

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

1er octobre 2024

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 tas¹ : `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 := indicePivot( $T, bg, bd$ );
  rgpivot := ip - bg + 1;
  si  $k < \text{rgpivot}$  alors
  | return Algo4( $T, k, bg, ip - 1$ );
  else if  $k > \text{rgpivot}$  then
  | return Algo4( $T, k - \text{rgpivot}, ip + 1, bd$ );
  else
  | return  $T[\text{ip}]$ ;
  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) :

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

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 :

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

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 ≤ 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 $O(n)$.