

Algorithmique Appliquée

BTS SIO SISR

Algorithmes de recherche et de tri



CHAMBRE DE COMMERCE
ET D'INDUSTRIE

1^{er} ACCÉLÉRATEUR DES ENTREPRISES



Plan

- Algorithmiques classiques
- Recherche en Python
- Recherche linéaire
- Recherche binaire
- Tri en Python
- Algorithmes de tri en $O(N^2)$
- Partition
- Tri Rapide
- Tri Fusion

Correction du travail à la maison



**CHAMBRE DE COMMERCE
ET D'INDUSTRIE**

1^{er} ACCÉLÉRATEUR DES ENTREPRISES





DM : Retour sur la complexité et les tests

Lien vers le sujet de DM.

Retour sur les classes de problèmes usuelles en algorithmique



**CHAMBRE DE COMMERCE
ET D'INDUSTRIE**

1^{er} ACCÉLÉRATEUR DES ENTREPRISES



Familles d'algorithmes classiques

| Famille d'algorithmes | Exemple de problème | Exemple d'algorithme |
|-----------------------|----------------------------------|----------------------|
| Recherche | Trouver un nombre dans une liste | Recherche binaire |
| Tri | Trier une liste | Tri Fusion |
| Graphes | Trouver le plus court chemin | Bellman-Ford |
| Chaînes de caractères | Trouver une sous-chaîne | Boyer-Moore |

Intérêt

- De nombreux problèmes peuvent se décomposer en **sous-problèmes**.
- Ces sous-problèmes se ramènent souvent à ceux **résolus par les algorithmes classiques**.

Exemples d'autres problèmes

- Optimisation :
 - Graphes, Tri, Recherche.
- Décision :
 - Graphes, Tri, Recherche.
- Classification :
 - Graphes, Tri, Recherche.
- Résolution d'équations (solver )

Recherche en Python



**CHAMBRE DE COMMERCE
ET D'INDUSTRIE**

1^{er} ACCÉLÉRATEUR DES ENTREPRISES



Opérateur **in**

```
L = [1, 4, 8, 62]  
if 4 in L:  
    print("On a trouvé 4")
```



On a trouvé 4

Egalement pour les **set** et **tuple**

```
S = {1, 4, 8, 62}
if 4 in S:
    print("On a trouvé 4")

T = (1, 4, 8, 62)
if 4 in T:
    print("On a trouvé 4")
```



```
On a trouvé 4
On a trouvé 4
```

Chaînes de caractères

```
Ch = "1, 4, 8, 62"  
if "4" in Ch:  
    print("On a trouvé 4")
```



```
On a trouvé 4
```

Dictionnaires

```
D = {"un": 1, "quatre": 4, "huit": 8, "soixante deux": 62}
if "quatre" in D:
    print("On a trouvé quatre")

if 4 in D.values():
    print("On a trouvé 4")
```



On a trouvé quatre
On a trouvé 4

Valeur par défaut

```
resultat = D.get("trois", -1)  
print(resultat)
```



-1

Recherche linéaire



**CHAMBRE DE COMMERCE
ET D'INDUSTRIE**

1^{er} ACCÉLÉRATEUR DES ENTREPRISES



Yvo
Solutions

Implémentation itérative

```
def recherche_lineaire(collection, cle):  
    for i in range(len(collection)):  
        if collection[i] == cle:  
            return i  
    return -1
```


Preuve d'algorithme

Preuve triviale

- On parcourt chaque élément de la collection une unique fois, donc l'algorithme s'arrête quand chaque élément est traité.
- Chaque élément est comparé à la clé.
- Donc si un élément est égal à la clé, il sera trouvé.

Complexité

- $O(N)$: on parcourt chaque élément une fois.
- $\Omega(1)$: si le 1er élément est égal à la clé, l'algorithme s'arrête immédiatement.

Implémentation récursive

```
def recherche_lineaire(collection, cle):  
    def recherche_lineaire_impl(collection, cle, index):  
        if index == len(collection):  
            return -1  
        if collection[index] == cle:  
            return index  
        return recherche_lineaire_impl(collection, cle, index + 1)  
    return recherche_lineaire_impl(collection, cle, 0)
```

Preuve de la version récursive

- L'index est incrémenté à chaque récursion.
- La récursion s'arrête lorsque l'index est égal à la taille de la collection.
- A chaque récursion, on teste l'élément à l'index actuel.
- La récursion s'arrête si l'élément à l'index actuel est égal à la clé.
- On parcourt donc chaque élément une fois et le reste est identique à la version itérative.

Recherche binaire

Binary search 🇬🇧



CHAMBRE DE COMMERCE
ET D'INDUSTRIE

1^{er} ACCÉLÉRATEUR DES ENTREPRISES



Implémentation itérative

```
def recherche_binaire(collection, cle):  
    debut = 0  
    fin = len(collection) - 1  
  
    while debut <= fin:  
        milieu = debut + (fin - debut) // 2  
        actuel = collection[milieu]  
  
        if cle < actuel:  
            fin = milieu - 1  
        elif cle > actuel:  
            debut = milieu + 1  
        else:  
            return milieu  
  
    return -1
```

Illustration de l'exécution

Recherche du chiffre 9

| | | | | | | | | | | | | | | |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|----|----|----|----|----|----|
| 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 | 9 | 10 | 11 | 12 | 13 | 14 | 15 |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|----|----|----|----|----|----|

| | | | | | | | | | | | | | | |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|----|----|----|----|----|----|
| 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 | 9 | 10 | 11 | 12 | 13 | 14 | 15 |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|----|----|----|----|----|----|

| | | | | | | | | | | | | | | |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|----|----|----|----|----|----|
| 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 | 9 | 10 | 11 | 12 | 13 | 14 | 15 |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|----|----|----|----|----|----|

| | | | | | | | | | | | | | | |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|----|----|----|----|----|----|
| 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 | 9 | 10 | 11 | 12 | 13 | 14 | 15 |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|----|----|----|----|----|----|

| | | | | | | | | | | | | | | |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|----|----|----|----|----|----|
| 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 | 9 | 10 | 11 | 12 | 13 | 14 | 15 |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|----|----|----|----|----|----|

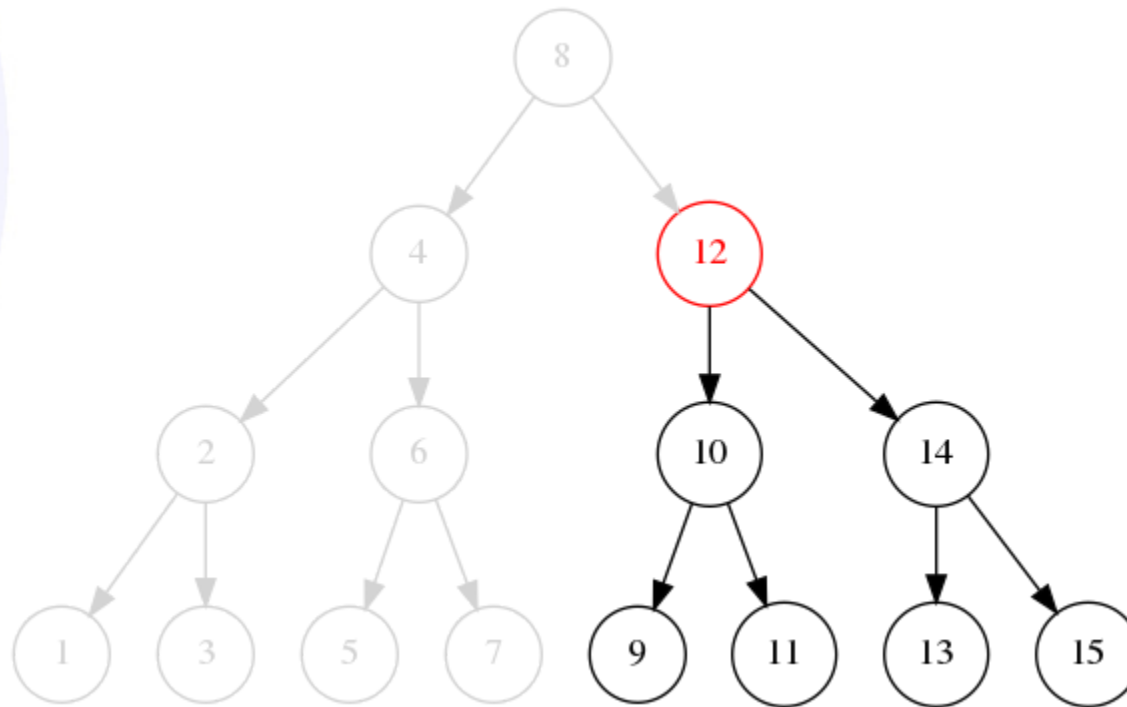
Exécution sous forme d'arbre (1/4)

