

Алгоритмы и анализ сложности

Эффективные алгоритмы сортировки

Задача сортировки элементов массива

Дан массив значений $A_0A_1A_2 \dots A_{n-2}A_{n-1}$.

Необходимо найти такую перестановку

$i_0i_1i_2 \dots i_{n-2}i_{n-1}$ индексов, что для последовательности $A_{i_0}A_{i_1}A_{i_2} \dots A_{i_{n-2}}A_{i_{n-1}}$ выполняется $A_{i_k} \leq A_{i_{k+1}} \quad \forall k = 0 \dots n - 2$.

$i_0i_1i_2 \dots i_{n-2}i_{n-1}$ - это некоторая перестановка чисел $0 \dots n - 1$, поэтому общее количество потенциальных решений задачи равно числу перестановок из n элементов, т.е. $n!$

Минимальная гарантированная трудоемкость в наихудшем для сортировки, основанной на сравнениях: $T_{min}(n) = \lceil \log(n!) \rceil = O(n \log n)$.

Алгоритмы с такой трудоемкостью мы будем считать **эффективными**.

Рекуррентное слияние (снизу вверх)

Пусть s – текущая длина серий в массиве (в исходном массиве n серий и $s = 1$).

Проход в сортировке слиянием:

- массив A содержит k текущих серий длины s
- пары смежных серий сливаются в $\lfloor k/2 \rfloor$ серий длины $2s$ в рабочий массив D
- новые серии копируются из D в A .

Проходы повторяются при $s = 1, 2, 4, \dots$, пока $s < n$ (т.е. $k > 1$).

Общее число проходов составляет $\lceil \log n \rceil$.

На каждом проходе в слиянии участвуют все n элементов, поэтому $T(n) = O(n \log n)$

Рекуррентное слияние (снизу вверх)

В общем случае $n \neq 2^k$, поэтому на любом проходе возможны варианты:

- число текущих серий нечетно
- последняя серия имеет длину $< s$.

Поэтому при слиянии серий необходимо учесть, что 2-я серия может быть короче 1-й или вообще пустой.

В приведенном ниже алгоритме вычисляются индексы **b**, **c** и **e**, которые задают границы сливаемых серий: **A[b...c]** и **A[c+1...e]**.

Рекуррентный алгоритм слияния

```
void merge_sort(double *A, int n)
{
    int s, b, c, e;
    double *D = new double[n];
    for (s = 1; s < n; s *= 2) {
        for (b = 0; b < n; b += s*2) {
            c = min(b+s-1, n-1);
            e = min(c+s, n-1);
            merge_series(A, b, c, e, D);
        }
        for (b = 0; b < n; b++) A[b] = D[b];
    }
    delete [] D;
}
```

Сортировка Шелла

Основана на сортировке вставками (или обменной):

$\forall i, i = 1 \dots n - 1$, элемент i добавляется к уже отсортированной последовательности элементов $0 \dots i - 1$. Для этого $x = A_i$ сравнивается и меняется с $A_j, j = i - 1 \dots 0$, пока $A_j > x$.



Общее число сравнений для всех i :

$$T_{best}(n) = n - 1 = O(n)$$

$$T_{worst}(n) = \frac{n(n-1)}{2} = O(n^2).$$

Чем меньше в массиве инверсий, тем быстрее он сортируется.

Сортировка Шелла: h -цепочки

Зафиксируем h , $1 < h < n/2$ и рассмотрим h -цепочки – последовательности элементов с индексами:

