INF 560
Calcul Parallèle et Distribué
Cours 4

Eric Goubault

CEA, LIST & Ecole Polytechnique

3 février 2014

ÉCOLE POLYTECHNIQUE

Plan du cours

- CUDA, en mode “PRAM”:
  - exemple du `scan` (sauf de pointeur)
  - attention au modèle mémoire!
- Les synchronisations en CUDA
  - synchronisation intra-block, device/host
  - opérations atomiques en CUDA (pas de façon commode de synchroniser inter-bloc!)
  - application au calcul non typiquement SIMT et au calcul de π, cf. TD)
- Et en JAVA?

ÉCOLE POLYTECHNIQUE

En TD, vous avez vu...

Un calcul de π inefficace sur GPU:

- Coût de communication CPU$\leftrightarrow$GPU prohibitif par rapport au calcul. Solutions possibles:
  - Plus de calcul...(augmenter n)
  - Moins de communications...(faire la somme des sommes partielles sur le GPU: cf. SCAN après)

```
for d := 1 to log2n do
    forall k in parallel do
        if k ≥ 2^d then
            x[out][k] := x[in][k − 2^(d-1)] + x[in][k]
        else
            x[out][k] := x[in][k]
    swap(in, out)
```

  - Communiquer de façon asynchrone avec le calcul (`cudaMemcpyasync`, après)
- Partie séquentielle non négligeable restant sur le CPU, cf. loi d'Amdahl, plus tard... (cf. SCAN également)
- Il ne suffit pas d'avoir beaucoup de processeurs pour faire quelque chose d'efficace...

ÉCOLE POLYTECHNIQUE

SCAN: IMPLÉMENTATION CUDA (NAIVE)

(scan_kernel.cu)

```
__global__ void scan(float *g_odata, float *g_idata, int n)
{
// Dynamically allocated shared memory for scan kernels
extern __shared__ float temp[];
int thid = threadIdx.x;
int pout = 0;
int pin = 1;
// Cache the computational window in shared memory
temp[pout*n + thid] = (thid > 0) ? g_idata[thid-1] : 0;
```

Subtilité

- Ce code nous permet de voir une nouveauté en CUDA...
- Jusqu'ici nous n'avons alloué la mémoire partagée statiquement: `__shared__ float x[100];`
- Quand on ne connait pas avant l'exécution la taille souhaitée: `extern __shared float x[];`: le `extern` est obligatoire...
- ...et il y a une subtilité à l'appel du kernel...(plus loin)

ÉCOLE POLYTECHNIQUE

Implémentation CUDA

```
for (int offset = 1; offset < n; offset *= 2)
{
  pout = 1 - pout;
  pin  = 1 - pout;
  __syncthreads();
  temp[pout*n+thid] = temp[pin*n+thid];
  if (thid >= offset)
    temp[pout*n+thid] += temp[pin*n+thid - offset];
  }
  __syncthreads();
  g_odata[thid] = temp[pout*n+thid];
}
```

ÉCOLE POLYTECHNIQUE

Autre subtilité: `__syncthreads()`

Barrière de synchronisation:

- Tous les threads *du même bloc* vont s'attendre à ce point de rendez-vous
- avant de continuer leur exécution
- Permet ici de s'assurer que tous les threads ont fait leur calcul en mémoire partagée avant d'écrire le résultat en mémoire globale

ÉCOLE POLYTECHNIQUE

Implémentation CUDA

(scan.cu)

```
int main( int argc, char** argv)
{    runTest( argc, argv);
     return 1; }
void runTest( int argc, char** argv)
{
// initialize the input data on the host to be integer values
// between 0 and 1000
for( unsigned int i = 0; i < num_elements; ++i)
  h_data[i] = floorf(1000*(rand()/(float)RAND_MAX));
// compute reference solution
float* reference = (float*) malloc( mem_size);
computeGold( reference, h_data, num_elements);
```

Implémentation CUDA

```
// allocate device memory input and output arrays
float* d_idata;
float* d_odata[3];
cudaMalloc( (void**) &d_idata, mem_size);
cudaMalloc( (void**) &(d_odata[0]), mem_size);
cudaMalloc( (void**) &(d_odata[1]), mem_size);
cudaMalloc( (void**) &(d_odata[2]), mem_size);
// copy host memory to device input array
cudaMemcpy( d_idata, h_data, mem_size, cudaMemcpyHostToDevice);
```

ÉCOLE POLYTECHNIQUE

Implémentation CUDA

```
// setup execution parameters
// Note that these scans only support a single thread-block worth of data,
// but we invoke them here on many blocks so that we can accurately compare
// performance
    dim3  grid(256, 1, 1);
    dim3  threads(num_threads*2, 1, 1);

unsigned int numIterations = 100;
for (unsigned int i = 0; i < numIterations; ++i)
  {
  scan<<< grid, threads, 2 * shared_mem_size >>>
            (d_odata[0], d_idata, num_elements);
  }
cudaThreadSynchronize();
...
```

Allocation de la mémoire partagée

- Il faut passer, au moment de l'appel au kernel, la taille à allouer en mémoire partagée par multiprocesseur
- `kernel<<<griddim, blockdim, sharedmemsize>>>`
- Attention, on n'alloue qu'un bloc mémoire contigu comme cela, charge au programmeur de le découper en les données dont il a besoin...

