

# Synthèse du cours 3 : la recherche du $k$ -ème élément

3 octobre 2023

François Laroussinie

**NB :** Ces synthèses ont pour but de compléter les notes prises en cours. Elles ne les remplacent pas ! En particulier, la plupart des preuves n'y figurent pas. Rappel : il faut programmer les algorithmes vus en cours.

## 1 La recherche du $k$ -ème élément

**Input :** un tableau  $T[\dots]$  de taille  $n$  contenant des valeurs distinctes, et un entier  $1 \leq k \leq n$ .  
**Output :** la valeur  $v$  telle que le nombre de valeurs de  $T$  strictement inférieures à  $v$  est  $k - 1$  et le nombre de valeurs de  $T$  strictement supérieures à  $v$  est  $n - k$ .

### 1.1 Algorithme naïf

Le premier algorithme est basé sur la fonction `indiceMin` qui renvoie l'indice du plus petit élément d'un tableau.

```
Procédure Algo1( $T, k$ )
begin
  pour chaque  $i = 1 \dots k$  faire
    im = indiceMin( $T$ );
    si  $i < k$  alors
      |  $T[\text{im}] := \infty$ ;
    fin
  fin
  return  $T[\text{im}]$ ;
end
```

Complexité en  $O(k \cdot n)$ .

### 1.2 Algorithme à base de tri

Le second algorithme est basé sur la fonction `trier` qui trie le tableau (dans l'ordre croissant).

```
Procédure Algo2( $T, k$ )
begin
  | trier( $T$ );
  | return  $T[k]$ ;
end
```

Complexité en  $O(n \cdot \log n)$ .

### 1.3 Algorithme utilisant les tas

Le troisième algorithme utilise des tas<sup>1</sup> : `MiseEnTas` est transforme un tableau de valeurs en tas (complexité en  $O(n)$ ) et `ExtraireMin` extrait (et renvoie) le min d'un tas (complexité en  $O(\log n)$ )

```
Procédure Algo3( $T, k$ )  
begin  
  MiseEnTas( $T$ );  
  pour chaque  $i = 1 \dots k$  faire  
    |  $v = \text{ExtraireMin}(T)$ ;  
  fin  
  return  $v$ ;  
end
```

Complexité en  $O(n + k \cdot \log n)$ .

### 1.4 Algorithme quickselect

Le quatrième algorithme (appelé *quickselect*) est basé sur *quicksort* : on pivote (*ie* on choisit un pivot  $p$  et on place toutes les valeurs inférieures à  $p$  au début du tableau et toutes celles supérieures à  $p$  à la fin, et  $p$  à sa place) et en fonction du rang du pivot, on continue la recherche dans la partie gauche, ou la partie droite ou on s'arrête si le pivot est le  $k$ -ème élément. La fonction `indicePivot` pivote le tableau et renvoie l'indice du pivot (placé à sa place).

```
Procédure Algo4( $T, k, bg, bd$ )  
begin  
   $ip := \text{indicePivot}(T, bg, bd)$ ;  
   $rgpivot := ip - bg + 1$ ;  
  si  $k < rgpivot$  alors  
    | return Algo4( $T, k, bg, ip - 1$ );  
  else if  $k > rgpivot$  then  
    | return Algo4( $T, k - rgpivot, ip + 1, bd$ );  
  else  
    | return  $T[ip]$ ;  
  end  
end
```

La complexité dans le pire des cas est en  $O(n^2)$  mais en **moyenne** elle est linéaire (donc en  $O(n)$ ).

**La complexité en moyenne ;** On note  $\mathcal{C}(n, k)$  le coût moyen (en nombre de comparaisons) de la recherche du  $k$ -ème élément dans un tableau de taille  $n$  (ou plus exactement une zone de taille  $n$ ) par le quickselect. On suppose que le *rang* du pivot est équiprobable : il peut prendre

---

1. Voir la note séparée.

les valeurs  $1, 2, \dots, n$  et chacune a une probabilité de  $\frac{1}{n}$ . On peut écrire (si l'algorithme de pivotage vérifie certaines propriétés) :

$$\mathcal{C}(n, k) = \frac{1}{n} \left( \underbrace{\sum_{i=1}^{k-1} \mathcal{C}(n-i, k-i)}_{i \text{ correspond à la pos. du pivot.}} + \sum_{i=k+1}^n \mathcal{C}(i-1, k) \right) + \underbrace{n-1}_{\text{pivotage}}$$

La première somme correspond à la poursuite de la recherche dans la partie droite du tableau et la seconde à la recherche dans la partie gauche... La moyenne pour tous les  $k$  est alors :

$$\mathcal{C}(n) = \frac{1}{n} \sum_{k=1}^n \mathcal{C}(n, k).$$

D'où :

$$\mathcal{C}(n) = \frac{1}{n^2} \left( \underbrace{\sum_{k=1}^n \sum_{i=1}^{k-1} \mathcal{C}(n-i, k-i)}_A + \underbrace{\sum_{k=1}^n \sum_{i=k+1}^n \mathcal{C}(i-1, k)}_B \right) + n-1$$