$0, h, 2h, 3h, \dots$

$1, h + 1, 2h + 1, 3h + 1, \dots$

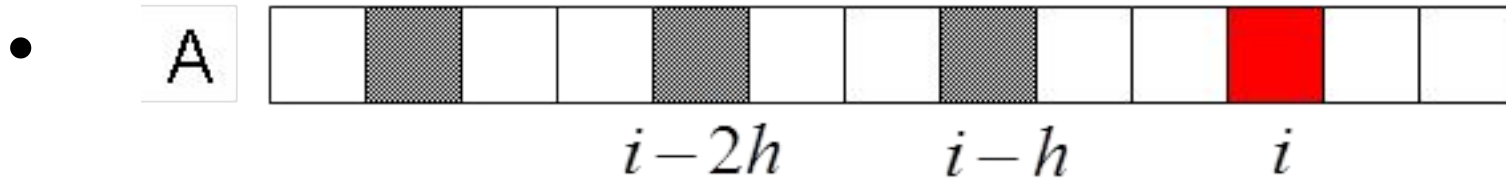
\dots

$h - 1, 2h - 1, 3h - 1, 4h - 1, \dots$

Всего будет h цепочек длиной $\leq \lceil n/h \rceil$.

Упорядочим элементы в цепочках, используя сортировку обменом (вставками).

Сортировка вставкам с шагом h



Сортировка одной цепочки: $T_{worst}(n) = O\left(\left(\frac{n}{h}\right)^2\right)$,

сортировка всех цепочек: $T_{worst}(n) = O\left(\frac{n^2}{h}\right)$.

После упорядочения всех цепочек с шагом h массив не будет отсортирован, но число инверсий в нем уменьшится. Если повторить этот проход с шагом, меньшим h , то инверсий станет еще меньше и, соответственно, уменьшится трудоемкость выполнения следующего прохода.

Сортировка Шелла: идея и требования

Идея: сортировка всех h -цепочек с последовательным уменьшением значений h : $h_1 > h_2 > \dots > h_t = 1$. С каждым проходом массив становится все ближе к упорядоченному, поэтому и трудоемкость проходов будет уменьшаться.

Требования:

- t (число проходов) должно быть небольшим
- h_{k+1} -цепочки должны максимально перемешиваться с h_k -цепочками (чтобы при следующем проходе сравнивались элементы из разных цепочек предыдущего прохода).

Сортировка Шелла: выбор шага h

Д. Кнут показал:

1. Выбор шага $h_k = 2h_{k+1}$ - неудачный, т.к. при этом $T_{worst}(n) = O(n^2)$, $T_{mid}(n) = O(n\sqrt{n})$.
2. Цепочки хорошо перемешиваются при выборе взаимно простых h .
3. Хорошие последовательности для значений h :
 $h_{k-1} = 2h_k + 1, t = \lfloor \log_2 n \rfloor + 1$
 $h_{k-1} = 3h_k + 1, t = \lfloor \log_3 n \rfloor + 1.$

При выборе таких последовательностей:

$$T_{worst}(n) = O(n\sqrt{n}), \quad T_{mid}(n) = O(n \cdot \log^2 n).$$

Сортировка Шелла: алгоритм

Используется последовательность $h_{k-1} = 3h_k + 1$, начальное значение h вычисляется таким образом, чтобы начальные цепочки содержали ≥ 3 элементов.

