

---

# **Algorithmique et optimisation discrète**

DM 4MMAOD6 2021-2022

Maxime NEMO

## **Contents**

<b>Analyse des défauts de cache</b>	<b>3</b>
<b>Cas des algorithmes récursifs</b>	<b>6</b>
<b>Programmation dynamique</b>	<b>9</b>
<b>Annexe 1</b>	<b>10</b>

## Analyse des défauts de cache

Le comportement d'un algorithme dépend très fortement de son implémentation. En effet, chaque choix d'implémentation fera que le programme a un coût d'exécution différent. Le coût d'un programme peut être mesuré grâce au nombre d'opérations (le travail), ou bien grâce à l'espace mémoire qu'il utilise, ou bien encore par sa localité (le nombre de défauts de cache). En effet, les données utiles pour son exécution sont rapide à accéder lorsqu'elles sont présentes dans le cache, mais bien moins rapide lorsque celles-ci sont absentes.

Le modèle qu'on va retenir pour le cache est le modèle LRU (Least Recently Used). Cette politique a au plus 2 fois plus de défauts de cache qu'une politique optimale. On va utiliser le modèle CO pour l'analyse des défauts de cache. Celui ci consiste à supposer qu'on a un cache de taille  $Z$ , utilisant des blocs de taille  $L$  et avec une politique LRU.

Le but sera alors de trouver le nombre de défauts de cache, de concevoir un algorithme qui utilise les valeurs de  $Z$  et de  $L$  pour faire moins de défauts, et puis enfin de construire un programme qui ne fait pas trop de défauts, quelles que soient les valeurs  $Z$  et  $L$ , qui sera alors bon sur toutes les machines.

*Exemple 1:*

Prenons l'algorithme naïf suivant, que nous allons analyser et améliorer petit à petit.

---

### Algorithm 1 Example 1

---

**Input:**  $A$  and  $B$  two matrix of size  $n \times n$

**Output:**  $C$  a matrix of size  $n \times n$

```

1: for  $i = 0; i < n; i++$  do
2:   for  $j = 0; j < n; j++$  do
3:      $c_{i,j} \leftarrow a_{i,j} \times b_{j,i}$ 
4:   end for
5: end for

```

---

Calculons le nombre de défauts de cache dans le cadre de notre modèle CO.

Pour cela, on va faire plusieurs hypothèses :

- Si  $Z$  est très grand ( $Z = \infty$ ) :  
Alors on va faire  $\frac{n \times n}{L}$  défauts sur  $A$ ,  $\frac{n \times n}{L}$  défauts sur  $B$ ,  $\frac{n \times n}{L}$  défauts sur  $C$   
On fait alors  $\frac{3n^2}{L}$  défauts de cache
- Si  $Z$  est très petit, alors, en notant  $Q$  le nombre de défauts de cache,  
$$Q(n, L, Z) = \underbrace{\frac{n^2}{L}}_{\text{Sur } A} + \underbrace{\frac{n^2}{L}}_{\text{Sur } C} + \underbrace{n^2}_{\text{sur } B} \approx n^2.$$

On remarque alors que sous les deux hypothèses précédentes, le résultat n'est pas le même, cela signifie que notre algorithme n'est pas optimisé.

L'organisation des données a un effet sur les performances. En effet, l'algorithme précédent lit les éléments de  $A$  de manière contiguë et écrit les éléments de  $C$  de manière contiguë, c'est-à-dire selon le sens du stockage, mais ce n'est pas le cas pour la lecture des éléments de  $B$ . Il s'agit ici d'un problème de la localité spatiale. Celle-ci n'étant pas bonne pour  $B$ , il va falloir régler cela. Il existe aussi des problèmes de localité temporelle, c'est-à-dire que l'on accède aux données proches dans la mémoire de façon espacée dans le temps. La solution est de faire un parcours selon le sens de stockage autant que possible.

Une première optimisation serait de transformer notre algorithme naïf en algorithme cache-aware. C'est-à-dire un programme qui est optimal en terme de défauts de cache mais qui utilise les valeurs de  $Z$  et de  $L$  pour cela.

On va utiliser des techniques de blocking. Cela consiste en l'amélioration de la localité en effectuant un parcours des matrices par blocs qui tiennent dans le cache.

On va alors travailler par bloc de taille  $\alpha \times \beta$

### Méthode générale :

Supposons  $\alpha$  et  $\beta$  entiers tels que les calculs effectués dans le bloc se fassent sans que le cache soit plein si il était initialement vide.

Pour les calculs suivant, on suppose que le cache est toujours aligné pour simplifier.