Visibilité des lectures et écritures

Quels sont les résultats possibles du code suivant?

```
__device__ int X = 1;

__device__ void writeX() {
    X = 10;
}

__device__ void readX(int *a, int *b) {
    *a = X;
    *b = X;
}
```

Le thread 0 fait `writeX()`, le thread 1 fait `readX()`

Visibilité des lectures et écritures

- Avec le modèle mémoire habituel, *à cohérence séquentielle* (ex. JAVA), on a soit
  - `*a=1` et `*b=1`, si le thread 1 s'exécute entièrement avant le thread 0
  - `*a=10` et `*b=10`, si le thread 0 s'exécute entièrement avant le thread 1
  - `*a=1` et `*b=10`, si le thread 1 est interrompu entre ses deux lectures par l'exécution du thread 0

Visibilité des lectures et écritures

- Avec le modèle mémoire habituel, *à cohérence séquentielle* (ex. JAVA), on a soit
  - `*a=1` et `*b=1`, si le thread 1 s'exécute entièrement avant le thread 0
  - `*a=10` et `*b=10`, si le thread 0 s'exécute entièrement avant le thread 1
  - `*a=1` et `*b=10`, si le thread 1 est interrompu entre ses deux lectures par l'exécution du thread 0
- Avec le modèle mémoire "faible" (multi-coeurs, GPUs...) on peut en plus avoir `*a=10` et `*b=1`, par exemple si la première lecture de `X` (dans `*a`) se fait, dans la "vue" du thread 1, après la deuxième (dans `*b`), même si elle est "déclenchée" après a priori.

Solution: memory Fences

- `void __threadfence_block();`
- `void __threadfence();`
- `void __threadfence_system();`
- ces instructions "forcent" la visibilité de l'écriture/lecture, pour les threads du bloc, de la carte, et du système (plusieurs cartes, si CUDA capability>=2.0) respectivement

Solution

Insérer `thread_fence_block()` entre les deux lectures, dans `readX()` si les deux threads sont dans le même bloc, sinon `thread_fence()` si ils sont dans le même device, sinon `thread_fence_system()`.

ÉCOLE POLYTECHNIQUE

Plus généralement: synchronisation en CUDA

- Même problème qu'en JAVA, à cause de la mémoire partagée...
- Pas de sémaphores, mais quelques fonctions de synchronisation:
  - intra-bloc: `__syncthreads();`
  - entre le GPU et le CPU (très inefficace: attend la fin de l'appel au kernel): `cudaThreadSynchronize();` (mais aussi les `cudaMemcpy();` par effet de bord)
  - les fonctions "atomiques" (ininterruptibles)
- Ces fonctions atomiques font des opérations "read-modify-write" sans interférence par d'autre threads
- S'appliquent à la mémoire globale et à la mémoire partagée

Quelques fonctions atomiques CUDA

- `int atomicAdd(int *address, int val);` (ajoute val à la valeur pointée à l'adresse `address`)
- `int atomicSub(int *address, int val);` (retire val à la valeur pointée à l'adresse `address`)

Ces deux fonctions retournent les valeurs avant modification.

Autres fonctions atomiques CUDA

- `int atomicExch(int* address, int val);` stocke `val` dans `address`
- `int atomicMin(int* address, int val);`
- `int atomicMax(int *address, int val);`
- `unsigned int atomicInc(unsigned int* address, unsigned int val);` incrémente `address` de 1 si la valeur stockée précédemment est inférieure ou égale à `val`

ÉCOLE POLYTECHNIQUE

Autres fonctions atomiques CUDA

- `unsigned int atomicDec(unsigned int* address, unsigned int val);`
- `int atomicAnd(int* address, int val);`
- `int atomicOr(int* address, int val);`
- `int atomicXor(int* address, int val);`

Compare and Swap

Fonction très utile:

- `int atomicCAS(int* address, int compare, int val);`
- compare la valeur à l'adresse `address` à `compare` et écrit `val` à l'adresse `address` seulement si cette valeur est égale à `compare`
- permet de coder des modifications atomiques de valeurs de variables, sans les sémaphores binaires

Amélioration du calcul de π

```
__device__ unsigned int count = 0;
__shared__ bool isLastBlockDone;

__device__ float calculateTotalSum(float *result) {
// En general, saut de pointeur sur BLOCKSIZE<N threadproc
}

__device__ float calculatePartialSum(const float *array, int N) {
// Saut de pointeur sur N thread proc
}

__global__ void sum(const float* array, unsigned int N, float* result) {
    // Chaque bloc calcule une somme partielle de array
    float partialSum = calculatePartialSum(array, N);
    if (threadIdx.x == 0) {
        // Thread 0 de chaque bloc stocke la somme partielle en mem globale
        result[blockIdx.x] = partialSum;
        // Pour rendre visible au dernier block
        __threadfence();
        // Thread 0 de chaque bloc signale qu'il a effectue le calcul
        unsigned int value = atomicInc(&count, gridDim.x);
        // Thread 0 de chaque bloc determine si son bloc est le dernier
        isLastBlockDone = (value == (gridDim.x - 1));  }
```

