Санкт-Петербургский политехнический университет Петра Великого
Институт машиностроения, материалов и транспорта

Курсовая работа

Тема: Быстрая сортировка

Выполнил студент группы 3331506/90401: Малинин Д.А.
Преподаватель: Ананьевский М. С.
« » 2022 г.

Санкт-Петербург
2022

1.1

Алгоритм быстрой сортировки применяется для упорядочивания элементов в массиве данных.

1.2

Описание работы алгоритма:

Данная сортировка построена на принципе «разделяй и властвуй», смысл которого заключается в рекурсивном разбиении задач на несколько подзадач, до тех пор, пока подзадача не станет элементарной. В использованном мной алгоритме базовым случаем является массив из одного элемента, сортировка которого не требуется, и рекурсивный спуск закончится. Теперь вопрос как дойти до этого элементарного случая:

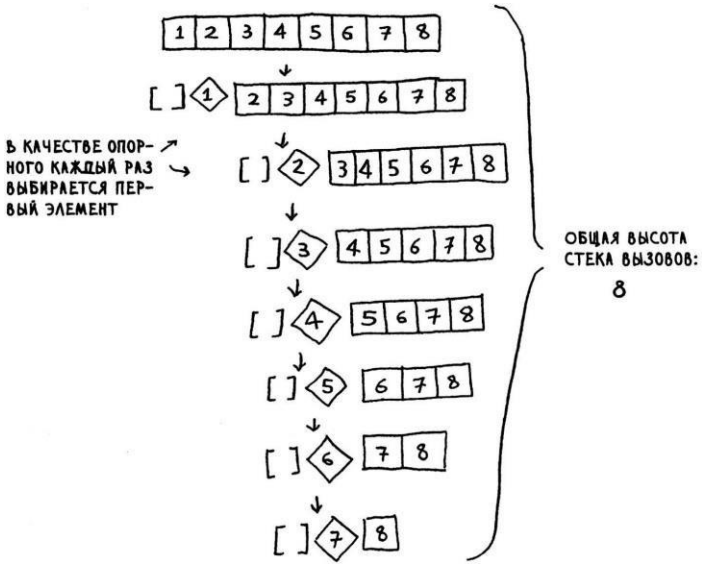
- Сначала выбирается опорный элемент и дальше элементы в массиве, который мы сортируем, идут в два подмассива, в зависимости от того, они больше или меньше, чем опорный элемент
- Затем для подмассивов применяется та же операция с выбором опорного элемента и разбиением на два подмассива и дальше все это рекурсивно повторяется до тех пор, пока мы не дойдем до базового случая.

1.3

Описание скорости работы алгоритма, в зависимости от размера входных данных:

Главным вопросом и ключом к эффективности алгоритма является выбор опорного элемента.

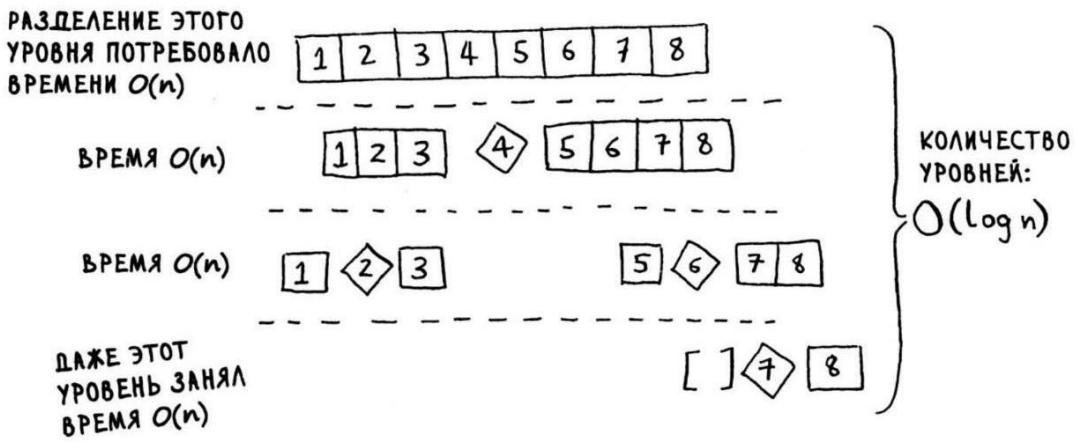
Рассмотрим сначала случай, когда мы в качестве опорного элемента используем крайний элемент в массиве:



В данном случае видно, что массив не разбивается на две половины, и один из подмассивов всегда пуст, так что стек вызов получается длинным.

Перебор всех элементов на одном уровне выполняется за O(n), при этом так как мы берем всегда крайний элемент как опорный, то высота стека вызовов будет иметь длину O(n), таким образом общее время сортировки будет $O(n^2)$. В таком случае это не будет быстрее стандартных алгоритмов сортировки. А поэтому будем считать этот вариант худшим.