Recherche du chiffre 9



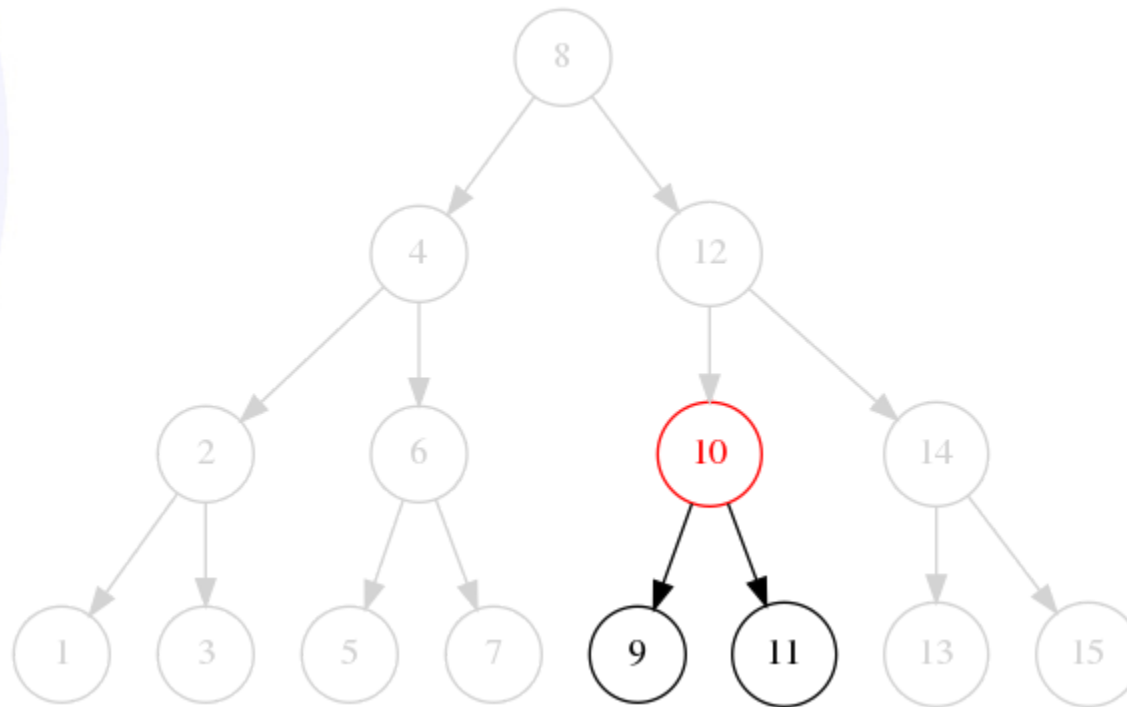
Exécution sous forme d'arbre (2/4)

Recherche du chiffre 9



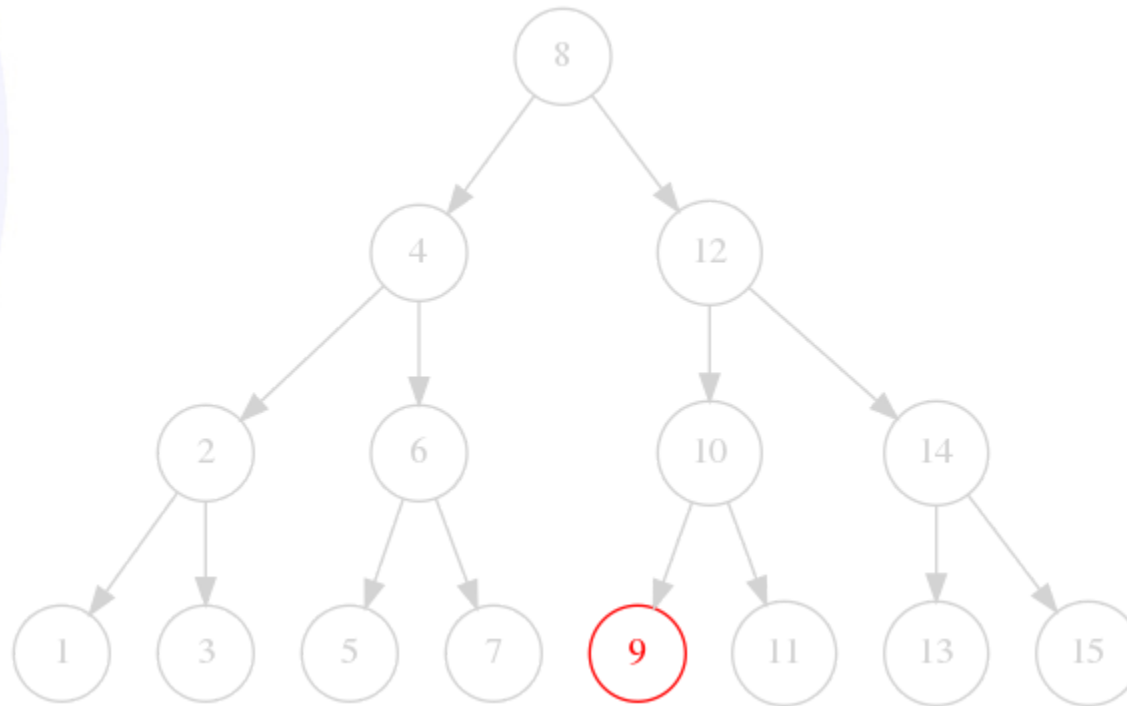
Exécution sous forme d'arbre (3/4)

Recherche du chiffre 9



Exécution sous forme d'arbre (4/4)

Recherche du chiffre 9



Preuve d'algorithme

- A chaque itération :
 - Soit on trouve la clé et l'algorithme s'arrête.
 - Soit l'intervalle de recherche est réduit de moitié et converge vers la clé car la collection est triée :
 - Soit la borne de fin va au milieu,
 - Soit la borne de début va au milieu.





Complexité

- $O(\log N)$: on parcourt chaque étage de l'arbre binaire une fois au maximum.
- $\Omega(1)$: si l'élément du milieu est égal à la clé, l'algorithme s'arrête immédiatement.

Profondeur de l'arbre (1/6)

- A la racine de l'arbre (profondeur $p = 1$), on a un seul noeud.
- A chaque niveau, on multiplie le nombre de noeuds par 2.
- A un niveau donné, on a donc 2^{p-1} noeuds.

Profondeur de l'arbre (2/6)

| Profondeur p | Arbre | Nombre de noeuds |
|-------------------|--|---------------------|
| 1 |  | $2^0 = 1$ 2^{p-1} |
| 2 |  | $2^1 = 2$ 2^{p-1} |
| 3 |  | $2^2 = 4$ 2^{p-1} |
| 4 |  | $2^3 = 8$ 2^{p-1} |

$$\text{Total} = \sum_{i=0}^{p-1} 2^i = 15$$

Profondeur de l'arbre (3/6)

Donc le nombre total maximal de noeuds N est relié à la profondeur p :

$$N = \sum_{i=0}^{p-1} 2^i$$

Profondeur de l'arbre (4/6)

Un peu d'arithmétique

$$\begin{aligned} 2^p &= 2^p \times 1 \\ &= 2^p \times (2 - 1) \\ &= 2^{p+1} - 2^p \end{aligned}$$

Profondeur de l'arbre (5/6)

Application à la somme des profondeurs

$$\begin{aligned} N &= \sum_{i=0}^{p-1} 2^i = 2^{p-1} + 2^{p-2} + \dots + 2^0 \\ &= (2^p - 2^{p-1}) + (2^{p-1} - 2^{p-2}) + \dots + (2^2 - 2^1) + (2^1 - 2^0) \\ &= 2^p + (-2^{p-1} + 2^{p-1}) + \dots + (-2^1 + 2^1) - 2^0 \\ &= 2^p - 2^0 \\ &= 2^p - 1 \end{aligned}$$

Profondeur de l'arbre (6/6)

Retour sur le logarithme

$$2^p - 1 = N$$

$$2^p = N + 1$$

$$\log_2(2^p) = \log_2(N + 1)$$

$$p \log_2(2) = \log_2(N + 1)$$

$$p = \log_2(N + 1)$$

Preuve de la complexité

$$\begin{aligned} O(p) &= O(\log_2(N + 1)) \\ &= O(\log(N)) \end{aligned}$$

On avait vu que la complexité de la recherche binaire était proportionnelle à la profondeur p de l'arbre, c'est-à-dire $O(p)$ soit $O(\log N)$.