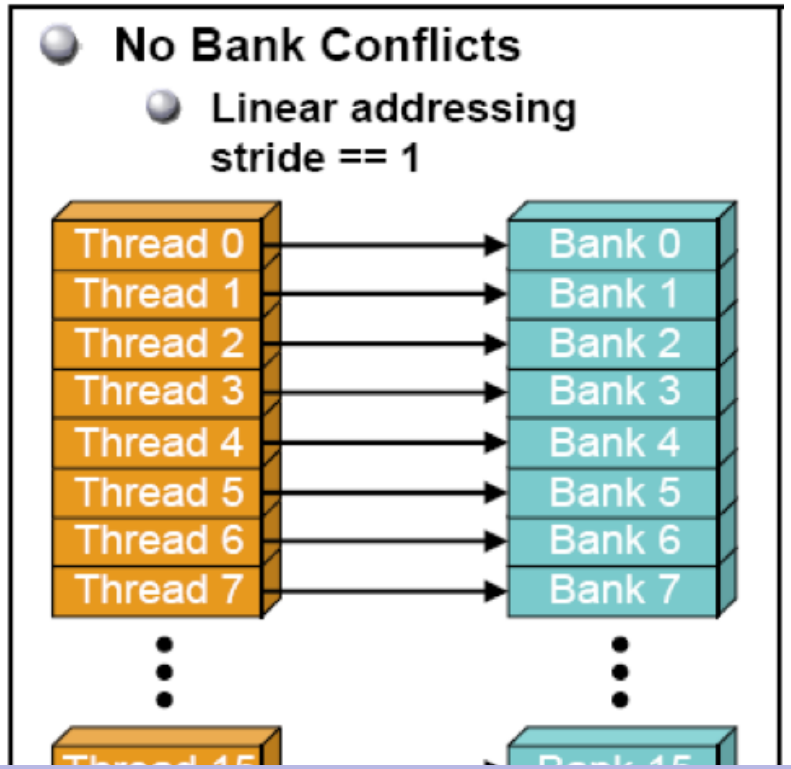
Exemple d'utilisation

Suite

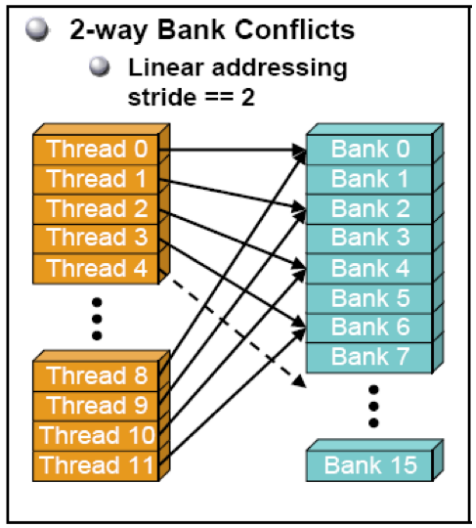
```
// Pour que chaque thread lise la valeur correct de isLastBlockDone
__syncthreads();
if (isLastBlockDone) {
    // Dernier bloc somme les sommes dans result[0 .. gridDim.x-1])
    float totalSum = calculateTotalSum(result);
    if (threadIdx.x == 0) {
        // Thread 0 du dernier bloc stocke la somme globale en mem globale
        // et reinitialie count pour une nouvelle execution du noyau
        result[0] = totalSum;
        count = 0;          } } }
```

Optimisation accès mémoire: "Bank conflict"?

- La mémoire d'une machine parallèle à mémoire partagée est généralement partitionnée en bancs sur lesquelles un seul `read` ou un seul `write` (de mots 32 bits ici) est effectué à tout instant (2 cycles en général)
- Cf. PRAM EREW...



"Bank conflict"?



- Cas de conflit:
- Perte de performance: sérialisation des accès mémoire...
- Cas particulier: tous les threads d'un warp lisent la même adresse en même temps...pas de conflit!
- Ex. les cartes G80:
  - ont 16 banks, faits de mots 32 bits contigus
  - Donc # bank=adresse % 16
  - attention à l'alignement des données! (`__ALIGN(X)`)

Exemple de "bank conflict"

Code standard:

```
__global__ void test(int *gpA)
{
    __shared__ int sa[16];
    sa[0]=3; // bank conflict if blocksize > 1
    gpA[0]=sa[0]; // bank conflict again
}
```

Pour aller plus loin

- `cudaMemcpyToArray(struct cudaArray * dstArray,size_t dstX,size_t dstY,const void * src,size_t count,enum cudaMemcpyKind kind)`
- `cudaMemcpy2D(void * dst,size_t dpitch,const void * src,size_t spitch,size_t width,size_t height,enum cudaMemcpyKind kind)`
- Depuis la carte pour allouer dans la mémoire du CPU: `cudaMallocHost(void **pointer, size_t size)` , `cudaFreeHost`