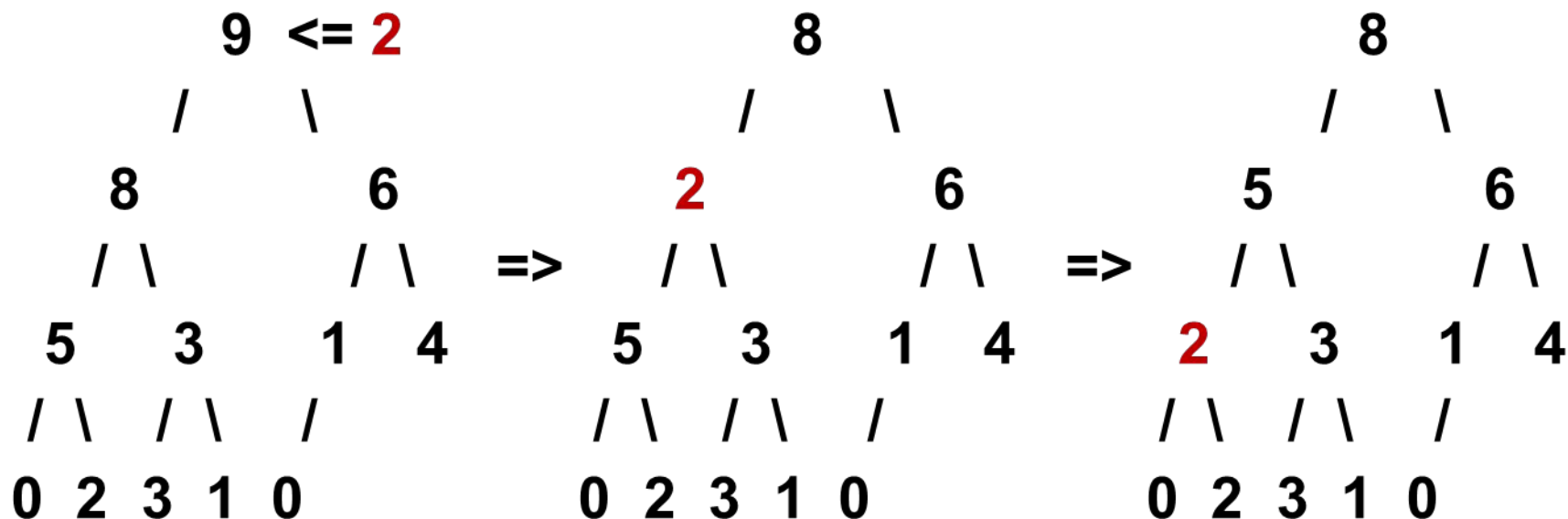
```
void shell_sort(double *A, int n)
{
    int i, j, h;
    for (h = 1; h <= n / 9; h = h * 3 + 1);
    while (h >= 1)
    {
        for (i = h; i < n; i++)
            for (j=i-h; j>=0&& A[j]>A[j+h]; j-=h)
                swap(A[j], A[j+h]);
        h = (h - 1) / 3;
    }
}
```

Пирамидальная сортировка

В алгоритме строится **пирамида (бинарная куча)**, которую можно представить в виде бинарного дерева:

- каждой вершине соответствует элемент массива
- каждая вершина имеет ≤ 2 вершин-сыновей
- заполнены все уровни, кроме, возможно, последнего
- **значение-отец всегда не меньше значений-сыновей.**

Просеивание в пирамиде (если нарушено условие):



Свойства пирамиды (бинарной кучи)

1. В корне пирамиды располагается максимальный элемент.

2. Если пирамида имеет k уровней и все уровни заполнены, то общее число вершин

$$n = 1 + 2^1 + 2^2 + \dots + 2^{k-1} = 2^k - 1.$$

3. Если $2^{k-1} \leq n < 2^k$, то k -й уровень заполнен не до конца.

4. Пирамида с n вершинами имеет $\lceil \log n \rceil$ уровней, поэтому максимальное число сравнений при просеивании

$$T_{worst}(n) = 2\lceil \log n \rceil = O(\log n).$$

5. Пирамиду можно построить непосредственно на массиве:

- для любого элемента-отца A_i , $0 \leq i \leq n/2$ сыновьями будут A_{2i+1} и A_{2i+2}
- условие пирамиды: $\forall i, 0 \leq i \leq n/2 \quad A_i \geq A_{2i+1}, A_i \geq A_{2i+2}$

Идея сортировки

Пусть на массиве длины n построена пирамида и номер ее последнего элемента $m = n - 1$.

Если поменять местами элементы с индексами 0 и m , то максимальный элемент встанет на свое (последнее) место в упорядоченном массиве.

Для 0-го элемента условие пирамиды будет нарушено. Чтобы восстановить пирамиду, этот элемент нужно просеять, не изменяя положение максимального элемента m , т.е. в пирамиде длины m .