Implémentation récursive

```
def recherche_binaire(collection, cle):  
    def recherche_binaire_impl(collection, cle, debut, fin):  
        if fin < debut:  
            return -1  
  
        milieu = debut + (fin - debut) // 2  
        actuel = collection[milieu]  
  
        if cle < actuel:  
            return recherche_binaire_impl(collection, cle, debut, milieu - 1)  
        elif cle > actuel:  
            return recherche_binaire_impl(collection, cle, milieu + 1, fin)  
        else:  
            return milieu  
  
    debut = 0  
    fin = len(collection) - 1  
  
    return recherche_binaire_impl(collection, cle, debut, fin)
```

Relation de récurrence

- Une autre manière de prouver la complexité serait d'utiliser une **relation de récurrence**.
- On pose que le nombre maximal de comparaisons C pour $N = 1$ est $C(1) = 1$.
- On établit alors que $C(N) = 1 + C(\frac{N}{2})$.
- La résolution de la relation de récurrence donne également $O(\log_2(N))$.

TP : Recherche dans une collection



**CHAMBRE DE COMMERCE
ET D'INDUSTRIE**

1^{er} ACCÉLÉRATEUR DES ENTREPRISES



Yvo
Solutions



TP : Recherche dans une collection

[Lien vers le sujet de TP.](#)

Tri en Python



**CHAMBRE DE COMMERCE
ET D'INDUSTRIE**

1^{er} ACCÉLÉRATEUR DES ENTREPRISES



Yvo
Solutions

Tri interne

In-place sort 

```
L = [6, 2, 5, 1, 9, 3, 8, 7, 4]  
L.sort()  
print(L)
```



```
[1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9]
```

Renvoie une liste triée

```
L1 = [6, 2, 5, 1, 9, 3, 8, 7, 4]  
L2 = sorted(L1)  
print(f"L1 = {L1}")  
print(f"L2 = {L2}")
```



```
L1 = [6, 2, 5, 1, 9, 3, 8, 7, 4]  
L2 = [1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9]
```

Cas des tuples

```
T = (6, 2, 5, 1, 9, 3, 8, 7, 4)  
T2 = sorted(T)  
print(T2)
```



```
[1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9]
```

Cas des sets

```
S = {6, 2, 5, 1, 9, 3, 8, 7, 4}  
S2 = sorted(S)  
print(S2)
```



```
[1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9]
```

Cas des chaînes de caractères (1/2)

```
Ch = "6, 2, 5, 1, 9, 3, 8, 7, 4"  
Ch2 = sorted(Ch)  
print(Ch2)
```



```
[',', ' ', ' ', ' ', ' ', ' ', ' ', ' ', ' ',  
',', ' ', ' ', ' ', ' ', ' ', ' ', ' ', ' ',  
'1', '2', '3', '4', '5', '6', '7', '8', '9']
```

Cas des chaînes de caractères (2/2)

```
Ch = "6, 2, 5, 1, 9, 3, 8, 7, 4"  
Ch3 = sorted(Ch.replace(" ", "").replace(",", "", ""))  
print(Ch3)
```



```
['1', '2', '3', '4', '5', '6', '7', '8', '9']
```

Cas des dictionnaires (1/2)

```
D = {"un": 1, "deux": 2, "trois": 3}  
D2 = sorted(D)  
print(D2)
```



```
['deux', 'trois', 'un']
```


Cas des dictionnaires (2/2)

```
D = {"un": 1, "deux": 2, "trois": 3}  
D3 = sorted(D.values())  
print(D3)
```



```
[1, 2, 3]
```

Tri décroissant

```
L = [6, 2, 5, 1, 6, 9, 3, 8, 7, 4]  
L.sort(reverse=True)  
print(L)
```



```
[9, 8, 7, 6, 6, 5, 4, 3, 2, 1]
```

Fonction de tri

```
L = [(4, 3, 2, 1), [3, 2, 1], "ba"]  
L.sort(key=len)  
print(L)
```



```
['ba', [3, 2, 1], (4, 3, 2, 1)]
```

Tri d'une structure de données

```
from dataclasses import dataclass

@dataclass
class paiement:
    euros: int = 0
    centimes: int = 0

L = [paiement(10, 0), paiement(3, 55), paiement(3, 99)]
L.sort(key=lambda x: (x.euros, x.centimes))
print(L)
```



```
[paiement(euros=3, centimes=55), paiement(euros=3, centimes=99),
paiement(euros=10, centimes=0)]
```

Combinaison

```
L = [paiement(10, 0), paiement(3, 55), paiement(3, 99)]  
L.sort(key=lambda x: (x.euros, x.centimes), reverse=True)  
print(L)
```



```
[paiement(euros=10, centimes=0), paiement(euros=3, centimes=99),  
paiement(euros=3, centimes=55)]
```

Tri dans des ordres inversés sur différentes clés

```
from dataclasses import dataclass

@dataclass
class outil:
    nom: str = ""
    masse: float = 0.

L = [outil("marteau", 1.), outil("niveau", 0.5),
      outil("cutter", 0.3), outil("compas", 0.3)]
L.sort(key=lambda x: (-x.masse, x.nom))
print(L)
```



```
[outil(nom='marteau', masse=1.0), outil(nom='niveau', masse=0.5),
 outil(nom='compas', masse=0.3), outil(nom='cutter', masse=0.3)]
```

Algorithmes de tri en $O(N^2)$



CHAMBRE DE COMMERCE
ET D'INDUSTRIE

1^{er} ACCÉLÉRATEUR DES ENTREPRISES



Intérêt de l'étude du tri

- Dans le cas général, utilisez `sort` et `sorted` pour trier en Python.
- Vous pourriez avoir à implémenter **votre propre structure de données** et **avoir à la trier**.
- Les algorithmes de tri sont des cas d'école à connaître **en entretien d'embauche**.
- Ils présentent un véritable intérêt pédagogique pour aborder les **algorithmes linéarithmiques**.

Différents algorithmes

- Il existe de nombreux algorithmes de tri.
- Nous allons en étudier 6.
- Ils sont séparés en 2 familles :
 - Algorithmes en $O(N^2)$ donc **quadratiques**.
 - Algorithmes en $O(N \log N)$ donc **linéarithmique**.

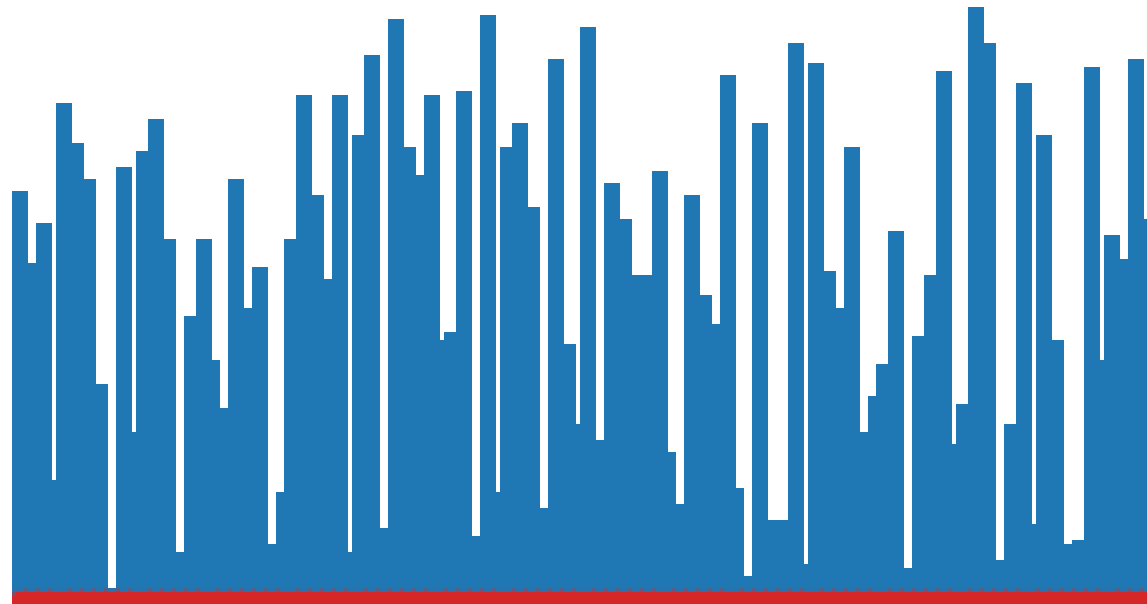
Tri sélection

Algorithme (selection sort)

```
def tri_selection(a):  
    N = len(a)  
  
    for i in range(N):  
        min = i  
        for j in range(i, N):  
            if a[j] < a[min]:  
                min = j  
        a[i], a[min] = a[min], a[i]  
  
    return a
```