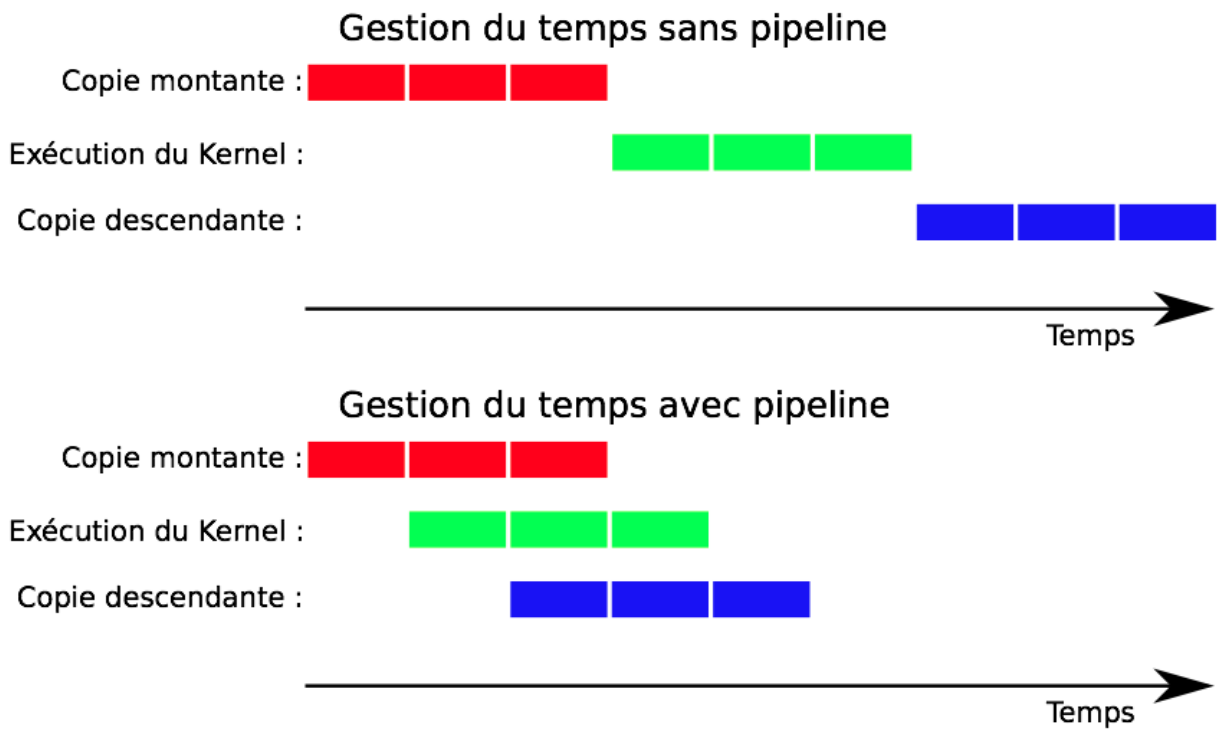
ÉCOLE POLYTECHNIQUE

Communication asynchrone

(à partir d'ici compiler avec `nvcc -arch sm_30` pour avoir accès aux fonctions "avancées", "CUDA capability 3.0")

- `cudaMemcpyAsync` pour des copies asynchrones (potentiellement, c.-à-d. non bloquantes):
  - mais il faut verrouiller des bouts de mémoire, et les déverouiller explicitement (`HostRegister`, `HostUnregister` sur l'hôte, à partir de la version 4 de CUDA)
  - ou alors associer les `cudaMemcpy` à des "CUDA streams": plusieurs "copy engines" (si l'architecture le permet) permettent de faire plusieurs transferts mémoires en parallèle, et en parallèle de l'exécution. On verra au cours 6/7 l'intérêt algorithmique de ces "recouvrements" communication/calcul.

Communication asynchrone (suite)



- Implémentés au niveau logique par les streams: permettent de s'assurer de l'ordre dans lequel on lancera la copie de l'entrée du programme, puis le lancement du kernel, puis la recopie vers la mémoire hôte.

Exemple de stream

```
// Create Streams
cudaStream_t streamA, streamB;
cudaStreamCreate(&streamA);
cudaStreamCreate(&streamB);

// Create Event
cudaEvent_t sync;
cudaEventCreate(&sync);

// Uploads
cudaMemcopy(pDeviceA, pHostA, sizeInByteA, cudaMemcpyHostToDevice, streamA);
cudaMemcopy(pDeviceA, pHostA, sizeInByteA, cudaMemcpyHostToDevice, streamA);

// Kernels
kernelA<<<BpG, TpB, 0, streamA>>>(pDeviceA);
kernelB<<<BpG, TpB, 0, streamB>>>(pDeviceB);

// Downloads
cudaMemcopy(pHostA, pDeviceA, sizeInByteA, cudaMemcpyDevicetoHost, streamA);
cudaMemcopy(pHostB, pDeviceB, sizeInByteB, cudaMemcpyDevicetoHost, streamB);
```

CUDA event

- Attaché à un CUDA stream
- Intérêt: opération de synchronisation permettant de faire attendre le CPU jusqu'à ce que l'évènement (event) ait été exécuté par le stream.
- cudaEventCreate, cudaEvenRecord pour l'attacher à un stream, cudaEventSynchronize pour synchroniser
- Peut être une synchronisation globale: il faut l'attacher au contexte d'exécution CUDA qui est le stream 0

```
// Synchronize on CUDA context
cudaEventRecord(sync, 0);
cudaEventSynchronize(sync);

// Destroy Event
cudaEventDestroy(sync);

// Destroy Streams
cudaStreamDestroy(streamA);
cudaStreamDestroy(streamB);
```

CUDA 5.5/6.0 - CUDA capability 3.5

Sur les cartes les plus récentes (Tesla), on a des possibilités encore bien meilleures:

- Communication directe entre la mémoire de plusieurs device (et espace d'adressage virtuel pour les devices, et le host)
- Parallélisme dynamique: création dynamique de processus, avec des grilles propres...