Далее необходимо повторить эти действия для всех значений m , убывающих от $n - 1$ до 1.

Трудоемкость сортировки: $T_{worst}(n) = O(n \log n)$

Построение пирамиды

При построении пирамиды также проводится просеивание элементов. Просеивать можно **ТОЛЬКО В пирамиде**, поэтому она будет строиться **снизу вверх**:

- элементы с номерами $\frac{n}{2} + 1 \dots n - 1$ не имеют потомков и образуют **нижний уровень** пирамиды (их просеивать не нужно)
- элементы с номерами от $n/2$ до 0 последовательно просеиваются в уже построенных частях пирамиды.

Трудоёмкость построения пирамиды

Пусть пирамида имеет k уровней, и все они заполнены.
Тогда:

- на уровне k находятся $2^{k-1} \approx n/2$ вершин, которые не надо просеивать
- на уровне $k - 1$ находятся $2^{k-2} \approx n/4$ вершин, которые при просеивании могут сместиться только на 1 уровень
- на уровне $k - 2$ находятся $2^{k-3} \approx n/8$ вершин, которые при просеивании могут сместиться только на 2 уровня

и т.д. вплоть до 1-го уровня с 1 вершиной.

Трудоёмкость построения пирамиды

Таким образом, максимальное число уровней, которые могут пройти все вершины, составляет (при $n \rightarrow \infty$):

$$\begin{aligned} \frac{n}{4} + 2\frac{n}{8} + 3\frac{n}{16} + 4\frac{n}{32} \dots &= \frac{n}{4} \left(1 + 1 + \frac{3}{4} + \frac{4}{8} + \frac{5}{16} \dots \right) = \\ &= \frac{n}{4} \left[\left(1 + \frac{1}{2} + \frac{1}{4} + \frac{1}{8} + \dots \right) + \left(\frac{1}{2} + \frac{1}{4} + \frac{1}{8} + \dots \right) + \left(\frac{1}{4} + \frac{1}{8} + \dots \right) + \dots \right] = \\ &= \frac{n}{4} \left(2 + 1 + \frac{1}{2} + \frac{1}{4} + \frac{1}{8} + \dots \right) = n \end{aligned}$$

Следовательно, трудоёмкость построения пирамиды в наихудшем: $T_{worst}(n) = O(n)$.

Функция просеивания в пирамиде

Параметры и переменные функции `sift`:

i – начальный номер просеиваемого элемента,

m – номер конечного элемента в текущей пирамиде,

j – текущий номер просеиваемого элемента,

k – номер левого или большего сына **j**.

```
void sift(double *A, int i, int m)
{
    int j = i, k = i*2+1;    // левый сын
    while (k <= m)
    {
        if (k<m && A[k]<A[k+1]) k++; // больший сын
        if (A[j] < A[k])
        { swap(A[j], A[k]); j = k; k = k*2+1; }
        else break;
    }
}
```

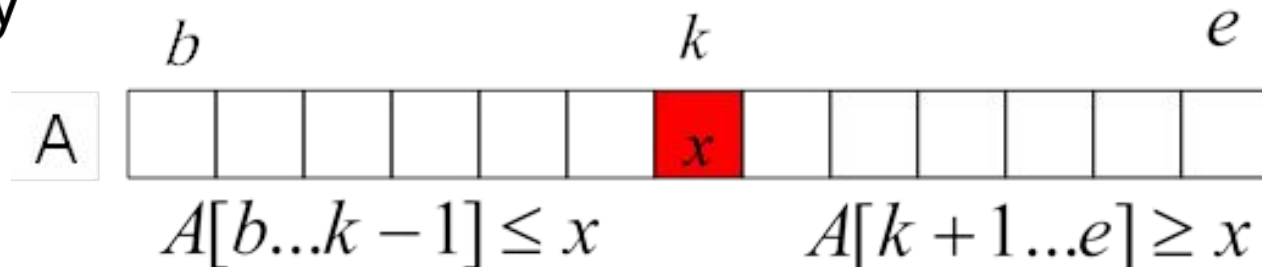
Алгоритм пирамидальной сортировки

```
void heap_sort(double *A, int n)
{
    int i, m;
    // построение пирамиды
    for (i = n/2; i >= 0; i--)
        sift(A, i, n-1);
    // сортировка массива
    for (m = n-1; m >= 1; m--)
    {
        swap(A[0], A[m]);
        sift(A, 0, m-1);
    }
}
```