А что, если брать средний элемент в качестве опорного для данного массива?



В данном случае стек вызовов получился намного короче.

Первый пример описывает худший сценарий, а второй – лучший. В худшем случае размер стека вызовов описывается как *O(n)*. В лучшем случае он составит *O(log n)*.

На каждом уровне вложенности мы обращаемся с n элементам, поэтому конечная скорость выполнения алгоритма в худшем случае будет $O(n^2)$, а в лучшем *O(n log n)*.

Если выбирать опорным элементом случайным элемент в масиве, то лучший случай будет и средним, и сортировка в среднем будет завершаться за *O(log n)*.

Ниже представлен график среднего времени выполнения сортировки массива, в зависимости от его размера:

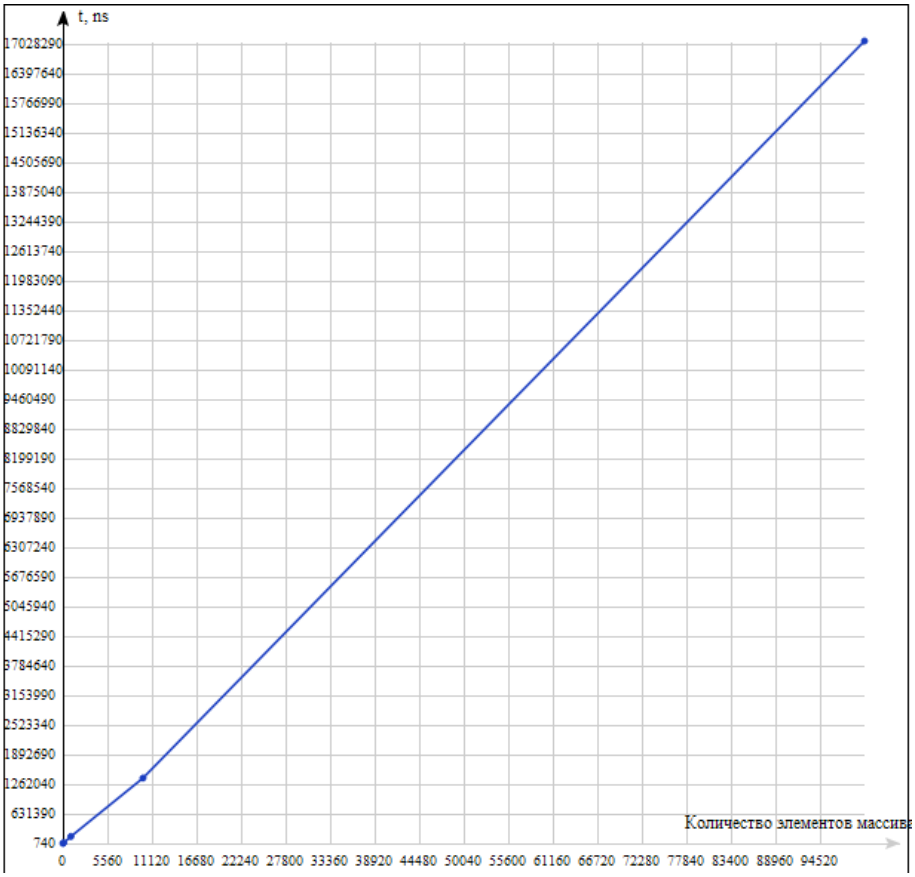


Рисунок 1

Список литературы

1. Бхаргава А., Грокаем Алгоритмы / Питер, 2017.

Приложение

```
#include <chrono>
#include <stdint.h>
#include <stdlib.h>
#include <iostream>
#include <algorithm>

using namespace std;

void sort( int32_t * arr, uint32_t size )
{
    if (size > 1)
    {
        int32_t left = 0;
        int32_t right = size - 1;
        int32_t pivot = arr[rand() %size];

        while (left <= right)
        {
            while (arr[left] < pivot)
                left++;
            while (arr[right] > pivot)
                right--;
            if (left <= right)
            {
                swap(arr[left], arr[right]);
                left++;
                right--;
            }
        }

        if (right > 0)
            sort(arr, right + 1);

        if (right < size - 1)
            sort(&arr[right + 1], size - 1 - right);
    }
}

int main()
{
    int32_t ar[100000]= {0};
    for (int & i : ar)
    {
        i = rand();
    }
    auto begin = std::chrono::steady_clock::now();
    sort(ar, sizeof(ar)/sizeof(int32_t));
    auto end = chrono::steady_clock::now();
    auto elapsed_ms = chrono::duration_cast<std::chrono::nanoseconds>(end -
begin);
    std::cout << "The time: " << elapsed_ms.count() << " ns\n";
}
```