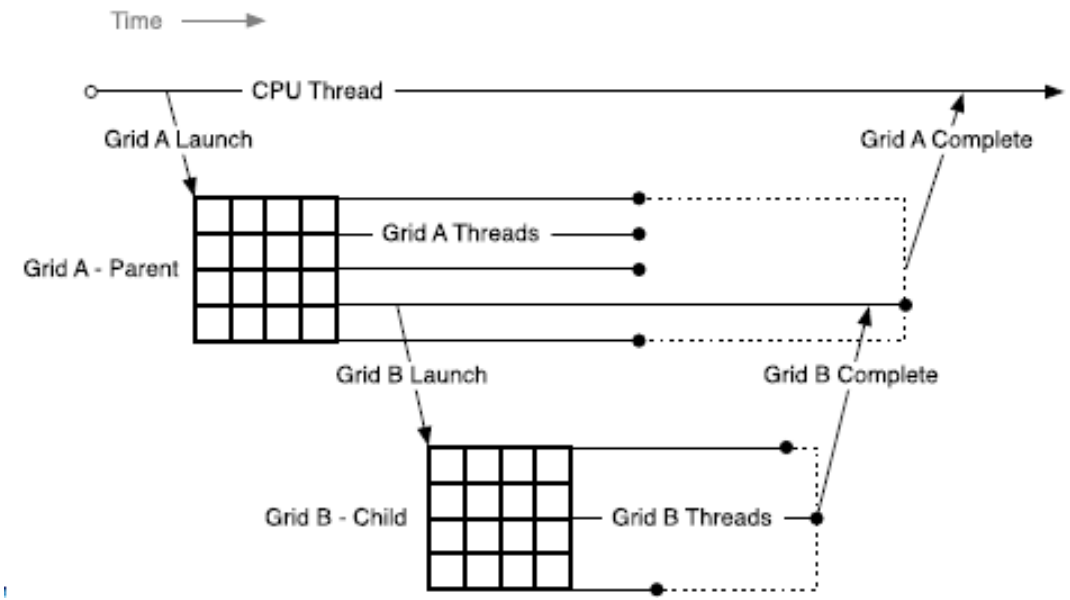
```
__global__ void child_launch(int *data) {
    data[threadIdx.x] = data[threadIdx.x]+1;
}

__global__ void parent_launch(int *data) {
    data[threadIdx.x] = threadIdx.x;
    __syncthreads();
    if (threadIdx.x == 0) {
        child_launch<<< 1, 256 >>>(data);
        cudaDeviceSynchronize(); }
    __syncthreads(); }

void host_launch(int *data) {
     parent_launch<<< 1, 256 >>>(data); }
```

ÉCOLE POLYTECHNIQUE

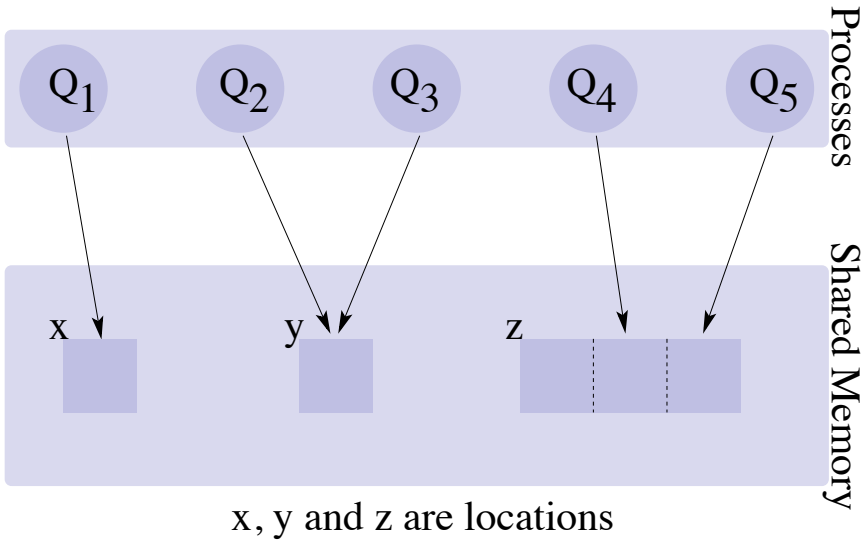
CUDA 5.5/6.0 - CUDA capability 3.5



Pour expérimenter...(et les projets en CUDA):

- Machine du LIX: 2 device chacun de 2496 coeurs
- Accessible depuis les salles TD à l'IP 129.104.252.237
- Me montrer un programme CUDA qui marche puis m'envoyer un mail pour avoir accès (ensuite ce sera login et mot de passe LDAP)

Cas particulier de primitives d'exclusion mutuelle



Primitives classiques (Dijkstra 1968...)

- Sémaphore binaires ou mutex, ou verrou: permettant l'accès exclusif à des ressources partagées. Résoud le problème d'exclusion mutuelle (`synchronized` JAVA).
- Généralisation: sémaphores à compteur (verrou pouvant être détenu par jusqu'à n processus mais pas $n+1$).
- Moniteurs: mécanisme de signalisation élémentaire.

Sémaphores? Revenons au JAVA et aux comptes...

```
public class Compte {
    private int valeur;

    Compte(int val) {
        valeur = val;
    }

    public int solde() {
        return valeur;
    }

    public void depot(int somme) {
        if (somme > 0)
            valeur+=somme;
    }

    public boolean retirer(int somme)
            throws InterruptedException {
        if (somme > 0)
            if (somme <= valeur) {
                Thread.currentThread().sleep(50);
                valeur -= somme;
                Thread.currentThread().sleep(50);
                return true;
            }
        return false;
    } }
```

