**Федеральное государственное бюджетное образовательное учреждение   
высшего образования**

**«Московский государственный технический университет имени Н.Э. Баумана (национальный исследовательский университет)»**

**(МГТУ им. Н.Э. Баумана)**

**Анализ алгоритмов**

**Лабораторная работа №4**

**Отчёт на тему:**

# «Сортировка массивов»

Выполнила:

Янова Даниэлла

ИУ7-53

**Москва, 2018**

**Введение**

**Цель лабораторной работы**: изучение алгоритмов сортировки массивов, сравнительный анализ времени работы данных алгоритмов, анализ трудоемкости алгоритмов.

**Задачи лабораторной работы:**

* реализация следующих алгоритмов сортировки массивов – сортировка простыми вставками, patience sorting, плавная сортировка (smoothsort);
* оценка трудоемкости алгоритмов;
* анализ времени работы программы;
* сравнительный анализ работы алгоритмов для массивов размера от 100 до 1000 элементов.

1. **Аналитическая часть**

В данном разделе приведены алгоритмы, а также составлена модель для вычисления трудоемкости.

**1.1 Описание алгоритмов**

**Терпеливая сортировка:** имеется массив a[0...n-1], который нужно отсортировать. Для этого элементы массива раскладываются по стопкам следующим образом: если текущий элемент больше вершины стопки, мы кладем его в новую стопку, если меньше, то на вершину стопки. Элемент кладется в самую левую стопку из возможных. Далее стрjится массив стопок, после чего из всех вершин стопок выбирается минимальный из элементов. Действие повторяется, пока все элементы не будут выбраны.

**Сортировка простыми вставками:** это алгоритм, в котором элементы входной последовательности просматриваются по одному, и каждый новый поступивший элемент размещается в подходящее место среди ранее упорядоченных элементов. На вход алгоритма подаётся последовательность n чисел: M . Сортируемые числа также называют ключами. Входная последовательность на практике представляется в виде массива с n элементами. На выходе алгоритм должен вернуть перестановку исходной последовательности M , чтобы выполнялось следующее соотношение M . В начальный момент отсортированная последовательность пуста. На каждом шаге алгоритма выбирается один из элементов входных данных и помещается на нужную позицию в уже отсортированной последовательности до тех пор, пока набор входных данных не будет исчерпан. В любой момент времени в отсортированной последовательности элементы удовлетворяют требованиям к выходным данным алгоритма.

**Плавная сортировка:** Сортируемый массив делится на группу подмассивов. Каждый подмассив представляет собой структуру данных куча. Каждая куча имеет размер равный одному из чисел Леонардо [3].

Числа Леонардо вычисляются по формуле:

L(0) = 1;

L(1) = 1;

L(n) = L(n-1) + L(n-2) + 1;

При этом левые элементы массива являются узлами самой большой возможной кучи. Оставшиеся элементы массива разбиваются на кучи по такому же жадному правилу. В дальнейшем эту группу подмассивов будем называть последовательность куч. При этом, элементы этой последовательности будут строго уменьшаться в размере с ростом порядкового номера. Не существует двух куч, имеющих одинаковый размер. Это утверждение можно доказать так: Числа Леонардо растут медленнее функции 2^N, поэтому для любого массива можно найти такое число Леонардо, которое будет больше середины. Исключением является массив длины 2. Никакие две кучи не будут иметь размер равным двум последовательным числам Леонардо. Исключением могут быть только две последние кучи. Если мы будем использовать подряд две кучи размерностью L(x) и L(x+1), то их

можно будет заменить одной – размерностью L(x+2)

Следствия:

* 1. В вершине каждой кучи находится максимальный из узлов данной кучи.
  2. Максимальный элемент массива нужно искать среди вершин сформированных куч.

Краткое описание алгоритма:

В начале последовательность куч пуста. Последовательно добавляем элементы из исходного массива слева направо. Элемент, который будет добавляться в последовательность куч, выступает либо в качестве вершины абсолютно новой кучи, либо в качестве вершины, которая объединит две последние кучи. Повторяем эту итерацию пока не закончатся элементы во входном массиве.

На каждой итерации определяем текущий максимум массива, используя следствие 2. Ставим максимальный элемент на последнее место и исключаем его из последовательности куч. Повторяем это действие, пока последовательность куч не окажется пуста. При объединении двух куч в одну и при обмене двух вершинных элементов нужно гарантировать сохранение свойства кучи, т.е. выполнять “просейку вниз” при необходимости.

**2**. **Конструкторская часть**

В данном разделе представлены псевдокоды алгоритмов.