Быстрая сортировка (Хоар)

В быстрой сортировке проводится рекурсивная обработка массива и его отдельных частей. При каждом рекурсивном вызове задаются границы текущей части. Обозначим индексы ее начального и конечного элементов b и e (при первом вызове $b = 0, e = n - 1$).

Основной шаг сортировки – разделение текущей части массива опорным элементом: выбирается некоторый элемент $x \in A[b \dots e]$ и текущая часть приводится к виду



Быстрая сортировка

После разделения элемент x окажется на своем месте k в упорядоченном массиве, а части $A[b \dots k - 1]$ и $A[k + 1 \dots e]$ можно сортировать рекурсивно и независимо.

Разделение массива длины n необходимо проводить за cn элементарных шагов, при этом:

- наилучшее разделение – 2 подмассива длины $n/2$ и $T_{best}(n) = cn + 2T\left(\frac{n}{2}\right) = O(n \log n)$
- наихудшее – 1 подмассив длины $n - 1$ (второй будет пустым) и

$$T_{worst}(n) = cn + T(n - 1) = O(n^2)$$

Быстрая сортировка: трудоемкость в среднем

$T_{best}(n)$ и $T_{worst}(n)$ отличаются в порядках, поэтому нужно оценить трудоемкость в среднем:

- различные случаи соответствуют различным позициям $k = \overline{0 \dots n - 1}$
- вероятности для всех случаев равны $1/n$
- $T(n) = cn + T(k) + T(n - k - 1)$ для любого фиксированного k .

Таким образом, **трудоемкость в среднем**:

$$T(n) = cn + \frac{1}{n} \sum_{k=0}^{n-1} (T(k) + T(n - k - 1)) = cn + \frac{2}{n} \sum_{k=0}^{n-1} T(k)$$

Трудоёмкость в среднем: доказательство

Положим $T(0) = T(1) = b = \text{const}$ и $d = 2(b + c)$.

Покажем, что $T(n) \leq d n \ln n$, $\forall n \geq 2$.

Доказательство (мат. индукция):

1. Базис $n = 2$: $T(n) = 2c + 2b = d < d \cdot 2 \ln 2 \approx 1.4d$

2. Пусть $\forall k = \overline{2 \dots n-1}$ выполняется $T(k) \leq dk \ln k$,

$$\text{тогда } T(n) = cn + \frac{2}{n} \sum_{k=0}^{n-1} T(k) \leq cn + \frac{4b}{n} + \frac{2d}{n} \sum_{k=2}^{n-1} k \ln k$$

Трудоемкость в среднем: доказательство

- **Оценка для суммы:**
$$\sum_{k=2}^{n-1} k \ln k \leq \int_2^n x \ln x dx = \left(\frac{x^2 \ln x}{2} - \frac{x^2}{4} \right)_2^n$$

Здесь интеграл взят по частям: $\int v du = uv - \int u dv$,

и в нашем случае $u = \frac{x^2}{2}$, $v = \ln x$.

Трудоёмкость в среднем: доказательство

Таким образом:

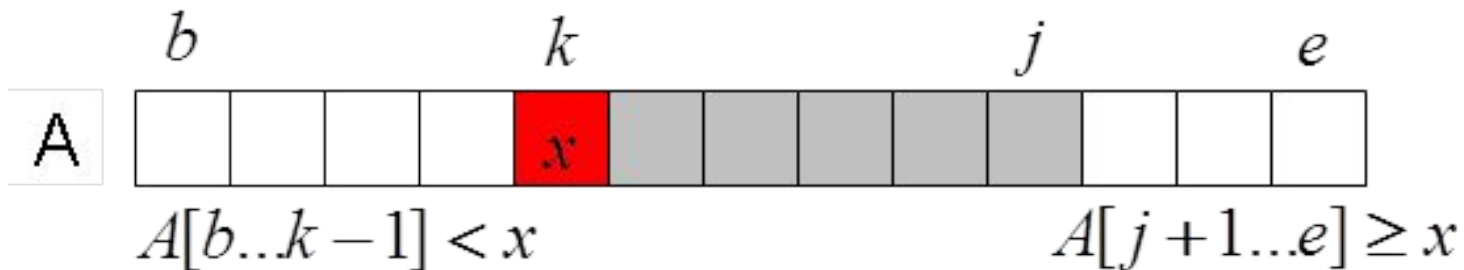
$$\begin{aligned} T(n) &= cn + \frac{2}{n} \sum_{k=0}^{n-1} T(k) \leq cn + \frac{4b}{n} + \frac{2d}{n} \sum_{k=2}^{n-1} k \ln k \leq \\ &\leq cn + \frac{4b}{n} + \frac{2d}{n} \left(\frac{n^2 \ln n}{2} - 2 \ln 2 - \frac{n^2}{4} + 1 \right) = \\ &= cn + \frac{4b}{n} + dn \ln n - (b+c)n - \frac{2d(2 \ln 2 - 1)}{n} < dn \ln n = O(n \log n) \end{aligned}$$

Разделение массива: 1-й способ

Текущая разделяемая часть массива: $A[b \dots e]$.

k – текущий индекс опорного элемента (начальные значения $k = b$, $x = A[b]$).

j – самый правый непроверенный элемент (начальное значение $j = e$).



```
k = b; j = e; x = A[b];
```

```
while (k < j)
```

```
    if (A[j] >= x) j--;
```

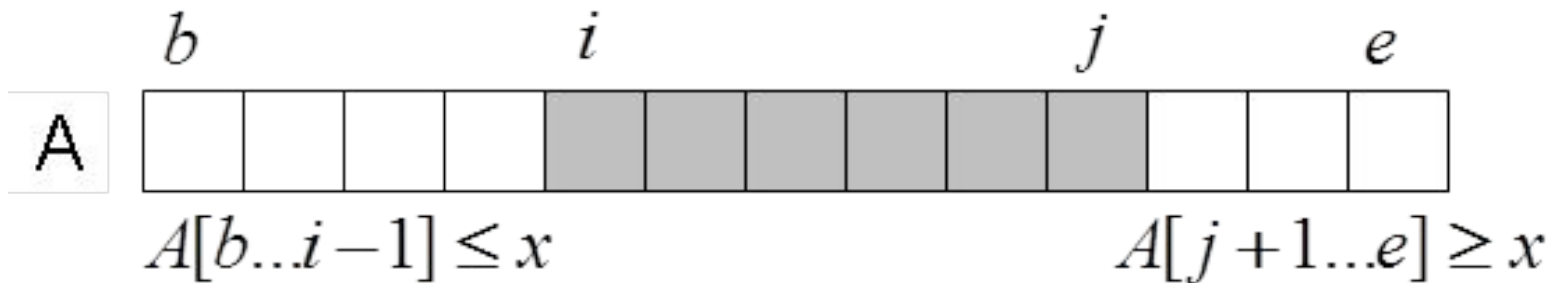
```
    else
```

```
        { A[k]=A[j]; A[j]=A[k+1]; A[k+1]=x; k++; }
```

Разделение массива: 2-й способ

Опорный элемент x можно выбрать на любой позиции разделяемой части, его индекс не важен.

i и j – левая и правая границы непроверенной части (начальные значения $i = b$, $j = e$).



Пока $i < j$:

1. Пропускаются все $A[i] < x$ с увеличением i на 1
2. Пропускаются все $A[j] > x$ с уменьшением j на 1
3. Если $i \leq j$, то $A[i]$ и $A[j]$ меняются местами, i увеличивается, j уменьшается на 1.

Быстрая сортировка с 2 рекурсивными вызовами

```
void quick_sort_2(double *A, int b, int e)
{
    double x; int i, j;
    x = A[(b+e)/2]; i = b; j = e;
    while (i < j)
    {
        while (A[i] < x) i++;
        while (A[j] > x) j--;
        if (i <= j) {
            { swap(A[i], A[j]); i++; j--; }
        }
        if (b < j) quick_sort_2(A, b, j);
        if (i < e) quick_sort_2(A, i, e);
    }
}
```

Быстрая сортировка с 1 рекурсивным вызовом

В **наихудшем случае** опорный элемент x после разделения текущей части всегда оказывается либо в позиции b , либо в позиции e , т.е. нужно рекурсивно сортировать либо $A[b + 1 \dots e]$, либо $A[b \dots e - 1]$.

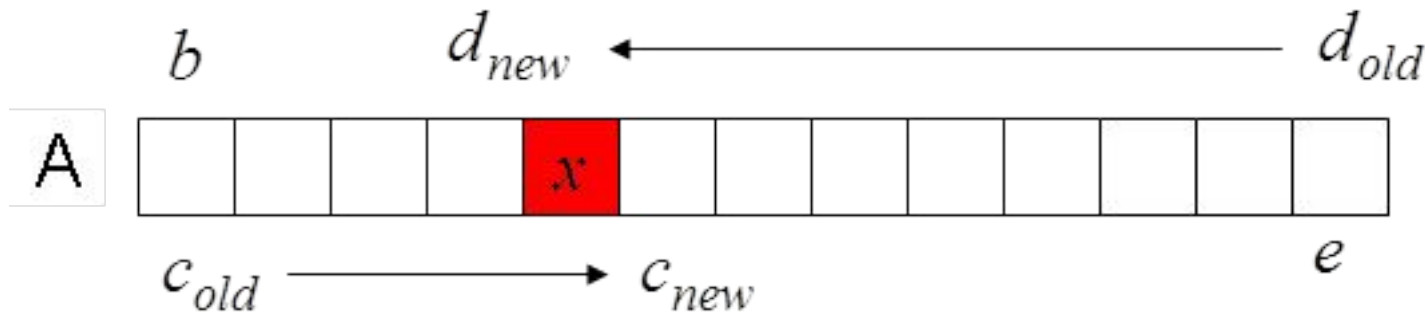
В этом случае не только $T(n) = O(n^2)$, но и **глубина рекурсии составит n** . При каждом рекурсивном вызове в стеке выделяется память для параметров и внутренних переменных функции, и в **наихудшем случае** потребуется памяти в 5-6 раз больше, чем занимает исходный массив.

Для уменьшения глубины рекурсии нужно избавиться от рекурсивной обработки **большой из 2 частей**, полученных в результате разделения.

Быстрая сортировка с 1 рекурсивным вызовом

Идея сортировки с 1 рекурсивным вызовом:

- устанавливаются текущие границы $c = b$ (нижняя) и $d = e$ (верхняя),
- текущая часть массива делится опорным элементом на 2 части,
- **меньшая часть сортируется рекурсивно,**
- большая часть становится текущей – для этого изменяется либо c (большая часть справа), либо d (большая часть слева),
- обработка продолжается в цикле, **пока $c < d$.**



Быстрая сортировка с 1 рекурсивным вызовом

```
void quick_sort(double *A, int b, int e)
{ double x; int i, j, c = b, d = e;
  while (c < d) {
    x = A[(c+d)/2]; i = c; j = d;
    while (i < j) {
      while (A[i] < x) i++;
      while (A[j] > x) j--;
      if (i <= j)
        { swap(A[i], A[j]); i++; j--; }
    }
    if (j-c < d-i)
      { if (c < j) quick_sort(A, c, j); c = i; }
    else { if (i < d) quick_sort(A, i, d); d = j; }
  }
}
```

Свойства алгоритмов сортировки

1. Сравнение алгоритмов сортировки по T_{mid} :
быстрая < слияние < пирамидальная
2. Выбор при различных n :
десятки – простые алгоритмы,
сотни или несколько тысяч – алгоритм Шелла
3. Сортировка называется устойчивой, если она сохраняет порядок следования равных элементов:
пусть в исходном массиве существуют $A_i = A_j$, $i < j$,
и после сортировки A_i займет позицию i_s , A_j – j_s .
Если при этом $i_s < j_s$, то сортировка устойчива.

Поиск k -го минимального элемента

Задача: в массиве $A[0 \dots n - 1]$ найти k -й по значению элемент (т.е. элемент, который стоял бы на позиции k , если бы массив был упорядочен по возрастанию).

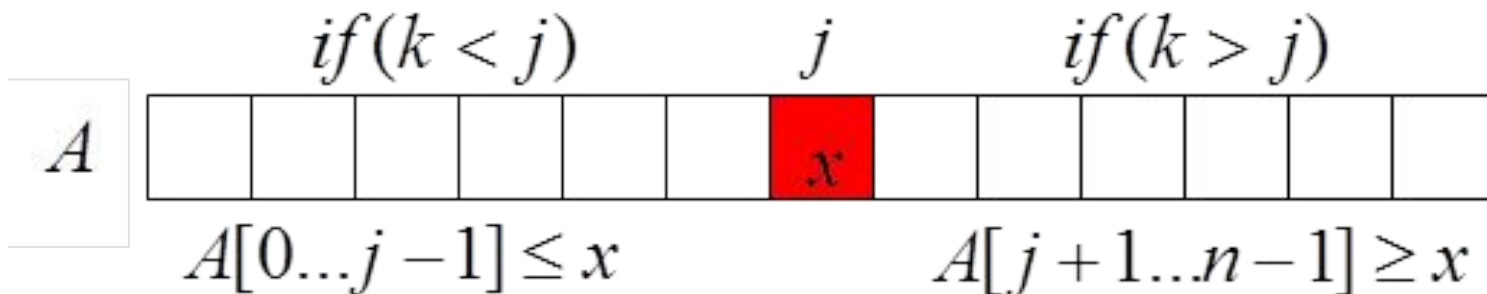
Варианты решения:

1. Для $k = 0 | 1 | 2 | n - 3 | n - 2 | n - 1$ используются элементарные алгоритмы.
2. Если число запросов на поиск $> \log n$, то массив лучше отсортировать (прямо или косвенно).
3. Если $k \leq \frac{n}{\log n}$ или $k \geq n - \frac{n}{\log n}$, то можно построить бинарную кучу и провести k шагов, как в пирамидальной сортировке.

Поиск k -го минимального элемента

Идея для общего случая:

- разделение массива опорным элементом, как в быстрой сортировке (пусть опорный элемент x после разделения попадает на позицию j)
- рекурсивная или рекуррентная обработка той части массива, в которую попадает k -й элемент (возможны 3 варианта, в зависимости от того, какое из трех условий $k < j$, $k = j$, $k > j$ выполняется).



Алгоритм поиска k -го минимального элемента

```
double med(double *A, int n, int k)
{ int b = 0, e = n-1; double x;
  while (b < e)
  {
    j = b; i = e; x = A[b];
    while (j < i)
      if (A[i] >= x) i--;
      else
        { A[j++] = A[i]; A[i] = A[j]; A[j] = x; }
    if (k < j) e = j-1;
    else if (k > j) b = j+1;
    else { b = j; break; }
  }
  return A[b];
}
```