Si on étudie les sommes  $A$  et  $B$  (à faire!), on observe que :

$$\begin{aligned} - A &: \sum_{k=1}^n \sum_{i=1}^{k-1} \mathcal{C}(n-i, k-i) = \sum_{i=1}^{n-1} \sum_{k=1}^i \mathcal{C}(i, k). \\ - B &: \sum_{k=1}^n \sum_{i=k+1}^n \mathcal{C}(i-1, k) = \sum_{k=1}^n \sum_{i=k}^{n-1} \mathcal{C}(i, k) = \sum_{i=1}^{n-1} \sum_{k=1}^i \mathcal{C}(i, k). \end{aligned}$$

$$\text{On en déduit : } \mathcal{C}(n) = \frac{2}{n^2} \left( \sum_{i=1}^{n-1} \sum_{k=1}^i \mathcal{C}(i, k) \right) + n-1.$$

Comme  $\mathcal{C}(i) = \frac{1}{i} \sum_{k=1}^i \mathcal{C}(i, k)$ , on a  $\sum_{k=1}^i \mathcal{C}(i, k) = i \cdot \mathcal{C}(i)$  et donc :

$$\mathcal{C}(n) = \frac{2}{n^2} \sum_{i=1}^{n-1} (i \cdot \mathcal{C}(i)) + n-1$$

On résout...

$$\begin{aligned} n^2 \cdot \mathcal{C}(n) &= 2 \sum_{i=1}^{n-1} i \cdot \mathcal{C}(i) + n^2(n-1) \\ (n-1)^2 \cdot \mathcal{C}(n-1) &= 2 \sum_{i=1}^{n-2} i \cdot \mathcal{C}(i) + (n-1)^2(n-2) \\ \hline n^2 \cdot \mathcal{C}(n) - (n-1)^2 \cdot \mathcal{C}(n-1) &= 2(n-1)\mathcal{C}(n-1) + n^2(n-1) - (n-1)^2(n-2) \\ n^2 \cdot \mathcal{C}(n) &= ((n-1)^2 + 2n-2)\mathcal{C}(n-1) + n^3 - n^2 + 2n^2 - 4n + 2 - n^3 + 2n^2 - n \\ n^2 \cdot \mathcal{C}(n) &= (n^2 - 2n + 1 + 2n - 2)\mathcal{C}(n-1) + 3n^2 - 5n + 2 \\ n^2 \cdot \mathcal{C}(n) &= (n^2 - 1)\mathcal{C}(n-1) + 3n^2 - 5n + 2 \end{aligned}$$

D'où on déduit :

$$\frac{n^2 \cdot \mathcal{C}(n)}{n(n+1)} = \frac{(n+1)(n-1)}{n(n+1)} \mathcal{C}(n-1) + \frac{3n^2 - 5n + 2}{n(n+1)}$$

Et donc :

$$\frac{n}{n+1} \cdot \mathcal{C}(n) = \frac{n-1}{n} \mathcal{C}(n-1) + \frac{3n^2 - 5n + 2}{n(n+1)}$$

On pose :  $s_n = \frac{n}{n+1} \cdot \mathcal{C}(n)$ , et on a :  $s_n = s_{n-1} + \frac{3n^2 - 5n + 2}{n(n+1)}$ , d'où :

$$s_n = s_{n-1} + \frac{3n-5}{n+1} + \frac{2}{n} - \frac{2}{n+1}$$

Avec  $s_1 = \frac{\mathcal{C}(1)}{2} = 0$ . Mais on peut aussi prendre de manière équivalente (mais plus « régulière » pour des indices allant de 1 à  $n$  pour le calcul ci-dessous) la convention :  $s_0 = 0$  (car il donne aussi  $s_1 = 0$ ). Et finalement, pour  $n \geq 1$ , on a :

$$\begin{aligned} s_n &= \sum_{i=1}^n \underbrace{\frac{3i-5}{i+1}}_{3 - \frac{8}{i+1}} + \frac{2}{i} - \frac{2}{i+1} \\ &= 3n - 8 \underbrace{\sum_{i=1}^n \frac{1}{i+1}}_{O(\ln n+1)} + 2 \underbrace{\sum_{i=1}^n \left( \frac{1}{i} - \frac{1}{i+1} \right)}_{=2\left(1 - \frac{1}{n+1}\right)} \end{aligned} \tag{1}$$

Et on a donc :  $\mathcal{C}(n) = O(n)$ .

## 1.5 Algorithme optimal

Cet algorithme a été proposé par Blum, Floyd, Pratt, Rivest et Tarjan en 1973. Il procède comme suit :

- Si  $n$  est petit (par exemple  $\leq 50$ ), utiliser l'algo 4.
- Sinon :
  1. diviser les  $n$  éléments en  $\lfloor \frac{n}{5} \rfloor$  blocs  $B_i$  de 5 éléments ;
  2. trouver le médian  $m_i$  de chaque  $B_i$  ;
  3. trouver le médian  $M$  de  $[m_1, \dots, m_{\lfloor \frac{n}{5} \rfloor}]$  ;
  4. pivoter avec  $M$  comme pivot ;
  5. continuer dans la bonne partie du tableau (comme dans select)...

Il contient deux appels récursifs : le premier pour trouver le médian  $M$  des  $m_i$ , et le second sur un des sous-tableaux (à moins que le pivot  $M$  soit le  $k$ -ème élément recherché). Ce choix de pivot assure que le sous-tableau où se poursuit éventuellement la recherche est de taille au plus  $\frac{7n}{10} + 2$ , et cela permet de montrer que la complexité dans le pire cas est en  $O(n)$ .