**Терпеливая сортировка**

Patience\_sort:

* считать массив
* пока есть элементы массива
  + берем крайний левый элемент
  + ищем первую стопку слева, в которой вершина больше текущего элемента и кладем его туда
  + если не находим, то
    - создаем новую стопку и кладем элемент на вершину
  + для элемента создаем указатель на вершину стопки слева
* находим наибольшую возрастающую последовательность

**Сортировка простыми вставками**

* считать массив
* начать цикл от первого (индексирование ведется с нуля) до последнего элемента
* сохраняем в дополнительной переменной temp нынешний элемент и в j индекс предыдущего до нынешнего элемента
* начать цикл пока j >=0 и j > temp, то
* присваиваем элементу с индексом j+1 значение элемента с индексом j, а элементу с индексом j значение temp
* уменьшаем значение j на 1
* конец цикл пока
* конец цикла от первого до последнего элемента

**Плавная сортировка**

* считываем массив

1. **Технологическая часть**

В данном разделе представлена реализация алгоритмов, указан язык программирования, а также необходимые модули.

* 1. **Средства реализации**

Для выполнения данной лабораторной работы использовался язык Python 3.7.1 в среде Pycharm. Замены времени проводились с использованием функции process\_time\_ns, входящей в библиотеку time Python версии 3.7.

* 1. **Листинг кода**

1. **import bisect, heapq**
2. **def** patience\_sort(seq):
3. piles = []
4. **for** x **in** seq:
5. new\_pile = [x]
6. i = bisect.bisect\_left(piles, new\_pile)
7. **if** i != len(piles):
8. piles[i].insert(0, x)
9. **else**:
10. piles.append(new\_pile)
11. **for** i **in** range(len(seq)):
12. small\_pile = piles[0]
13. seq[i] = small\_pile.pop(0)
14. **if** small\_pile:
15. heapq.heapreplace(piles, small\_pile)
16. **else**:
17. heapq.heappop(piles)
18. **assert** **not** piles
19. **return** seq

Листинг 1.1 – Терпеливая сортировка

Листинг 1.2: Сортировка простыми вставками.

Листинг 1.3: Плавная сортировка.

* 1. **Оценка трудоемкости алгоритмов**

*Терпеливая сортировка* имеет трудоемкость в лучшем случае , в худшем случае – [1].

*Сортировка простыми вставками.*

Время работы алгоритма сортировки вставками — это сумма времён работы каждого шага:

Самым благоприятным случаем является отсортированный массив. При этом все внутренние циклы состоят всего из одной итерации, то есть M для всех j. Тогда время работы алгоритма составит

Время работы линейно зависит от размера входных данных.

Наихудшим случаем является массив, отсортированный в порядке, обратном нужному. При этом каждый новый элемент сравнивается со всеми в отсортированной последовательности. Это означает, что все внутренние циклы состоят из j итераций, то есть M для всех j. Тогда время работы алгоритма составит:

.

Время работы является квадратичной функцией от размера входных данных.

*Плавная сортировка*:

Алгоритм сортировки Smoothsort работает в два этапа:

* 1. Добавляя по одному, строится множество куч Леонардо для всех элементов со сложностью не более O(log n) [3];
  2. По очереди извлекаются максимальные элементы из построенной структуры (максимумом всегда будет корень самой правой кучи) и структура восстанавливается необходимым образом со сложностью не более O(log n).

Преимуществом использования такой структуры является то, что в случае уже отсортированной входной последовательности, операции построения куч и извлечения всех элементов будут иметь суммарную сложность O(n). И утверждается, что при уменьшении степени упорядоченности данных, которые следует отсортировать, сложность будет плавно(smoothly) возрастать от O(n) до O(n log n).

\* Лучший случай – O(n) сравнений, если числа упорядочены по возрастанию [3];

\* Худший случай – O(n log n) сравнений [3].

1. **Экспериментальная часть**

В данном разделе будут произведены замеры времени работы алгоритмов. Для исследования скоростных характеристик был использован компьютер на базе процессора Intel Core i7-4500U, содержащий 8 гигабайт оперативной памяти. Модуль тестирования запускался с жесткого диска под операционной системой Windows.

**4.1 Исследование скорости работы алгоритмов**

Для каждого алгоритма производятся замеры времени для массивов размерности от 500 до 5000 с шагом 500. Используются три типа массивов: отсортированные по возрастанию, отсортированные по убыванию и массивы, заполненные случайным образом. Для первых двух типов массивов эксперимент проводится дважды, результат записывается как среднее арифметическое двух замеров. Для случайно заполненных массивов эксперимент проводился единократно.

* 1. **Вывод**

Из экспериментальных данных видно, что лучшим случаем для каждого из алгоритмов является отсортированный по возрастанию массив, так как в этом случае алгоритмам не нужно совершать перестановки.

**Заключение**

В данной лабораторной работе вычислена трудоемкость алгоритмов сортировки массивов. Для каждого из алгоритмов была реализована программа, проведены замеры времени, произведен сравнительный анализ алгоритмов.

**Список литературы**

1. [https://neerc.ifmo.ru/wiki/index.php?title=%D0%A1%D0%BE%D1%80%D1%82%D0%B8%D1%80%D0%BE%D0%B2%D0%BA%D0%B8](https://neerc.ifmo.ru/wiki/index.php?title=Сортировки)
2. **http://algolab.valemak.com/gnome**
3. **Анализ алгоритмов. Дж. Макконнелл, 2004**