La banque...

```
public class Banque implements Runnable {
    Compte nom;

    Banque(Compte n) {
        nom = n; }

    public void Liquide (int montant)
            throws InterruptedException {
        if (nom.retirer(montant)) {
            Thread.currentThread().sleep(50);
            Donne(montant);
            Thread.currentThread().sleep(50); }
        ImprimeRecu();
        Thread.currentThread().sleep(50); }

    public void Donne(int montant) {
        System.out.println(Thread.currentThread().
getName()+": Voici vos " + montant + " euros."); }

    public void ImprimeRecu() {
        if (nom.solde() > 0)
            System.out.println(Thread.currentThread().
getName()+": Il vous reste " + nom.solde() + " euros.");
        else
            System.out.println(Thread.currentThread().
        getName()+": Vous etes fauches!");
    }
```

```
    public void run() {
        try {
            for (int i=1;i<10;i++) {
                Liquide(100*i);
                Thread.currentThread().sleep(100+10*i);
            }
        } catch (InterruptedException e) {
            return;
        }
    }

    public static void main(String[] args) {
        Compte Commun = new Compte(1000);
        Runnable Mari = new Banque(Commun);
        Runnable Femme = new Banque(Commun);
        Thread tMari = new Thread(Mari);
        Thread tFemme = new Thread(Femme);
        tMari.setName("Conseiller Mari");
        tFemme.setName("Conseiller Femme");
        tMari.start();
        tFemme.start();
    }
}
```

Une exécution

```
% java Banque
Conseiller Mari: Voici vos 100 euros.
Conseiller Femme: Voici vos 100 euros.
Conseiller Mari: Il vous reste 800 euros.
Conseiller Femme: Il vous reste 800 euros.
Conseiller Mari: Voici vos 200 euros.
Conseiller Femme: Voici vos 200 euros.
Conseiller Femme: Il vous reste 400 euros.
Conseiller Mari: Il vous reste 400 euros.
Conseiller Mari: Voici vos 300 euros.
Conseiller Femme: Voici vos 300 euros.
Conseiller Femme: Vous etes fauches!
Conseiller Mari: Vous etes fauches! ...
```

Résultat...

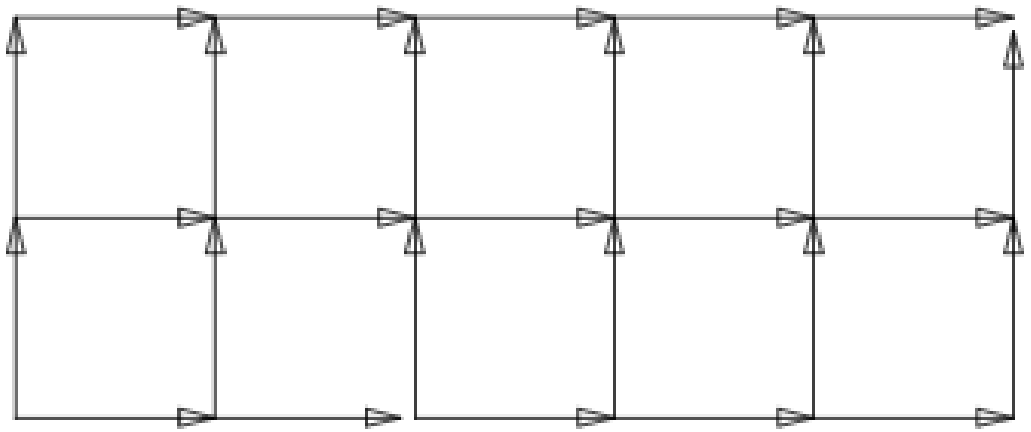
- Le mari a retiré 600 euros du compte commun,
- La femme a retiré 600 euros du compte commun,
- qui ne contenait que 1000 euros au départ!

Explication

("Sémantique")

- L'exécution de plusieurs threads se fait en exécutant une action insécable ("atomique") de l'un des threads, puis d'un autre ou d'éventuellement du même etc.
- Tous les "mélanges" possibles sont permis

Sémantique par entrelacements



ÉCOLE POLYTECHNIQUE

Explication et solution

Explication

Si les 2 threads `tMari` et `tFemme` sont exécutés de telle façon que dans `retirer`, chaque étape soit faite en même temps:

- Le test pourra trouvé être satisfait par les deux threads en même temps,
- qui donc retireront en même temps de l'argent.

Une solution

- Rendre "atomique" le fait de `retirer` de l'argent,
- Se fait en déclarant "synchronisée" la méthode `retirer` de la classe `Compte`:

```
public synchronized boolean retirer(int somme)
```

Maintenant...

```
% java Banque
Conseiller Mari: Voici vos 100 euros.
Conseiller Mari: Il vous reste 800 euros.
Conseiller Femme: Voici vos 100 euros.
Conseiller Femme: Il vous reste 800 euros.
Conseiller Mari: Voici vos 200 euros.
Conseiller Mari: Il vous reste 400 euros.
Conseiller Femme: Voici vos 200 euros.
Conseiller Femme: Il vous reste 400 euros.
Conseiller Femme: Il vous reste 100 euros.
Conseiller Mari: Voici vos 300 euros.
Conseiller Mari: Il vous reste 100 euros.
Conseiller Femme: Il vous reste 100 euros.
Conseiller Mari: Il vous reste 100 euros...
```

Résultat...

- Le mari a tiré 600 euros,
- La femme a tiré 300 euros,
- et il reste bien 100 euros dans le compte commun.

Remarque

- `synchronized` qualifie une méthode, mais est en fait un verrou au niveau de l'objet sur lequel s'applique la méthode
- dans le cas d'une méthode `static`, le verrou s'applique à la classe (i.e. toutes ses instances sont verrouillées)

Moniteurs: `wait()` et `notify()` en JAVA

Chaque objet fournit un verrou, mais aussi un mécanisme de mise en attente (forme primitive de communication inter-threads; similaire aux variables de conditions ou aux moniteurs):

- `void wait()` attend l'arrivée d'une condition sur l'objet sur lequel il s'applique (en général `this` - mais pas seulement! voir après). Doit être appelé depuis l'intérieur d'une méthode ou d'un bloc `synchronized`, (il y a aussi une version avec timeout): on y revient aussi après!
- `void notify()` notifie un thread en attente d'une condition, de l'arrivée de celle-ci. De même, dans `synchronized`.
- `void notifyAll()` même chose mais pour tous les threads en attente sur l'objet.

