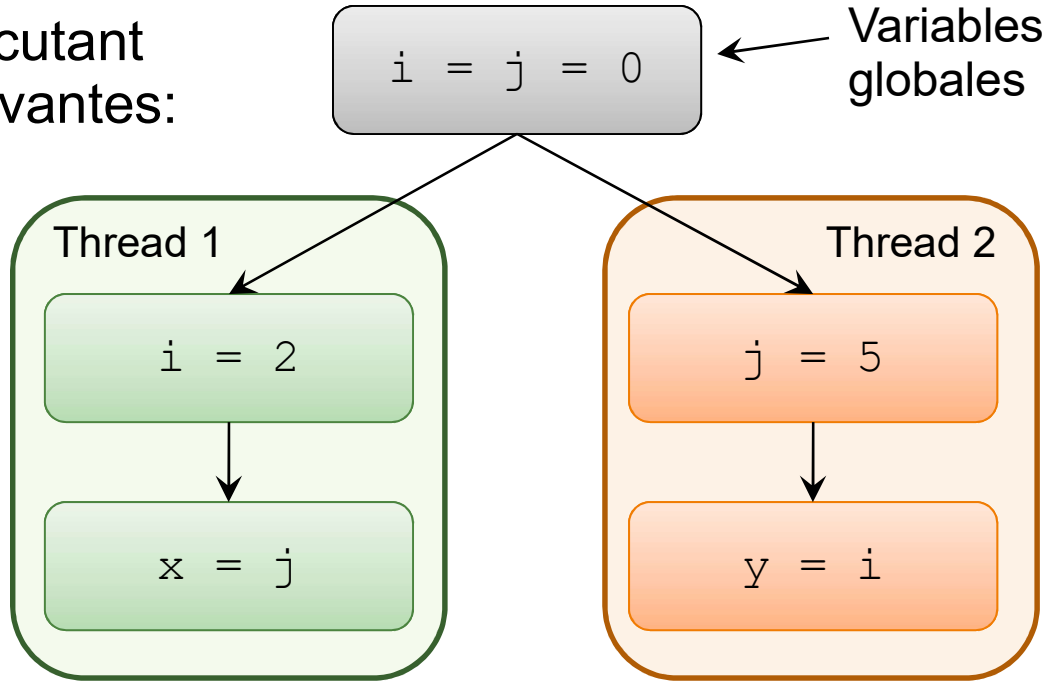
  1. lire la valeur d'une variable pour déterminer si la section critique est accessible ;

  2. réserver l'accès à la section critique en modifiant la valeur d'une variable ;

Le thread peut perdre le contrôle pendant l'intervalle de temps nécessaire à ces deux opérations (lecture et écriture) !

Problème de cohérence séquentielle

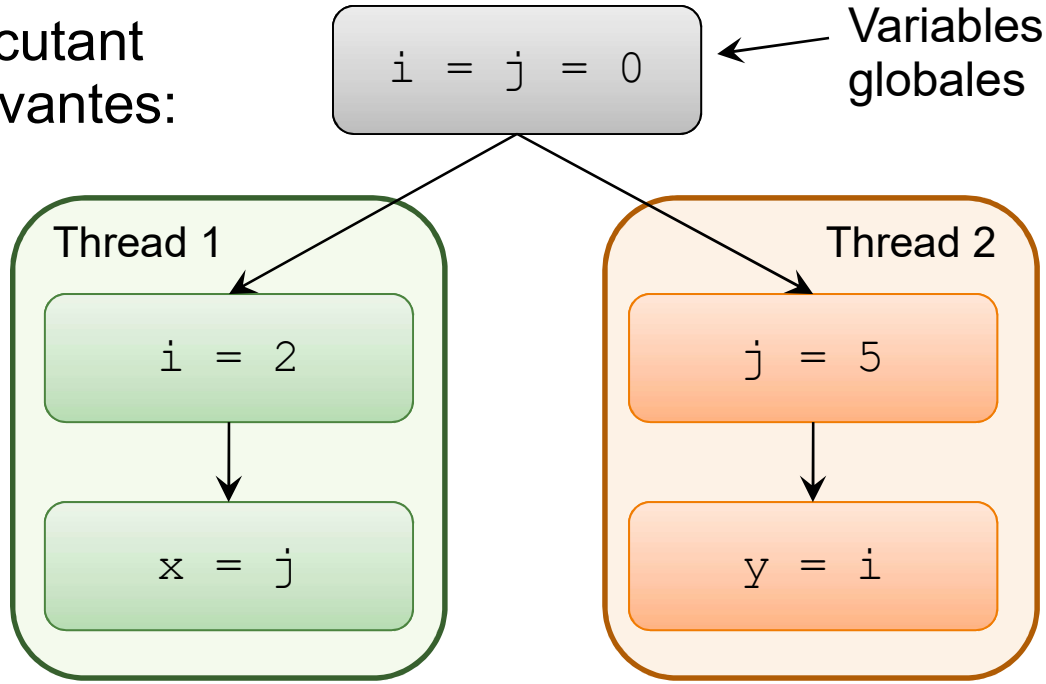
- Soit 2 threads exécutant les instructions suivantes:



- Quelles sont les valeurs potentielles de `x` et `y` une fois les 2 threads terminés ?

Cohérence séquentielle

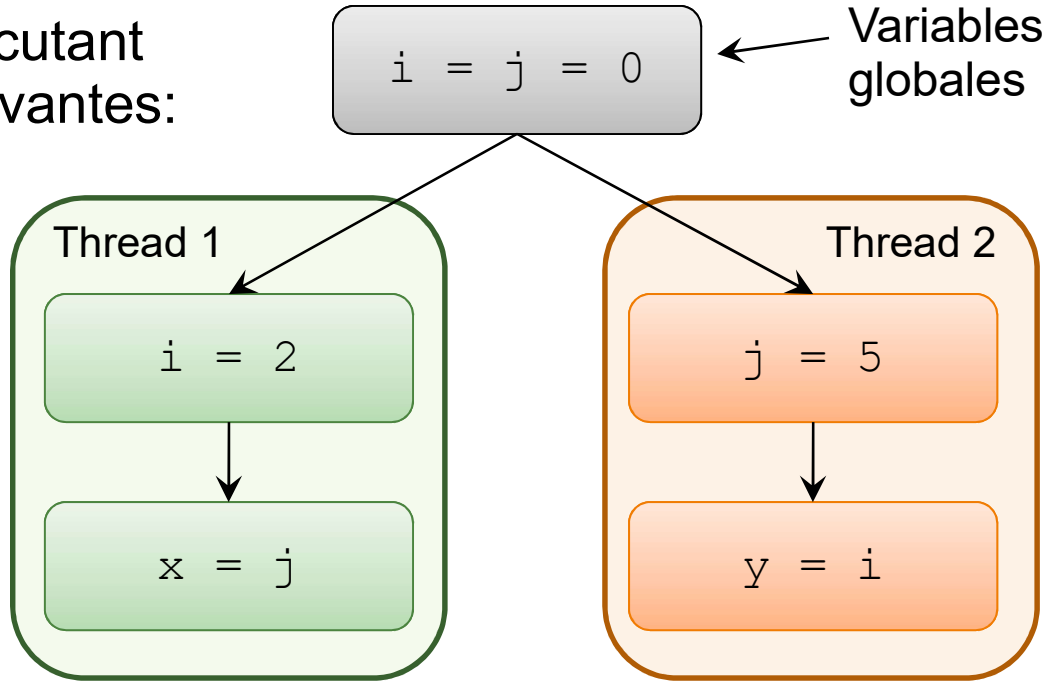
- Soit 2 threads exécutant les instructions suivantes:



- Quelles sont les valeurs potentielles de `x` et `y` une fois les 2 threads terminés ?
- `x = 0` et `y = 0` est une solution possible ?

Cohérence séquentielle

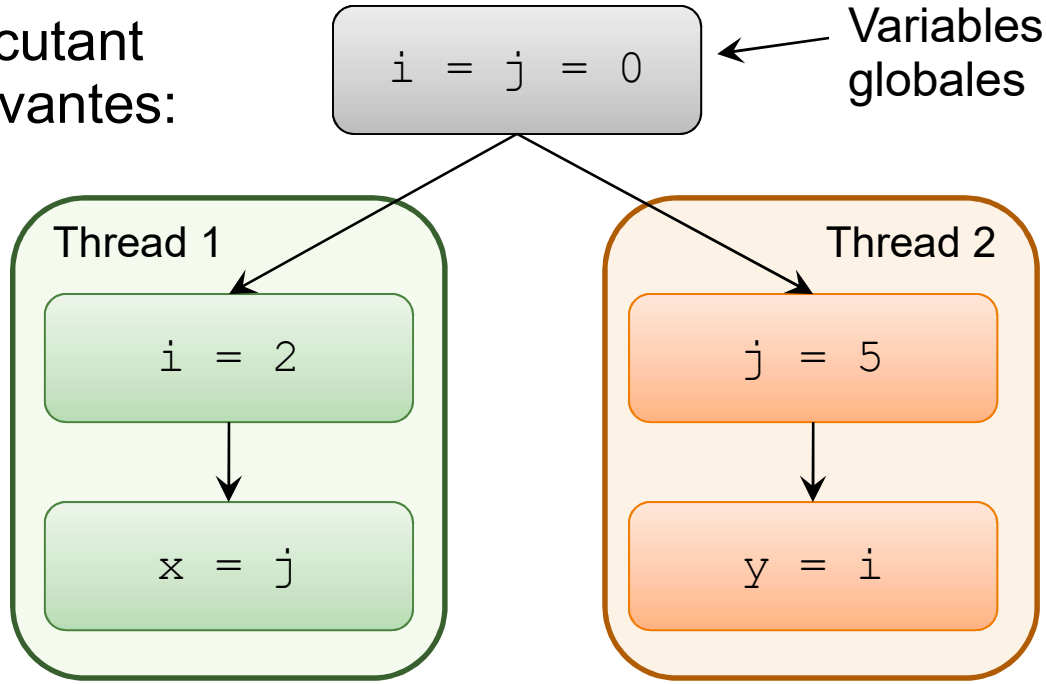
- Soit 2 threads exécutant les instructions suivantes:



- Quelles sont les valeurs potentielles de `x` et `y` une fois les 2 threads terminés ?
- `x = 0` et `y = 0` est une solution possible ? **OUI !**

Cohérence séquentielle

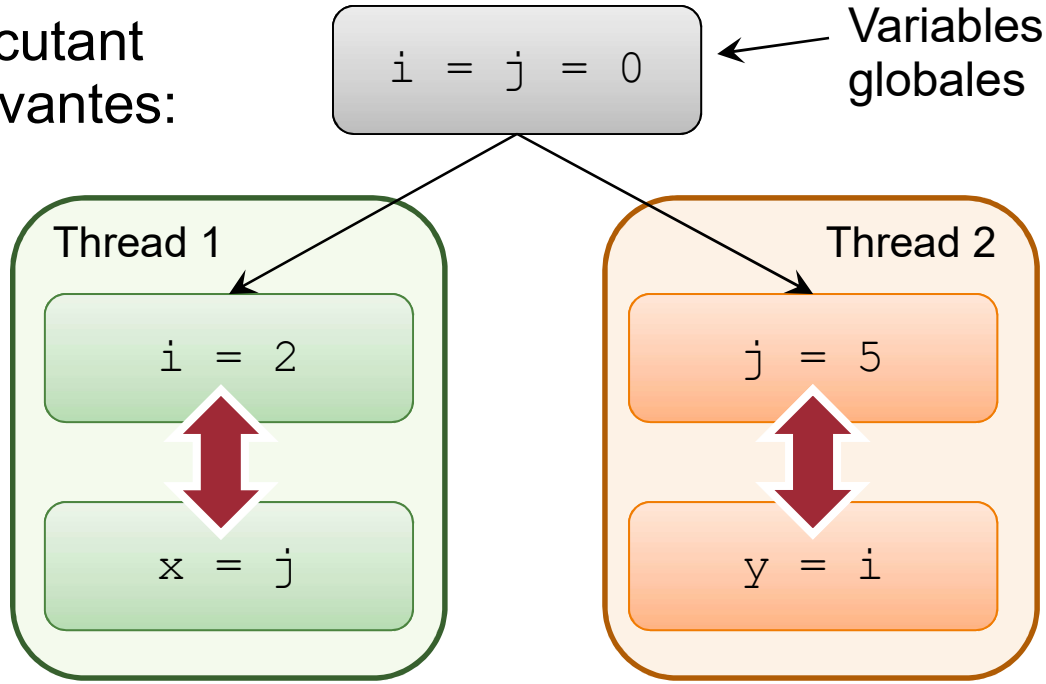
- Soit 2 threads exécutant les instructions suivantes:



- Quelles sont les valeurs potentielles de `x` et `y` une fois les 2 threads terminés ?
- `x = 0` et `y = 0` est une solution possible ? **OUI !**
- Optimisation du code ⇨ le compilateur (considérant qu'il s'agit de 2 morceaux de code séquentiels) peut réarranger le code afin d'optimiser l'accès aux variables car les instructions de chaque thread sont indépendantes !

Cohérence séquentielle

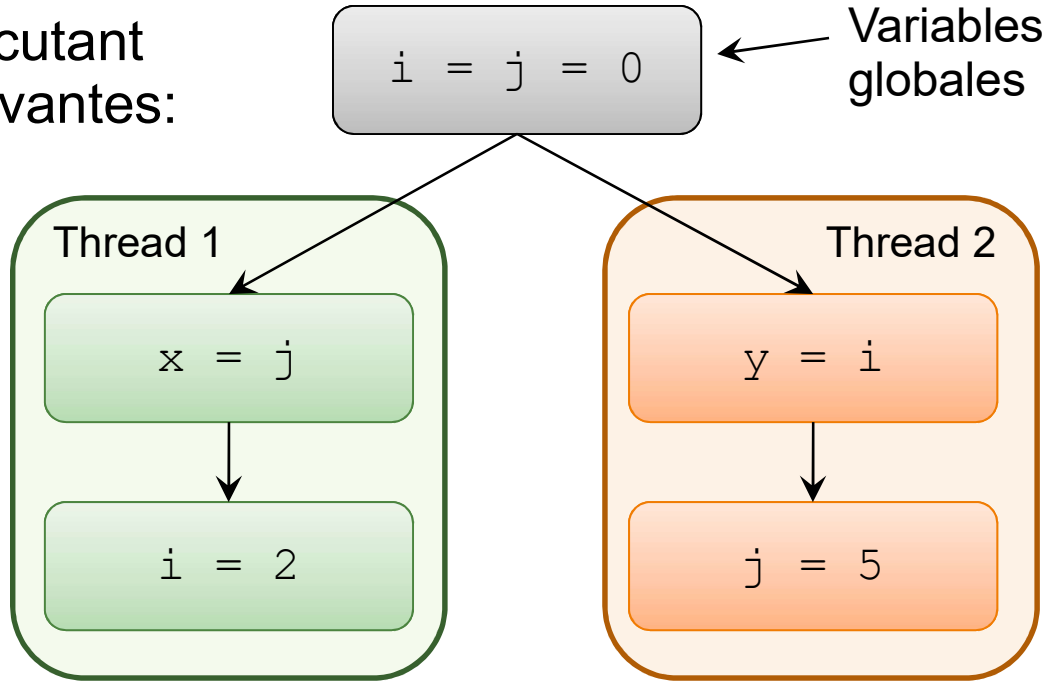
- Soit 2 threads exécutant les instructions suivantes:



- Quelles sont les valeurs potentielles de `x` et `y` une fois les 2 threads terminés ?
- `x = 0` et `y = 0` est une solution possible ? **OUI !**
- Optimisation du code ⇨ le compilateur peut réarranger le code afin d'optimiser l'accès aux variables car les instructions de chaque thread sont indépendantes !

Cohérence séquentielle

- Soit 2 threads exécutant les instructions suivantes:



- Quelles sont les valeurs potentielles de `x` et `y` une fois les 2 threads terminés ?
- `x = 0` et `y = 0` est une solution possible ? **OUI !**
- Optimisation du code ⇨ le compilateur peut réarranger le code afin d'optimiser l'accès aux variables car les instructions de chaque thread sont indépendantes !

Concurrence et compilateur

- Afin d'améliorer la vitesse du code exécuté, le compilateur effectue diverses optimisations (variables dans des registres, réordonnancement instructions pour éviter accès mémoire successifs, suppression variables, déplacement de code, etc.).

- Ces optimisations ne **changent pas** le comportement du code dans un **contexte séquentiel**.

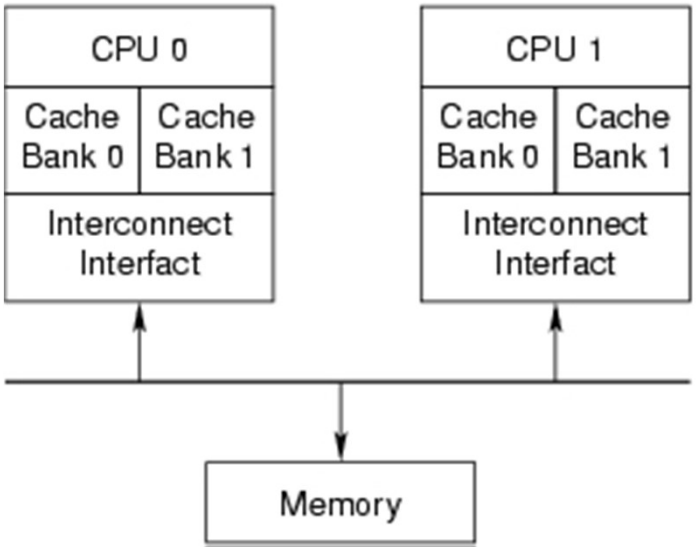
- Cependant, dans un contexte concurrent ou parallèle, ce n'est plus nécessairement le cas !

⇨ **le compilateur C analyse le code uniquement dans le cadre d'un contexte séquentiel !**

- Le mot-clé **volatile** permet de forcer le compilateur à n'effectuer aucune optimisation sur la variable, mais il n'est pas suffisant, comme nous allons le voir.

Problème de cohérence mémoire

- Accès à la mémoire « très lent » ⇨ mémoire cache permet de fortement diminuer la latence des accès.
- **Problème sur architectures multi-processeurs** : chaque CPU possède une cache locale ⇨ cohérence de la mémoire partagée ?



- La cohérence mémoire à un instant *t* n'est **pas garantie** et dépend de l'architecture matérielle!

Atomicité sur un processeur récent

- Alors comment assurer l'atomicité de la séquence:
  1. Lecture de la valeur d'une variable pour déterminer si la section critique est accessible
  2. Réservation de l'accès à la section critique en modifiant la valeur d'une variable

- Sur un système multiprocesseur avec plusieurs niveau de mémoire cache?

➢ La solution est **matérielle**: il faut fournir au programmeur une ou plusieurs instructions qui assurent d'être atomiques et qui permettent de constituer un verrou

Barrières mémoires

- Les processeurs modernes peuvent potentiellement changer l'ordre des instructions *load* et *store* **à la volée** afin d'optimiser l'accès à la mémoire dans le but d'éviter des accès manqués à la cache (*cache misses*).

- **Une barrière mémoire** est une instruction processeur (`mfence` sur x86) forçant le CPU à invalider le contenu de sa mémoire cache et de ne faire aucune optimisation sur les accès mémoire.

- L'accès à la mémoire devient alors **sérialisé** et la consistance mémoire est ainsi **garantie**.

  ⇨ **Désavantage**: le code accédant à la mémoire est alors beaucoup plus lent.

- Les primitives de synchronisation (mutex, sémaphore, etc.) utilisent des barrières mémoires lors de l'accès en section critique.

Masquage des interruptions

- La plupart des systèmes d'exploitation implémentent la commutation de tâche avec un timer déclenchant une interruption toutes les X millisecondes (typiquement 10 ms). Cette période est appelée 'tick' de l'OS.
- Cette période spécifie le quantum de temps disponible pour chaque thread ; à chaque interruption le thread courant est bloqué et un nouveau thread est élu afin d'être exécuté par le processeur.
- Chaque interruption, ce timer peut provoquer un changement de contexte.
- **Sur une architecture monoprocesseur, masquer les interruptions garanti qu'une section de code ne soit pas interrompue** (→ atomicité).
- **Inconvénients** :
  - Fonctionne uniquement sur des architectures **monoprocesseurs**.
  - Empêche l'exécution d'I/O simultanées ⇨ dégradation des performances.

Algorithme par masquage d'interruptions

- Exclusion mutuelle en masquant, puis démasquant les interruptions à l'aide d'instructions assembleur :

```
void *thread(void *param) {
    // Protocole d'entrée
    cli  // masque les interruptions(x86)

    // Section critique
    ...

    // Protocole de sortie
    sti  // démasque les interruptions (x86)
}
```

- La section critique doit **d'être courte**, sinon **risque** de pertes d'interruptions provenant des périphériques.

Instructions matérielles

- Les processeurs modernes implémentent diverses instructions matérielles **atomiques** pour palier aux problèmes vus précédemment et rendre les algorithmes d'exclusion mutuelle plus facilement implémentables et robustes :

  - instructions *Test And Set* (TAS) ;
  - instructions *Compare And Swap* (CAS) ;
  - instructions d'échange.

Algorithme avec instruction matérielle

- Exclusion mutuelle à l'aide d'une instruction *Test And Set:*

```
// Émulation de l'instruction atomique TAS
int test_and_set(int *val) {
    int prev = *val;
    *val = 1;
    return prev;
}



void *thread(void *param) {
    // Protocole d'entrée


    // Section critique


    // Protocole de sortie


}
```

Algorithme avec instruction matérielle

- Exclusion mutuelle à l'aide d'une instruction *Test And Set:*

```
// Émulation de l'instruction atomique TAS
int test_and_set(int *val) {
    int prev = *val;
    *val = 1;
    return prev;
}

int lock = 0;

void *thread(void *param) {
    // Protocole d'entrée


    // Section critique


    // Protocole de sortie


}
```

Algorithme avec instruction matérielle

- Exclusion mutuelle à l'aide d'une instruction *Test And Set:*

```
// Émulation de l'instruction atomique TAS
int test_and_set(int *val) {
    int prev = *val;
    *val = 1;
    return prev;
}

int lock = 0;

void *thread(void *param) {
    // Protocole d'entrée
    while (test_and_set(&lock)) {}

    // Section critique


    // Protocole de sortie
    lock = 0;

}
```

Attente active et passive

- **Attente active** : le temps processeur est gaspillé au test d'une condition (boucle) pour bloquer un thread.
- **Attente passive** : le CPU s'endort (=faible consommation) jusqu'à ce qu'il reçoive une interruption. Lorsque celle-ci arrive, elle peut débloquer un thread.

- Les algorithmes vus précédemment utilisaient l'attente active.
- L'attente passive étant préférable, les mécanismes suivants l'utilisent:
  - verrous ;
  - sémaphores ;
  - variables de condition.
- Ces mécanismes facilitent la conception d'algorithmes, mais n'éliminent pas les risques d'erreurs !
- Le kernel doit les supporter

Récapitulatif des définitions

Opération atomique	Opération **indivisible**, c'est-à-dire exécutée en un seul bloc.
Section critique	Section de code accédant à des ressources partagées accédée par un seul thread.
Ressource critique	Ressource non partageable accédée par plusieurs threads.
Interblocage (*deadlock*)	Situation où un ou plusieurs threads sont bloqués de manière permanente.
Exclusion mutuelle	Garantie qu'un seul thread au maximum peut s'exécuter en section critique.
Situation de concurrence (*race condition*)	Situation où plusieurs threads accèdent à une ressource partagée en même temps. Le résultat dépend du timing de l'exécution.
Famine (*starvation*)	Situation où un ou plusieurs threads n'ont pas la garantie d'accéder à leur section critique en un temps fini.

Ressources

- « **Modern multithreading** », Richard H. Carver, Kuo-Chung Tai, Wiley.
- « **Operating System Concepts (9th Edition)** », Avi Silberschatz, Peter Baer Galvin, Greg Gagne John Wiley & Sons, Inc.
- « **The Art of Multiprocessor Programming** » Maurice Herlihy, Nir Shavit – Editions Morgan Kaufmann Publishers
- `gcc` built-in functions for atomic memory access
  http://gcc.gnu.org/onlinedocs/gcc-4.1.0/gcc/Atomic-Builtins.html