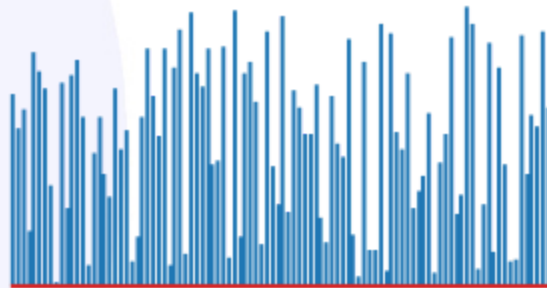
Tri sélection

Exécution animée

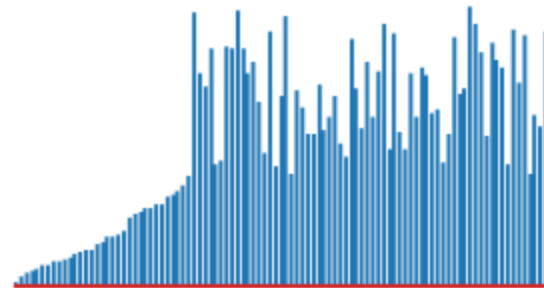


Tri sélection

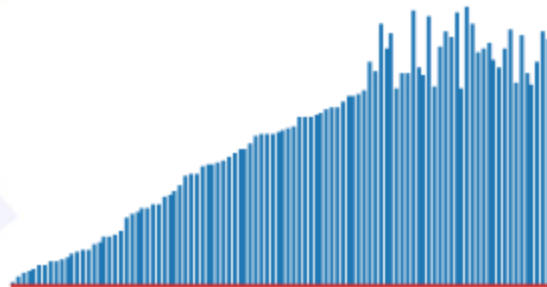
Quelques étapes d'exécution



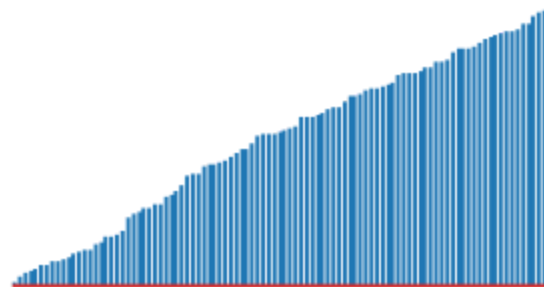
initial



$i = 33$



$i = 66$



trié

Tri sélection

Complexité

- On a $N \frac{N-1}{2}$ comparaisons et N échanges.
- Par conséquent, on a $\sim \frac{N^2}{2}$ comparaisons.
- Donc on est en $O(N^2)$.

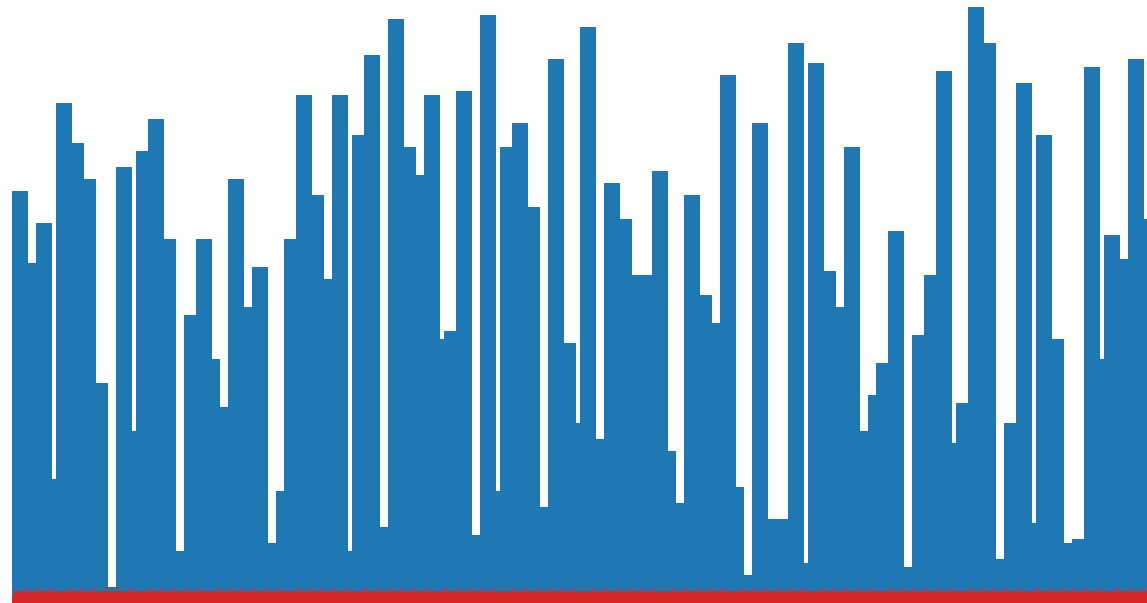
Tri à bulles

Algorithme (bubble sort)

```
def tri_bulles(a):  
    N = len(a)  
  
    for i in range(N - 1):  
        for j in range(N - (i + 1)):  
            if a[j] > a[j+1]:  
                a[j], a[j+1] = a[j+1], a[j]  
  
    return a
```

Tri à bulles

Exécution animée



Tri à bulles

Quelques étapes d'exécution



initial



$i = 33$



$i = 66$



trié

Tri à bulles

Complexité

- On a $N \frac{N-1}{2}$ comparaisons et au pire $N \frac{N-1}{2}$ échanges.
- Par conséquent, on a $\sim \frac{N^2}{2}$ comparaisons.
- Donc on est en $O(N^2)$.

Tri insertion

Algorithme (insertion sort)

```
def tri_insertion(a):  
    N = len(a)  
  
    for i in range(1, N):  
        j = i  
        while j > 0 and a[j] < a[j-1]:  
            a[j], a[j-1] = a[j-1], a[j]  
            j -= 1  
  
    return a
```

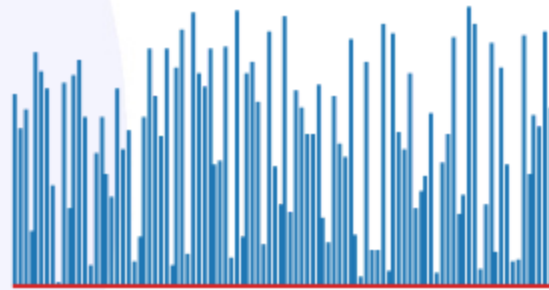
Tri insertion

Exécution animée

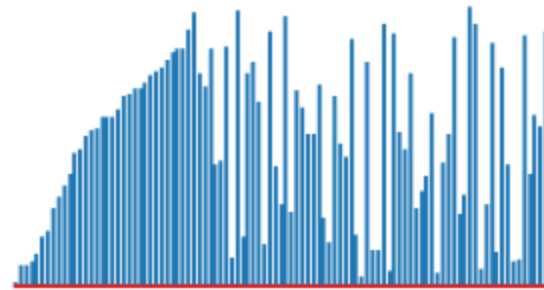


Tri insertion

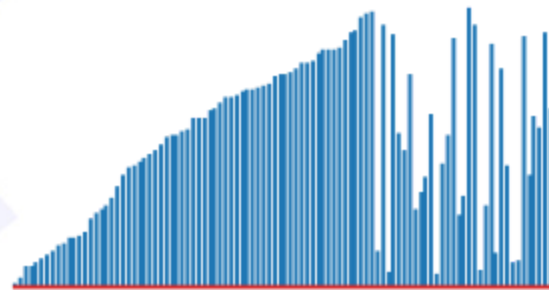
Quelques étapes d'exécution



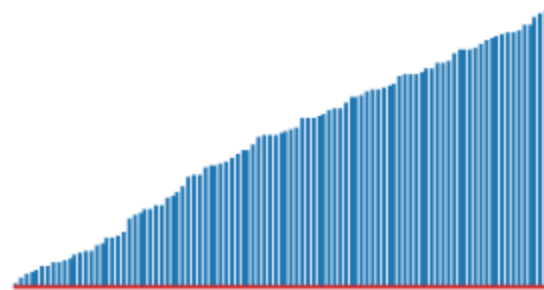
initial



$i = 33$



$i = 66$



trié

Tri insertion

Complexité

- On a $\sim \frac{N^2}{4}$ comparaisons et $\sim \frac{N^2}{4}$ échanges.
- Donc on est en $O(N^2)$.

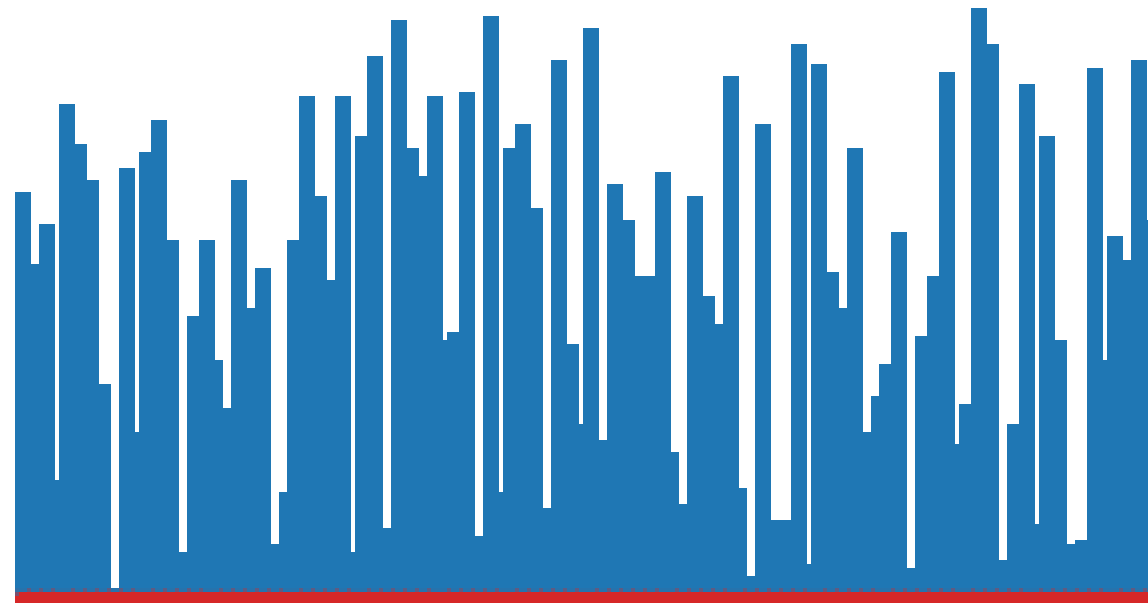
Tri coquille

Algorithme (shell sort)

```
def tri_coquille(a):  
    N = len(a)  
    h = 1  
    while h < N // 3:  
        h = 3 * h + 1  
  
    while h >= 1:  
        for i in range(h, N):  
            j = i  
            while j >= h and a[j] < a[j-h]:  
                a[j], a[j-h] = a[j-h], a[j]  
                j -= h  
  
        h //= 3  
  
    return a
```

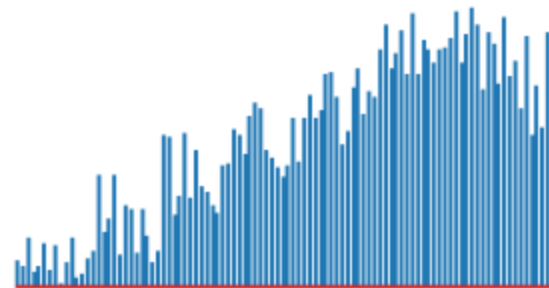
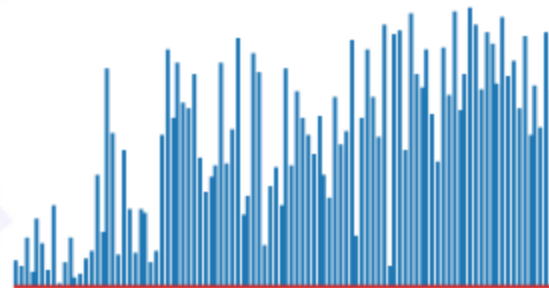
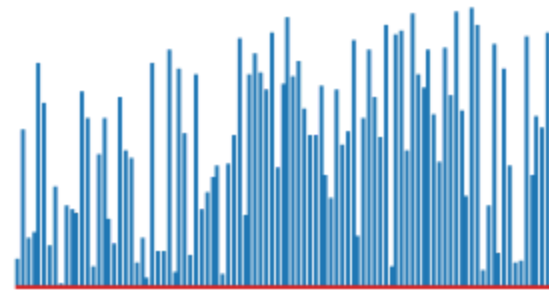
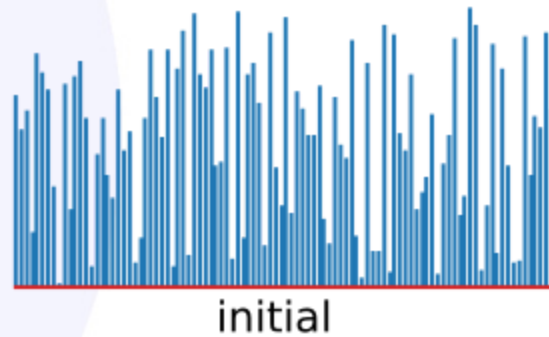
Tri coquille

Exécution animée



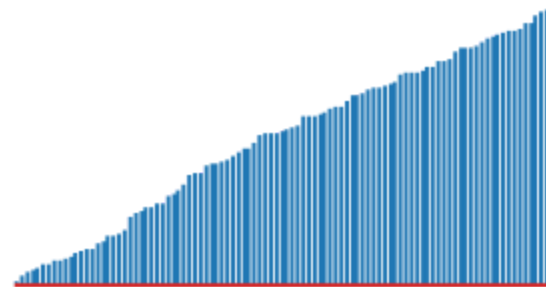
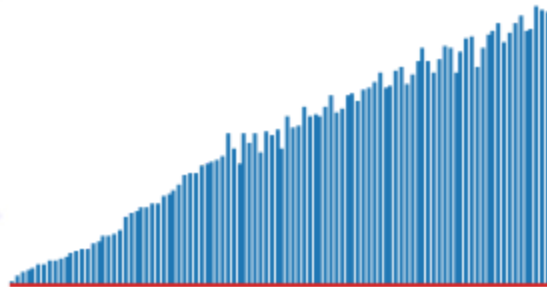
Tri coquille

Quelques étapes d'exécution (1/2)



Tri coquille

Quelques étapes d'exécution (2/2)



trié



Tri coquille

Complexité

- On a $\sim \sqrt{N^3}$ comparaisons.
- Donc on est en $O(N^{3/2})$.

Comparaison



Tri sélection



Tri à bulles

Comparaison



Tri sélection



Tri insertion

Comparaison



Tri insertion



Tri coquille

Partition : diviser et conquérir

Divide-and-Conquer 🇬🇧



CHAMBRE DE COMMERCE
ET D'INDUSTRIE

1^{er} ACCÉLÉRATEUR DES ENTREPRISES



Diviser et conquérir

- Le principe de **diviser et conquérir** est fondamental en algorithmique.
- On a vu avec la recherche binaire que le fait de diviser en 2 un problème permet de le résoudre beaucoup plus rapidement.

Rappel sur la partition

- En **mathématiques**, une partition d'un ensemble est un regroupement de ses éléments dans des sous-ensembles non-vides tel que chaque élément est inclu dans exactement un sous-ensemble.
- Exemple :
 - pour l'ensemble $E = \{6, 2, 5, 1, 9, 3, 8, 7, 4\}$,
 - le sous-ensemble $C_1 = \{2, 5, 1, 3, 4\}$,
 - le sous-ensemble $C_2 = \{6\}$,
 - le sous-ensemble $C_3 = \{9, 8, 7\}$,
 - on a C_1, C_2, C_3 qui forment une partition de E .

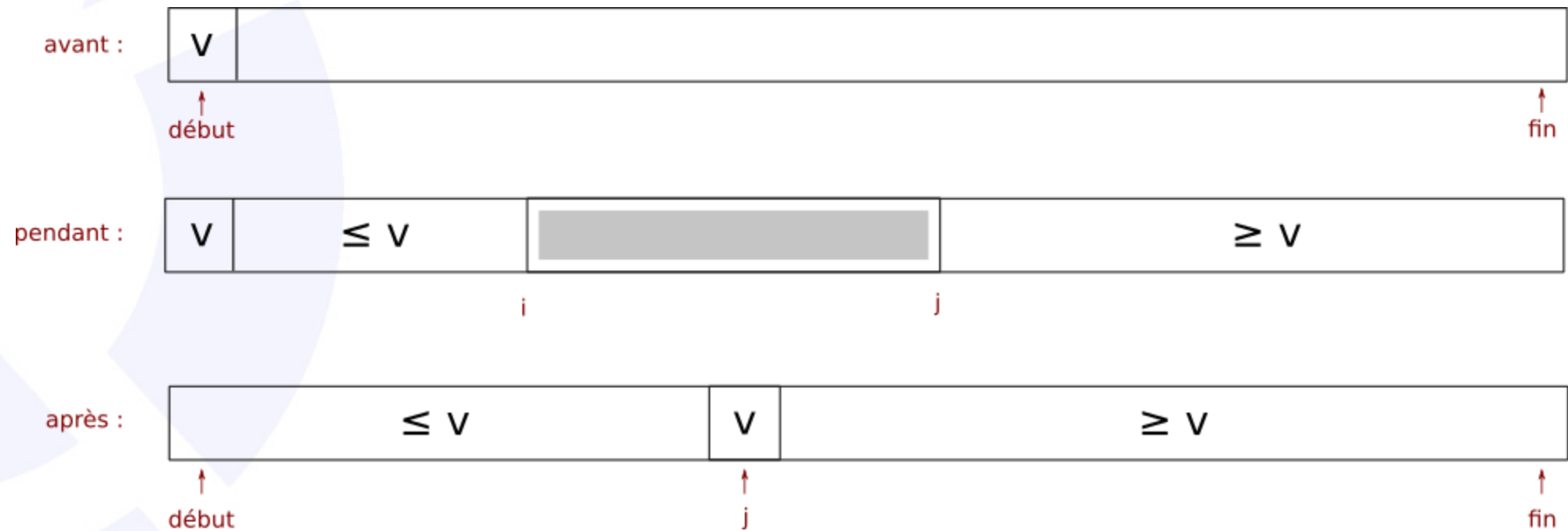
Partitionner en 2

- **L'algorithme de partition** vise à diviser un ensemble en 2 sous-ensembles :
 - L'ensemble des éléments strictement plus petit qu'une valeur.
 - L'ensemble des autres éléments.

Partition

```
def partition(e):  
    N = len(e)  
    valeur = e[0]  
    i = 0  
    j = N  
  
    while True:  
        i += 1 # Garanti la progression à droite  
        while e[i] < valeur and i != N: i += 1 # Scan vers la droite  
  
        j -= 1 # Garanti la progression à gauche  
        while valeur < e[j] and j != 0: j -= 1 # Scan vers la gauche  
  
        if i >= j: break # Si les indices se croisent on s'arrête  
  
        # Echange des éléments entre les 2 partitions  
        e[j], e[i] = e[i], e[j]  
  
    # Met la valeur de partitionnement entre les 2 partitions  
    e[j], e[0] = e[0], e[j]
```

Illustration de l'exécution



Example

```
L = [6, 2, 5, 1, 9, 3, 8, 7, 4]  
partition(L)  
print(L)
```



```
[3, 2, 5, 1, 4, 6, 8, 7, 9]
```

```
L = [6, 2, 5, 1, 6, 9, 3, 8, 7, 4]  
partition(L)  
print(L)
```



```
[3, 2, 5, 1, 4, 6, 9, 8, 7, 6]
```



Complexité

- On a $N + 1$ comparaisons.
- On est donc en $\sim N^1$, et $O(N)$.

Tri Rapide

Quick Sort 🇬🇧



CHAMBRE DE COMMERCE
ET D'INDUSTRIE

1^{er} ACCÉLÉRATEUR DES ENTREPRISES



Tri rapide

Introduction

- Le tri rapide a une **meilleure complexité** que les autres algorithmes de tri vu jusqu'ici.
- Il est également plus complexe à comprendre.
- Il repose sur la **partition** et une définition **naturellement récursive**.

Tri rapide - Partition

```
def partition(a, debut, fin):  
    i = debut  
    j = fin + 1  
    valeur = a[debut]  
  
    while True:  
        i += 1  
        while a[i] < valeur and i != fin: i += 1  
  
        j -= 1  
        while valeur < a[j] and j != debut: j -= 1  
  
        if i >= j: break  
  
        a[j], a[i] = a[i], a[j]  
  
    a[j], a[debut] = a[debut], a[j]  
  
    return j
```

Tri rapide

Algorithme (quick sort)

```
def tri_rapide_recuratif(a, debut, fin):  
    if fin > debut:  
        j = partition(a, debut, fin)  
        tri_rapide_recuratif(a, debut, j - 1)  
        tri_rapide_recuratif(a, j + 1, fin)
```

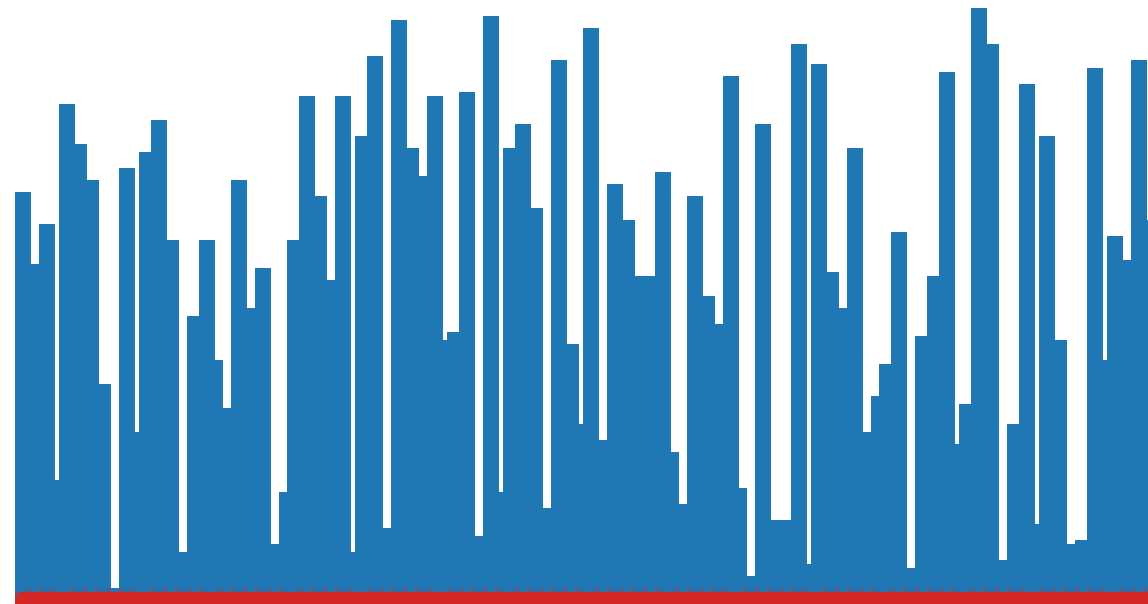
Tri rapide

Interface

```
def tri_rapide(a):  
    N = len(a)  
    tri_rapide_recuratif(a, 0, N - 1)
```

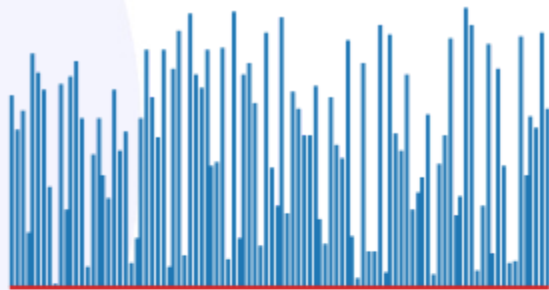
Tri rapide

Exécution animée

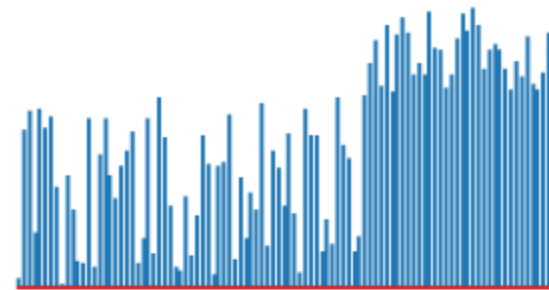


Tri rapide

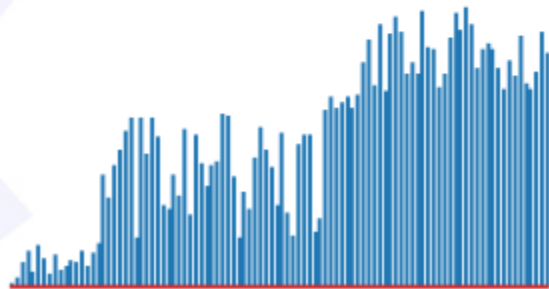
Quelques étapes d'exécution (1/2)



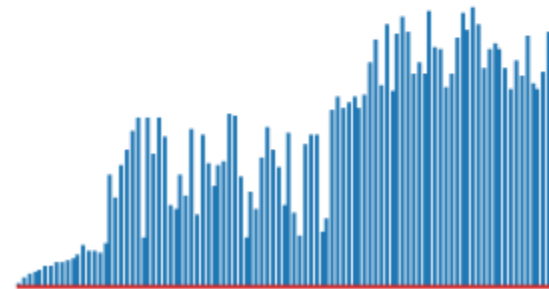
initial



partition 1



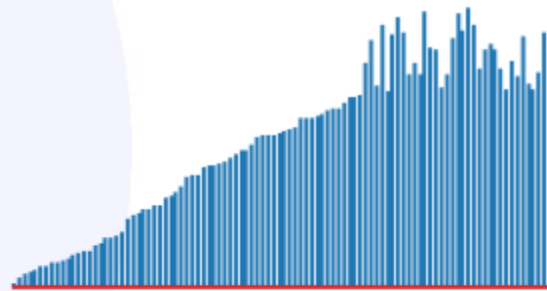
partition 4



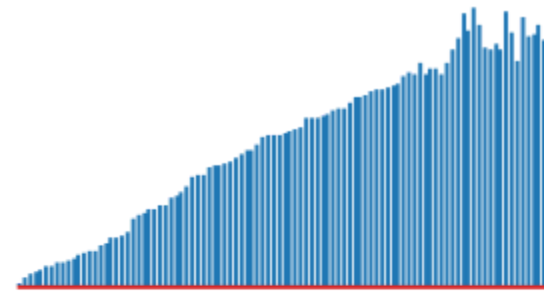
partition 10

Tri rapide

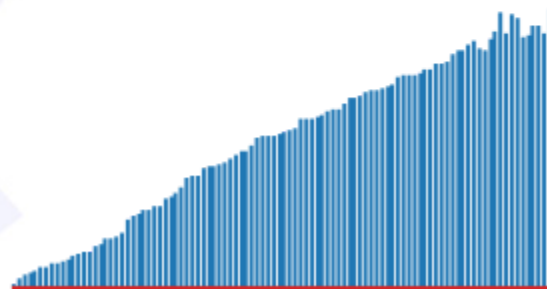
Quelques étapes d'exécution (2/2)



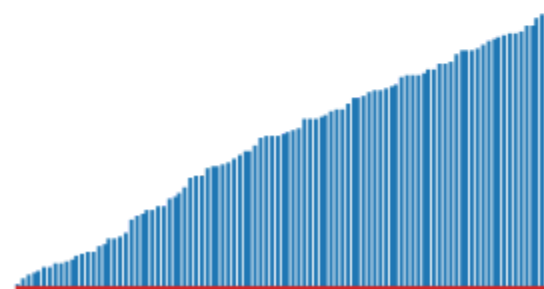
partition 45



partition 50



partition 60



trié

Tri rapide

Complexité

- On a $\sim 2N \log N$ comparaisons en moyenne.
- On a $\sim \frac{N^2}{N}$ comparaisons dans le pire cas.
- Comme on peut facilement se prévenir du pire cas, on admet $O(N \log N)$ en pratique.

Le *pire* cas (1/2)

- Le pire cas survient lorsque la collection est **déjà triée**.
- En effet, le partitionnement n'a **aucun effet** dans ce cas.
- On a vu dans la partie sur l'algorithme de partition que la valeur `v` ne se retrouve pas forcément au milieu.
- Si la valeur `v` se retrouve **toujours en premier**, cela signifie que la collection est déjà triée et le tri rapide sera lent et inutile.

Le pire cas (2/2)

- On peut se prévenir du pire cas en **testant initialement** si le tableau est trié.
- On peut s'éloigner du pire cas en **mélangeant les éléments**.

Le *meilleur* cas

- Le tri rapide est à son maximum lorsque **v** se retrouve toujours *exactement* au milieu à chaque partitionnement.
- Dans ce cas, la relation de récurrence C définissant le nombre de comparaisons $C_N = 2C_{N/2} + N$.
- $C_N \sim N \log N$, ce qui est un début de preuve pour la complexité de cet algorithme.

Tri Fusion

Merge Sort 🇬🇧



CHAMBRE DE COMMERCE
ET D'INDUSTRIE

1^{er} ACCÉLÉRATEUR DES ENTREPRISES



Tri Fusion

Introduction

- Dans le tri rapide, on partitionne en 2 sous-ensembles puis on applique l'algorithme récursivement à chaque sous-ensemble.
- Dans le tri fusion, on fait les opérations dans le sens inverse : on applique **d'abord** récursivement l'algorithme puis on **fusionne** les résultats.
- C'est la fusion qui entraine le tri.

Tri Fusion

Fusion

```
def fusion(a, debut, milieu, fin):
    i = debut
    j = milieu + 1
    auxiliaire = a[:]
    for k in range(debut, fin + 1):
        if i > milieu:
            a[k] = auxiliaire[j]
            j += 1
        elif j > fin:
            a[k] = auxiliaire[i]
            i += 1
        elif auxiliaire[j] < auxiliaire[i]:
            a[k] = auxiliaire[j]
            j += 1
        else:
            a[k] = auxiliaire[i]
            i += 1
```

Tri Fusion

Algorithme (merge sort)

```
def tri_fusion_rekursif(a, debut, fin):  
    if fin > debut:  
        milieu = debut + (fin - debut) // 2  
        tri_fusion_rekursif(a, debut, milieu)  
        tri_fusion_rekursif(a, milieu + 1, fin)  
        fusion(a, debut, milieu, fin)
```

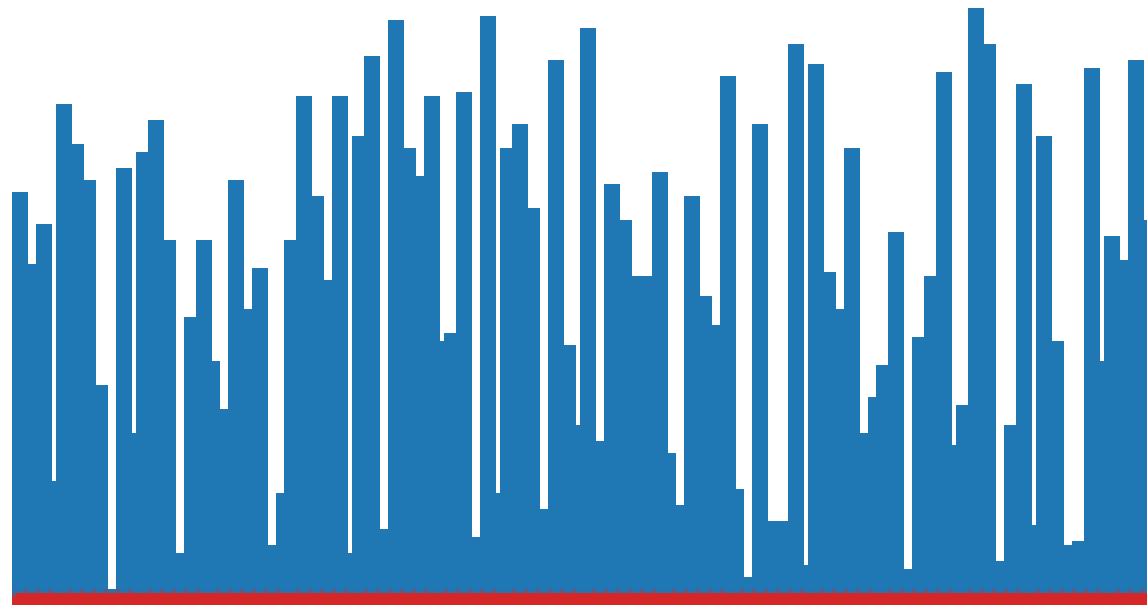
Tri Fusion

Interface

```
def tri_fusion(a):  
    N = len(a)  
    tri_fusion_recurisif(a, 0, N - 1)
```

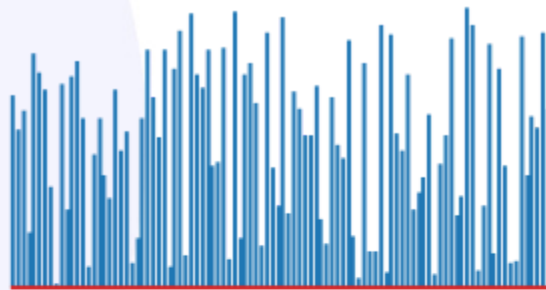
Tri Fusion

Exécution animée

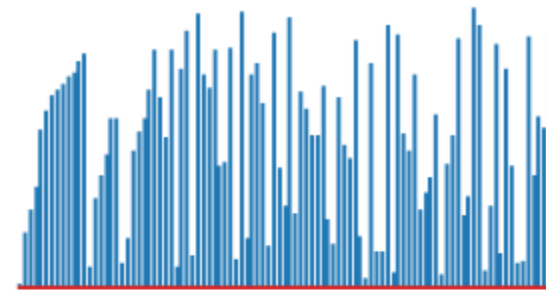


Tri Fusion

Quelques étapes d'exécution (1/2)



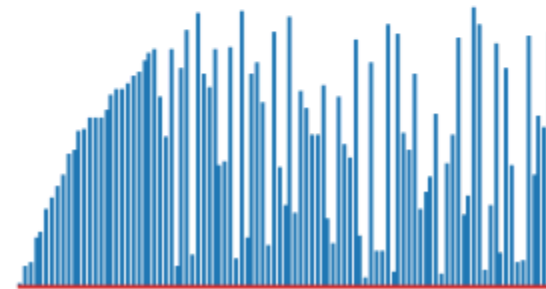
initial



fusion 22



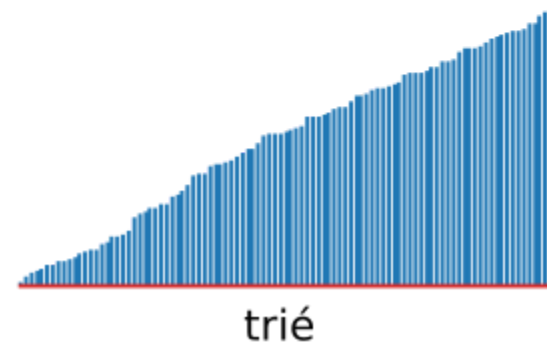
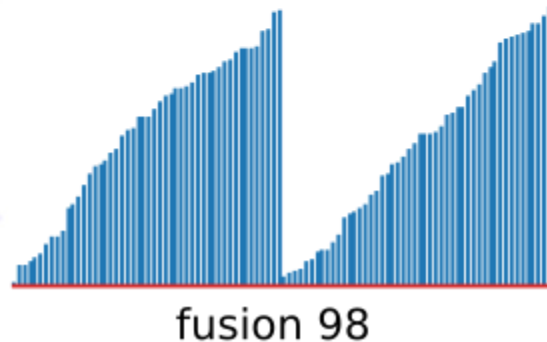
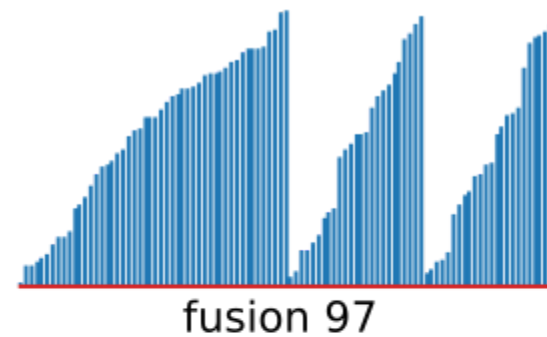
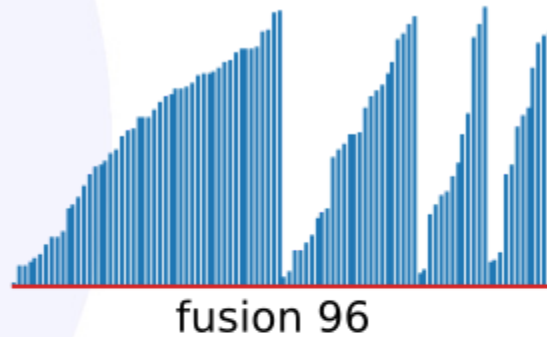
fusion 23



fusion 24

Tri Fusion

Quelques étapes d'exécution (2/2)



Tri Fusion

Complexité

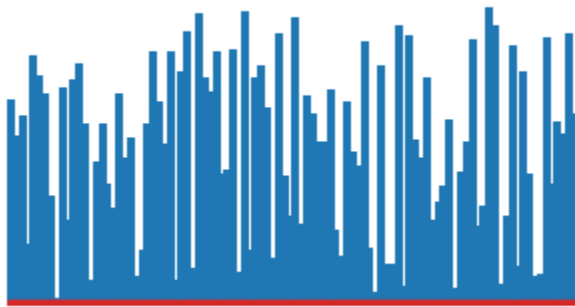
- La complexité de la fusion elle-même est $\Theta(N)$
- Pour le tri fusion :
 - On a entre $\frac{1}{2} N \log N$ et $N \log N$ comparaisons.
 - On est en $\Theta(N \log N)$.

Tri Fusion

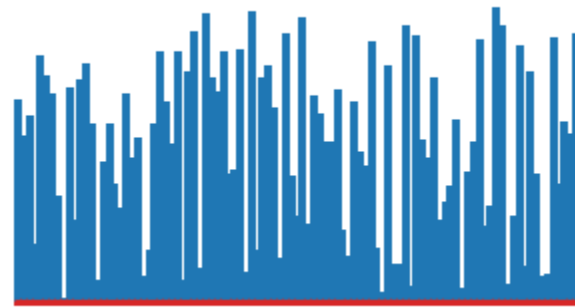
Intuition de preuve

- A chaque récursion, on divise l'espace en 2.
- On peut dessiner un arbre binaire pour représenter les appels.
- La profondeur p de cet arbre binaire est proportionnel à $O(\log N)$.
- On a donc $\log N$ fusions, soit $O(N \log N)$ opérations au total.

Comparaison



Tri rapide



Tri fusion

Existe-t-il un algorithme plus efficace ?

- Autrement dit, existe-t-il un algorithme ayant une meilleure complexité que $O(N \log N)$ pour trier une collection ?
- **Non**, il est possible de prouver que **la meilleure complexité** pour le tri est $O(N \log N)$.
- En revanche, les implémentations peuvent recevoir de **petites améliorations**.
- Par exemple, il existe possible de **paralléliser** tri rapide ou tri fusion.

Éléments de preuve

- On considère que tous les éléments à trier sont distincts.
- On construit un **arbre binaire** de toutes les **permutations possibles**.
- Il y a $N!$ permutations possibles (par définition).
- On s'intéresse à la **profondeur** p et comme l'arbre est binaire, on a $O(p) = O(\log(N!))$.
- L'**approximation de Stirling** nous donne $\log(N!) \sim N \log(N)$.

TP : Tri de collections



**CHAMBRE DE COMMERCE
ET D'INDUSTRIE**

1^{er} ACCÉLÉRATEUR DES ENTREPRISES



Yvo
Solutions



TP : Tri de collections

[Lien vers le sujet de TP.](#)