ÉCOLE POLYTECHNIQUE

Plus précisément

- Chaque objet JAVA *o* comporte une liste de threads en attente
- un thread y rentre en exécutant `o.wait()`
- un thread en sort si un `o.notify()` est exécuté par un autre thread, et que ce soit celui-ci dans la liste qui est libéré (en général, c'est le premier en attente qui est libéré)
- on doit absolument protéger l'accès à cette liste d'attente par un `synchronized`, le plus sûr étant un `synchronized(o)` (mais pas forcément, ce peut être sur la méthode faisant le `wait()` par exemple, si bien étudié...)

Un exemple (faux...)

Considérons :

```
class buffer1 {
 Object data = null;

 public synchronized void push(Object d) {
  try { if (data != null) wait();
   } catch (Exception e) { System.out.println(e); return; }
  data = d;
  System.out.println("Pushed␣"+data);
  try { if (data != null) notify();
   } catch (Exception e) { System.out.println(e); return; }  }

 public Object pop() {
  try { if (data == null) wait();
   } catch (Exception e) { System.out.println(e); return null; }
  Object o = data;
  System.out.println("Read␣"+o);
  data = null;
  try { if (data == null) notify();
  } catch (Exception e) { System.out.println(e); return null; }
  return o; } }
```

Les threads producteur/consommateur

```
class Prod extends Thread {
 buffer1 buf;

 public Prod(buffer1 b) {
  buf = b; }

 public void run() {
  while (true) {
   buf.push(new Integer(1)); } } }

class Cons extends Thread {
 buffer1 buf;

 public Cons(buffer1 b) {
  buf = b; }

 public void run() {
  while (true) {
   buf.pop(); } } }
```

Le main...

Construit 1 producteur et 2 consommateurs qui se partagent un buffer:

```
public class essaimon0 {
 public static void main(String[] args) {
  buffer1 b = new buffer1();
  new Prod(b).start();
  new Cons(b).start();
  new Cons(b).start(); } }
```

Première erreur...

```
is010046:Cours04new Eric$ javac essaimon0.java
is010046:Cours04new Eric$ java essaimon0 | more
Pushed 1
Read 1
java.lang.IllegalMonitorStateExceptionfrom pop-notify
java.lang.IllegalMonitorStateExceptionfrom pop-wait
java.lang.IllegalMonitorStateExceptionfrom pop-wait
...
```

Pas de `synchronized` dans la méthode `pop()`: non repéré à la compilation, mais à l'exécution!

ÉCOLE POLYTECHNIQUE

Correction...

On rajoute `synchronized` dans la méthode `pop()`, puis:

```
is010046:Cours04new Eric$ javac essaimon0.java
is010046:Cours04new Eric$ java essaimon0 | more
Pushed 1
Read 1
Pushed 1
Read 1
Pushed 1
Read 1
Read null
Read null
...
```

Quel est le problème?

- `wait()` et `notify()` s'appliquent ici sur `this` qui est toujours le même et unique `buffer`
- Supposons que `data=null` (pas de `push` par exemple, ou un `pop` effectué)
- Quand le premier consommateur exécute `pop()`, il voit `data=null` et fait `wait()` : **il suspend sa prise de verrou sur le** `buffer`
- Le deuxième consommateur peut donc s'exécuter, voit `data=null` et fait `wait()` : **il suspend sa prise de verrou sur le** `buffer`
- Le producteur n'est pas bloqué, voit `data=null` et fait `data=1` puis `notify`, débloquant ainsi l'un des deux consommateurs, disons le premier
- Le premier consommateur lit alors `1` puis fait `data=null` et `notify()` et termine, libérant son verrou sur le `buffer`
- Le deuxième consommateur est alors débloqué et fait `read null`...

ÉCOLE POLYTECHNIQUE

Une solution possible...

Utiliser deux objets, associé au buffer, qui signale “vide” et un autre qui signale “plein” (variables de conditions...):

```
Object full  = new Object();
Object empty = new Object();
Object data = null;
public void push(Object d) {
 synchronized(full) {
  try { if (data != null) full.wait();
   } catch (Exception e) { System.out.println(e); return; } }
 data = d;
 System.out.println("Pushed␣"+data);
 synchronized(empty) {
  try { if (data != null) empty.notify();
   } catch (Exception e) { System.out.println(e); return; }}

public Object pop() {
 synchronized(empty) {
  try { if (data == null) empty.wait();
   } catch (Exception e) { System.out.println(e); return null; } }
 Object o = data;
 System.out.println("Read␣"+o);
 data = null;
 synchronized(full) {
  try { if (data == null) full.notify();
  } catch (Exception e) { System.out.println(e); return null; } }
 return o; } }
```

Exécution

```
is010046:Cours04new Eric$ javac essaimon1.java
is010046:Cours04new Eric$ java essaimon1 | more
Pushed 1
Read 1
Pushed 1
Read 1
Pushed 1
Read 1
...
```

(correct!)