On a alors #défaut de cache par bloc =  $\underbrace{\beta \lceil \frac{\alpha}{L} \rceil}_{sur A} + \underbrace{\beta \lceil \frac{\alpha}{L} \rceil}_{sur C} + \underbrace{\alpha \lceil \frac{\beta}{L} \rceil}_{sur B}$

On a donc finalement :  $Q(n, L, Z) \approx \frac{n}{\alpha} \times \frac{n}{\beta} \times \frac{3\alpha\beta}{L} = \Theta(\frac{n^2}{L})$  qui est bien l'optimal que l'on avait trouvé (quand  $Z = \infty$ ) On peut aussi en déduire que  $\alpha = \beta \approx \sqrt{\frac{Z}{3}}$ , avec  $\alpha = \beta \leq \sqrt{\frac{Z}{3}}$

---

**Algorithm 2** Example 1 - Cache-Aware

---

**Input:**  $A$  and  $B$  two matrix of size  $n \times n$

**Output:**  $C$  a matrix of size  $n \times n$

```

for  $I = 0; I < n; I += \alpha$  do
2:   int  $i_{max} \leftarrow \min(I + \alpha, m)$ 
      for  $J = 0; J < n; J += \alpha$  do
4:     int  $j_{max} \leftarrow \min(J + \alpha, m)$ 
          for  $i = I; i < i_{max}; i++$  do
6:           for  $j = J; j < j_{max}; j++$  do
                $c_{i,j} \leftarrow a_{i,j} \times b_{j,i}$ 
8:           end for
          end for
10:  end for
      end for

```

---

On a trouvé un algorithme qui, asymptotiquement, est toujours optimal, mais celui-ci dépend de  $Z$  et de  $L$ , et donc un seul et même algorithme ne peut pas être optimal sur toutes les machines puisque  $Z$  et  $L$  seront différents. La prochaine étape est alors de créer un algorithme cache-oblivious.

**Méthode générale :**

Découper récursivement en blocs plus petits jusqu'à ce que les sous-problèmes rentrent dans le cache.

---

**Algorithm 3** Example 1 - Cache-Oblivious

---

**Input:**  $A$  and  $B$  two matrix of size  $n \times n$ ,  $T$  a threshold,  $a, b$  two indexes initially = 0,  $c, d$  two indexes initially =  $n$

**Output:**  $C$  a matrix of size  $n \times n$

```

function  $f_{rec}(a, b, c, d)$ 
     $NbLine \leftarrow b - a$ 
3:    $NbCol \leftarrow d - c$ 
    if  $NbLine < T$  and  $NbCol < T$  then
        for  $i = a; i < b; i++$  do
6:         for  $j = c; j < d; j++$  do
             $c_{i,j} \leftarrow a_{i,j} \times b_{j,i}$ 
        end for
9:     end for
    else
        if  $NbLine > NbCol$  then
12:          $f_{rec}(a + NbLine/2, b, c, d)$ 
             $f_{rec}(a, b + NbLine/2, c, d)$ 
        else
15:          $f_{rec}(a, b, c + NbCol/2, d)$ 
             $f_{rec}(a, b, c, d + NbCol/2)$ 
        end if
18:    end if
end function

```

---

## Cas des algorithmes récurifs

La programmation récursive peut amener à des **calculs redondants** qui les rendent très très mauvais niveau performance. Il est alors possible d'éliminer les redondances en suivant la méthode suivante :

- Trouver les calculs redondants en analysant les dépendances entre instructions avec un graphe d'appel par exemple.
- Éliminer ces calculs grâce à :

- Soit de la mémoïsation, c'est-à-dire mémoriser le résultat d'un appel pour pouvoir s'en servir plus tard si on a encore besoin du résultat.
- Soit passer à de la programmation itérative avec ordonnancement topologique.

Exemple 2: Soit la fonction  $f$  définie ci-dessous

---

**Algorithm 4** Example 2

---

**Input:**  $\text{int } x$

**Output:**  $res$  the result

```
function  $f(x)$   
  
    if  $x = 0$  then  
        Return 1  
4:    end if  
     $res = 0$   
    for  $i = 0; i < x; i++$  do  
         $res = res + f(i)$   
8:    end for  
    Return  $res$   
end function
```

---

On remarque qu'il y a beaucoup de calculs redondants (tous les  $f(i)$  avec  $i < x$ ).

La première amélioration est d'utiliser de la mémoïsation. On applique la méthode générale de mémoïsation, c'est-à-dire de regarder si le calcul n'aurait pas déjà été fait précédemment.

---

**Algorithm 5** Example 2 - memorization

---

**Input:**  $\text{int } x$

**Output:**  $res$  the result

```
 $T = []$  a hashmap
function  $f(x)$ 
  if  $x = 0$  then
    Return 1
5:  end if
     $res = 0$ 
    for  $i = 0; i < x; i++$  do
      if  $i$  in  $T$  then
         $val = T[i]$ 
10:  else
         $val = f(i)$ 
      end if
       $res = res + val$ 
    end for
15:  Return  $res$ 
end function
```

---

En faisant une analyse des dépendances entre instructions avec un graphe d'appels de  $f$ , on se rend compte que  $f(x)$  dépend seulement de  $f(i), i < x$ . On peut alors créer une version itérative de notre algorithme en calculant les instructions qui ne dépendent en premier de rien, puis les instructions qui dépendent de rien des des instructions qu'on vient de calculer etc...

On obtient alors l'algorithme suivant :



---

**Algorithm 6** Example 2 - iterative

---

**Input:**  $\text{int } x$

**Output:**  $res$  the result

```
function  $f(x)$ 
     $T = [x]$ 
     $T[0] = 1$ 
    for  $i = 1; i \leq x; i++$  do
         $s = 0$ 
6:     for  $j = 0; j < i; j++$  do
         $s = s + T[j]$ 
    end for
     $T[i] = s$ 
end for
end function
```

---

On a appliqué simplement la méthode, il est évident que dans notre cas, l'algorithme peut encore être simplifié, mais pas au niveau de la redondance des calculs de  $f(i)$ . En effet, chaque  $f(i)$  est calculé une et une seule fois.

## Programmation dynamique

Pour résoudre des problèmes plus complexes, il est parfois pratique d'utiliser de la programmation dynamique. On peut modéliser un problème par une équation de Bellman lorsque :

- Une solution optimale peut s'exprimer de façon récursive
- Et la formule récursive réduit le problème général en sous-problèmes dont on va chercher la solution optimale.

Une fois l'équation de Bellman trouvée, on peut créer un programme récursif utilisant cette équation. On peut alors ensuite utiliser les méthodes d'optimisation des programmes récursifs évoqués précédemment.

*Exemple 3: (inspiré d'un énoncé de l'ENS Lyon)*

On veut construire une tour la plus haute possible à partir de différentes briques. On dispose de  $n$  types de briques et d'un nombre illimité de briques de chaque type. Chaque brique de type  $i$  a une longueur  $x_i$ , une largeur  $y_i$  et une hauteur  $z_i$ . Chaque brique doit être posée sur la base  $x, y$ . Dans la construction de la tour, une brique ne peut être placée au dessus d'une autre que si les deux dimensions de la base de la brique du dessus sont strictement inférieures aux dimensions de la rangée de briques du dessous.

*Solution :*

Entrées :

$L_{base}$  la longueur de la base ;  $l_{base}$  la largeur de la base ; les types de briques

Equation de Bellman :

Si il existe une brique compatible :

$$h_{max}(L_{base}, l_{base}) = \max_{\text{type } i; y_i < l_{base}; x_i < L_{base}} (z_i + h_{max}((L_{base}/x_i) \times x_i, y_i))$$

$$h_{max}(L_{base}, l_{base}) = 0 \text{ si aucune brique ne respecte les conditions du max}$$

On peut alors créer le code fournis en annexe 1.

## Annexe 1

```
#!/usr/bin/env python3
```

```
souvegarde = {} # Permettra de construire la solution optimale par la suite
```

```
def h_max(longueur_base, largeur_base):
```

```
    """
```

```
    longueur_base = longueur maximale que peut avoir le mur
```

```
    largeur_base = largeur maximale que peut avoir le mur
```

```
    """
```

```
    # Conditions aux limites:
```

```
    if longueur_base == 0:
```

```
        return 0
```

```
    if largeur_base == 0:
```

```
        return 0
```

```

# Trouver les briques qui peuvent convenir:
B = []
for brique in briques:
    # Si on a un brique moins longue et moins large que la base, alors elle
    if brique[1] < largeur_base and brique[0] < longueur_base:
        B.append(brique)

if len(B) == 0:
    return 0

# Trouver la brique qui va maximiser l'equation de Bellman:
i_max = 0
val_max = 0
for i, brique in enumerate(B):
    val = brique[2] + h_max((longueur_base//brique[0])*brique[0], brique[1])
    if val > val_max:
        val_max = val
        i_max = i

# enregistrer le resultat dans souvegarde:
if (longueur_base, largeur_base) in souvegarde:
    if souvegarde[(longueur_base, largeur_base)][1] < val_max:
        souvegarde[(longueur_base, largeur_base)] = (B[i_max], val_max)
    # Sinon laisser la solution precedente qui etait deja meilleure
else:
    souvegarde[(longueur_base, largeur_base)] = (B[i_max], val_max)

return val_max

if __name__ == "__main__":
    briques = ((10, 3, 5), (5, 6, 4), (1, 2, 3), (6, 4, 2), (7, 6, 5))
    n = len(briques)
    longueur_base = 100
    largeur_base = 10

```

```
print("En prenant comme briques:", briques)
print("Et comme taille de fondations:", (100, 10))
print("h_max=", h_max(longueur_base, largeur_base))
print("En utilisant les briques suivantes (fondations en haut, ciel en bas)")
long = longueur_base
larg = largeur_base
while (long, larg) in souvegarde:
    b = souvegarde[(long, larg)]
    print(b)
    long = (long//b[0])*b[0]
    larg = b[1]
```