Sémaphores

(en fait déjà dans `java.util.concurrent.Semaphore`)

```
public class Semaphore {
    int n;
    String name;

    public Semaphore(int max, String S) {
        n = max;
        name = S;
    }

    public synchronized void P() {
        while (n == 0) {
            try {
                wait();
            } catch(InterruptedException ex) {};
        }
        n--;
        System.out.println("P("+name+")");
    }

    public synchronized void V() {
        n++;
        System.out.println("V("+name+")");
        notify();
    }
}
```

Bien sûr ici, `this.wait` et `this.notify` sont ce que l'on souhaite... Remarquez le `while (n==0)` dans `void P()`.

Section Critique

```
public class essaiPV extends Thread {
    static int x = 3;
    Semaphore u;

    public essaiPV(Semaphore s) {
        u = s;
    }

    public void run() {
        int y;
        // u.P();
```

```
            try {
                Thread.currentThread().sleep(100);
                y = x;
                Thread.currentThread().sleep(100);
                y = y+1;
                Thread.currentThread().sleep(100);
                x = y;
                Thread.currentThread().sleep(100);
            } catch (InterruptedException e) {};
            System.out.println(Thread.currentThread().
                                getName()+": x="+x);
            // u.V();
        }
        public static void main(String[] args) {
            Semaphore X = new Semaphore(1,"X");
            new essaiPV(X).start();
            new essaiPV(X).start();
        }
}
```

Résultats

Sans P, V

```
% java essaiPV
Thread-2: x=4
Thread-3: x=4
```

Avec P, V

```
% java essaiPV
P(X)
Thread-2: x=4
V(X)
P(X)
Thread-3: x=5
V(X)
```

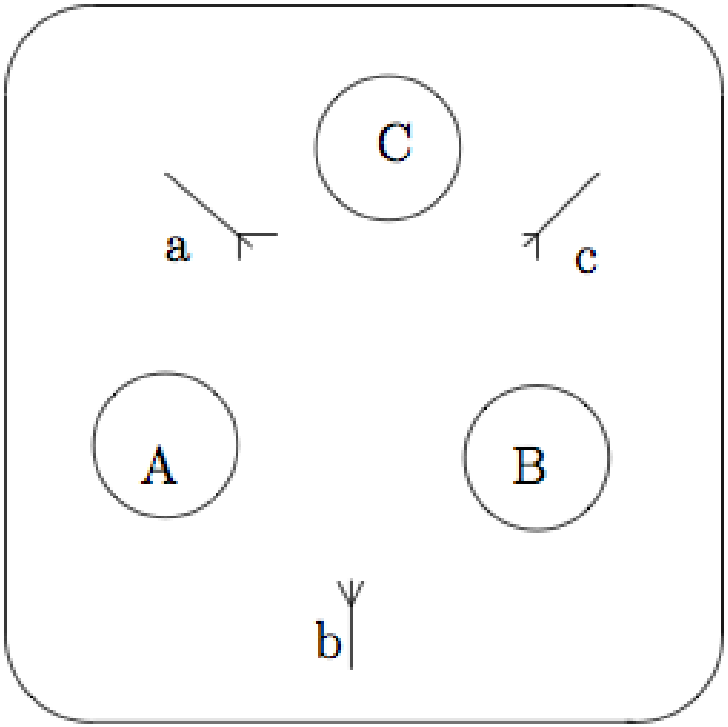
Attention, il est possible de tomber dans le problème d'inversion de priorité:

- Soit T_1 une tâche prioritaire par rapport à T_2, a et b deux objets partagés par T_1 et T_2 (protégés par exemple par deux sémaphores de même nom)
- Supposons l'exécution suivante:

T_1	T_2
Pa	-
(bloqué)	Pb
(obtient le verrou a)	(obtient le verrou b)
Pb	-
(bloqué)	-

- Ainsi, c'est T_2 qui s'exécute alors qu'il est de priorité moindre...

Points morts et philosophes qui dinent




```
public class Phil extends Thread {
    Semaphore LeftFork;
    Semaphore RightFork;

    public Phil(Semaphore l, Semaphore r) {
        LeftFork = l;
        RightFork = r;
    }
```

```
    public void run() {
        try {
            Thread.currentThread().sleep(100);
            LeftFork.P();
            Thread.currentThread().sleep(100);
            RightFork.P();
            Thread.currentThread().sleep(100);
            LeftFork.V();
            Thread.currentThread().sleep(100);
            RightFork.V();
            Thread.currentThread().sleep(100);
        } catch (InterruptedException e) {};
    }
}
public class Dining {
    public static void main(String[] args) {
        Semaphore a = new Semaphore(1,"a");
        Semaphore b = new Semaphore(1,"b");
        Semaphore c = new Semaphore(1,"c");
        Phil Phil1 = new Phil(a,b);
        Phil Phil2 = new Phil(b,c);
        Phil Phil3 = new Phil(c,a);
        Phil1.setName("Kant");
        Phil2.setName("Heidegger");
        Phil3.setName("Spinoza");
        Phil1.start();
        Phil2.start();
        Phil3.start();
    } }
```

Résultat

```
% java Dining
Kant: P(a)
Heidegger: P(b)
Spinoza: P(c)
^C
```

Interblocage

- Une exécution possible n'atteint jamais l'état terminal: quand les trois philosophes prennent en même temps leur fourchette gauche.
- Peut se résoudre avec un "ordonnanceur" extérieur (exercice classique).
- On pouvait s'en apercevoir sur le "request graph"... ou le "progress graph" (voir poly)

ÉCOLE POLYTECHNIQUE

Request graph

`Pa.Pb.Vb.Va|Pb.Pa.Va.Vb|Pc.Pa.Va.Vc`: