



Министерство науки и высшего образования Российской Федерации  
Федеральное государственное бюджетное образовательное учреждение  
высшего образования  
«Московский государственный технический университет имени  
Н.Э. Баумана  
(национальный исследовательский университет)»  
(МГТУ им. Н.Э. Баумана)

---

ФАКУЛЬТЕТ «Информатика и системы управления»

КАФЕДРА «Программное обеспечение ЭВМ и информационные технологии»

**Отчёт о лабораторной работе №3  
по дисциплине "Анализ алгоритмов"  
на тему "Алгоритмы сортировки"**

Студент Коняев Е.А

Группа ИУ7-53Б

Преподаватели Волкова Л.Л., Строганов Ю.В.

Дата сдачи отчета \_\_\_\_\_

Оценка (баллы) \_\_\_\_\_

Москва — 2022 г.

# Оглавление

<b>Введение</b>	<b>3</b>
<b>1 Аналитическая часть</b>	<b>4</b>
1.1 Цели и задачи . . . . .	4
1.2 Сортировка расческой . . . . .	4
1.3 Карманная сортировка . . . . .	5
1.4 Сортировка выбором . . . . .	5
1.5 Вывод . . . . .	5
<b>2 Конструкторская часть</b>	<b>6</b>
2.1 Модель вычислений . . . . .	6
2.2 Трудоёмкость алгоритмов . . . . .	6
2.2.1 Алгоритм сортировки расческой . . . . .	6
2.2.2 Алгоритм карманной сортировки . . . . .	7
2.2.3 Алгоритм битонной сортировки . . . . .	8
2.3 Схемы алгоритмов . . . . .	8
2.4 Вывод . . . . .	8
<b>3 Технологическая часть</b>	<b>17</b>
3.1 Требования к ПО . . . . .	17
3.2 Выбор языка программирования и среды разработки . . . . .	17
3.3 Выбор библиотеки и способа для замера времени . . . . .	17
3.4 Листинги кода . . . . .	18
3.5 Тестирование алгоритмов . . . . .	19
3.6 Вывод . . . . .	19
<b>4 Экспериментальная часть</b>	<b>20</b>
4.1 Технические характеристики . . . . .	20
4.2 Время выполнения алгоритмов . . . . .	20
4.3 Вывод . . . . .	22

# Введение

Алгоритмы сортировки — это набор инструкций, которые принимают массив или список в качестве входных данных и упорядочивают элементы в определенном порядке. Сортировка чаще всего осуществляется в числовом или алфавитном (или лексикографическом) порядке и может быть в порядке возрастания (A-Z, 0-9) или убывания (Z-A, 9-0).

Сортировки важны потому что они часто могут уменьшить сложность решаемой задачи, а потому алгоритмы сортировки очень важны в компьютерных науках. Эти алгоритмы имеют прямое применение в алгоритмах поиска, алгоритмах баз данных, методах разделяй и властвуй, алгоритмах структуры данных и многом другом.

При выборе алгоритма сортировки необходимо учитывать:

1. количество сортируемых элементов;
2. количество доступной памяти;
3. возможность увеличения коллекции с сортируемыми элементами.

Эти факторы могут определить, какой алгоритм будет работать лучше всего в каждой ситуации. Некоторым алгоритмам может потребоваться много места или памяти для запуска, в то время как другим, при том, что они не являются самыми быстрыми, не требуется много ресурсов для запуска.

Именно из-за разнообразия алгоритмов сортировок, их особенностей и областей применения, данная работа была посвящена анализу некоторых из этих алгоритмов.

# Глава 1

## Аналитическая часть

### 1.1 Цели и задачи

Целью данной работой является исследования алгоритмов сортировок пузырьком, вставками и выбором. Для этого в ходе исследования алгоритмов требуется решить следующие задачи:

1. изучить и рассмотреть выбранный алгоритмы сортировок;
2. построить блок-схемы выбранных алгоритмов;
3. реализовать каждый из алгоритмов;
4. рассчитать их трудоемкость;
5. экспериментально оценить временные характеристики алгоритмов;
6. сделать вывод на основании проделанной работы.

### 1.2 Сортировка расческой

Сортировка расческой (на англ. Comb sort) является улучшенным вариантом сортировки пузырьком. В сортировке пузырьком сравниваются и переставляются соседние элементы, то есть разница индексов этих элементов всегда 1. В сортировке же расческой это расстояние увеличено и сравниваются элементы стоящие на большем расстоянии друг от друга. С очередным проходом это расстояние уменьшается. Таким образом, максимальные элементы, находящиеся в начале массива, можно поместить в его конец за меньшее количество перестановок (в сортировке по возрастанию).

Число, на которое должен раз за разом уменьшаться разрыв называется фактором уменьшения и равно 1.247 (выведено авторами сортировки). После каждой итерации расстояние между элементами делится на фактор, округляется, и так продолжается, пока оно не станет равным 1.

## 1.3 Карманная сортировка

Карманная (блочная, корзинная) сортировка — это сортировка, в ходе которой элементы, которые необходимо отсортировать, распределяются между конечным числом отдельных блоков (карманов) так, чтобы все элементы в каждом следующем по порядку блоке были всегда больше (или меньше, в зависимости от возрастания/убывания), чем в предыдущем. После этого каждый блок сортируется отдельно с помощью какого-либо алгоритма сортировки, либо сортируется рекурсивно карманной сортировкой. После этого элементы из полученных блоков по порядку помещаются обратно в массив, в результате чего получается отсортированные по возрастанию/убыванию входные данные.

## 1.4 Сортировка выбором

Идея данного метода сортировки состоит в том, чтобы создавать отсортированную последовательность путем присоединения к ней одного элемента за другим в правильном порядке. Можно строить готовую последовательность, начиная с левого конца массива. Алгоритм состоит из  $n$  последовательных шагов. На очередном шаге выбираем наименьший из элементов, начиная текущим и заканчивая последним, и меняем его местами с очередным элементом.

Таким образом, на последнем шаге вся последовательность, кроме последнего элемента оказывается отсортированной, а последний элемент в свою очередь стоит на последнем месте корректно потому, что все меньшие элементы уже ушли влево.

## 1.5 Вывод

В данном разделе были рассмотрены 3 алгоритма сортировки: расческой, карманная и битонная.

# Глава 2

## Конструкторская часть

### 2.1 Модель вычислений

Для вычисления трудоемкости будем использовать следующую модель вычислений:

1. Операции из списка (2.1) имеют трудоемкость 1.

$$+, -, /, \%, ==, !=, <, >, <=, >=, [], ++, -- \quad (2.1)$$

2. Трудоемкость оператора выбора if условие then A else B рассчитывается, как (2.2).

$$f_{if} = f_{условия} + \begin{cases} f_A, & \text{условие выполняется,} \\ f_B, & \text{иначе.} \end{cases} \quad (2.2)$$

3. Трудоемкость вызова функции равна 0.
4. Трудоемкость цикла рассчитывается, как (2.3).

$$f_{for} = f_{инициализации} + f_{сравнения} + N(f_{тела} + f_{инкремента} + f_{сравнения}) \quad (2.3)$$

### 2.2 Трудоемкость алгоритмов

Размер массива во всех вычислениях обозначим как  $N$ .

#### 2.2.1 Алгоритм сортировки расческой

Обозначим расстояние между просматриваемыми элементами как  $gap$ . Алгоритм перебирает элементы от 0 до  $N - gap$  на каждом шаге. Обозначим кол-во перебираемых элементов на  $i$ -м шаге внешнего цикла как  $N_i$ . Тогда:

$$N_i = N - floor(\frac{gap_i}{1.247}) \quad (2.4)$$

$gap_i$  на  $i$ -м шаге вычисляется как:

$$gap_i = gap_{i-1} - floor(\frac{gap_{i-1}}{1.247}) \quad (2.5)$$

В **худшем** случае все элементы отсортированы в обратном порядке. Вычисляя верхнюю границу  $N_i$  из уравнения (2.4) и рекуррентного соотношения (2.5) для наихудшего случая, мы получаем выражение, содержащее члены второй и первой степени  $N$  с константой, дающей верхнюю границу  $N^2$ . Таким образом, временная сложность наихудшего случая равна  $O(N^2)$

**Лучший** случай возникает, когда все элементы уже отсортированы. В этом случае цикл с  $gap = 1$  будет запущен только один раз (как и остальные). Тогда кол-во проходов внутреннего цикла, на  $i$ -й итерации можно выразить формулой:

$$N_i = \frac{N}{1.247^i} \quad (2.6)$$

А кол-во всех проходов выражается как:

$$S_N = N \sum_{r=1}^n \frac{1}{1.247^r} \quad (2.7)$$

Выражение под знаком суммы в формуле (2.7) приблизительно равняется  $O(\log(N))$ . Тогда вся сумма будет равняться  $O(N \log(N))$ , что будет являться сложностью алгоритма в лучшем случае.

## 2.2.2 Алгоритм карманной сортировки

Обозначим кол-во карманов за  $k$ . Алгоритм состоит из 4-х последовательно идущих циклов:

1. поиска минимума и максимума среди всех элементов массива;
2. распределения элементов массива по соответствующим корзинам;
3. сортировки элементов каждой корзины другим алгоритмом сортировки;
4. соединения всех корзин воедино.

Цикл поиска максимума и минимума среди всех элементов работает за:

$$f_1 = 1 + 1 + N \cdot (2 * 3 + 1 + 1) = 2 + 8N = O(N) \quad (2.8)$$

Цикл распределения элементов массива по соответствующим корзинам работает за:

$$f_2 = 1 + 1 + N \cdot (12 + 1 + 1) = 2 + 14N = O(N) \quad (2.9)$$

Цикл сортировки элементов каждой корзины другим алгоритмом сортировки работает за:

1. В **лучшем** случае (элементы распределены по корзинам равномерно  $O(k)$ , входной массив расположен так, что внутренняя сортировка работает за лучшее время  $O(N)$ ):

$$f_3 = O(N + k) \quad (2.10)$$

2. В **худшем** случае (элементы не имеют математической разницы между собой и внутренняя сортировка работает за худшее время  $O(N^2)$ ):

$$f_3 = O(N^2) \quad (2.11)$$

Так как все  $N$  элементов распределены равномерно по  $k$  корзинам, то цикл соединения всех корзин воедино работает за:

$$f_4 = O(N + k) \quad (2.12)$$

Итоговая сложность алгоритма будет вычисляться как  $f = f_1 + f_2 + f_3 + f_4$ . В **худшем** случае эта сложность равна  $O(N^2)$ , а в **лучшем**  $O(N + k)$

### 2.2.3 Алгоритм битонной сортировки

Исходя из источников литературы сложность алгоритма битонной сортировки как в **лучшем**, так и в **худшем** случае равна  $O(\log^2(N))$ .

## 2.3 Схемы алгоритмов

На рисунках ниже показаны схемы алгоритмов сортировки расческой, карманной и битонной соответственно.

## 2.4 Вывод

В данном разделе на основе теоретических данных, полученных в аналитическом разделе были разработаны схемы алгоритмов трех рассматриваемых алгоритмов сортировок.



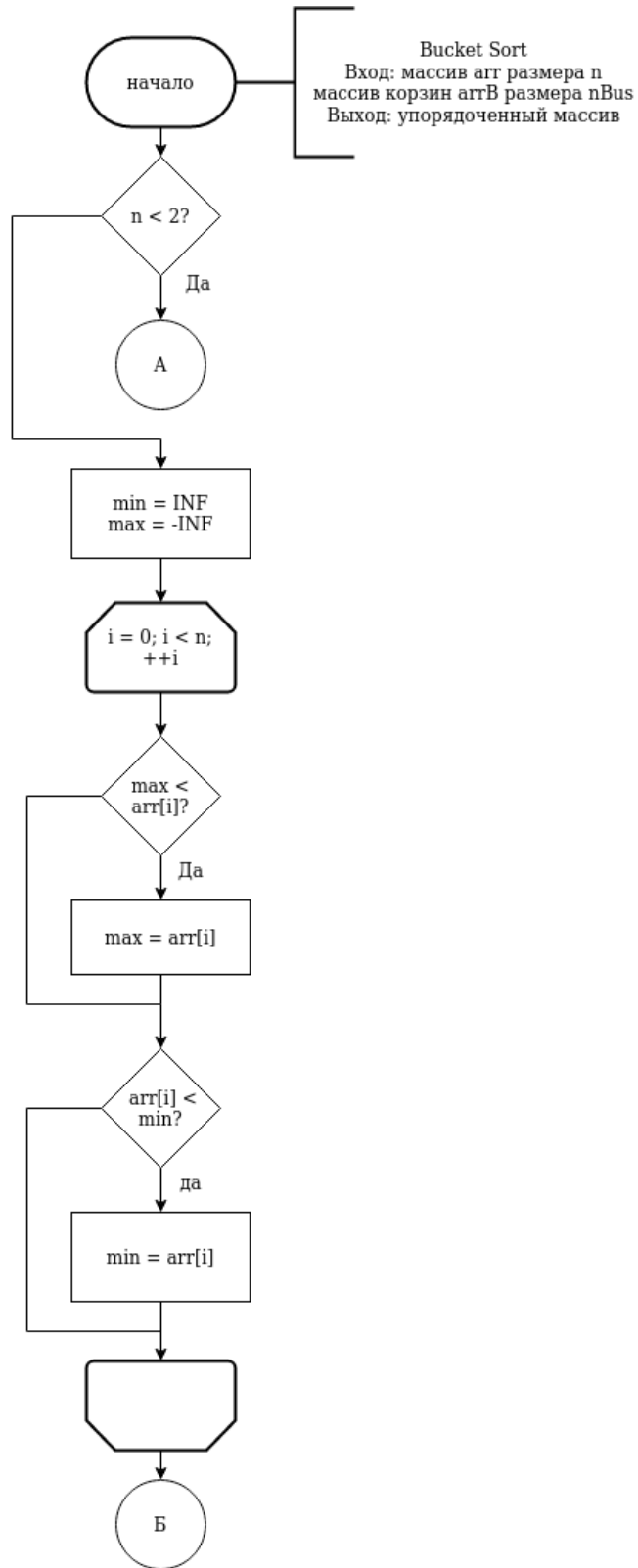


Рис. 2.1: Схема карманной сортировки ч.1

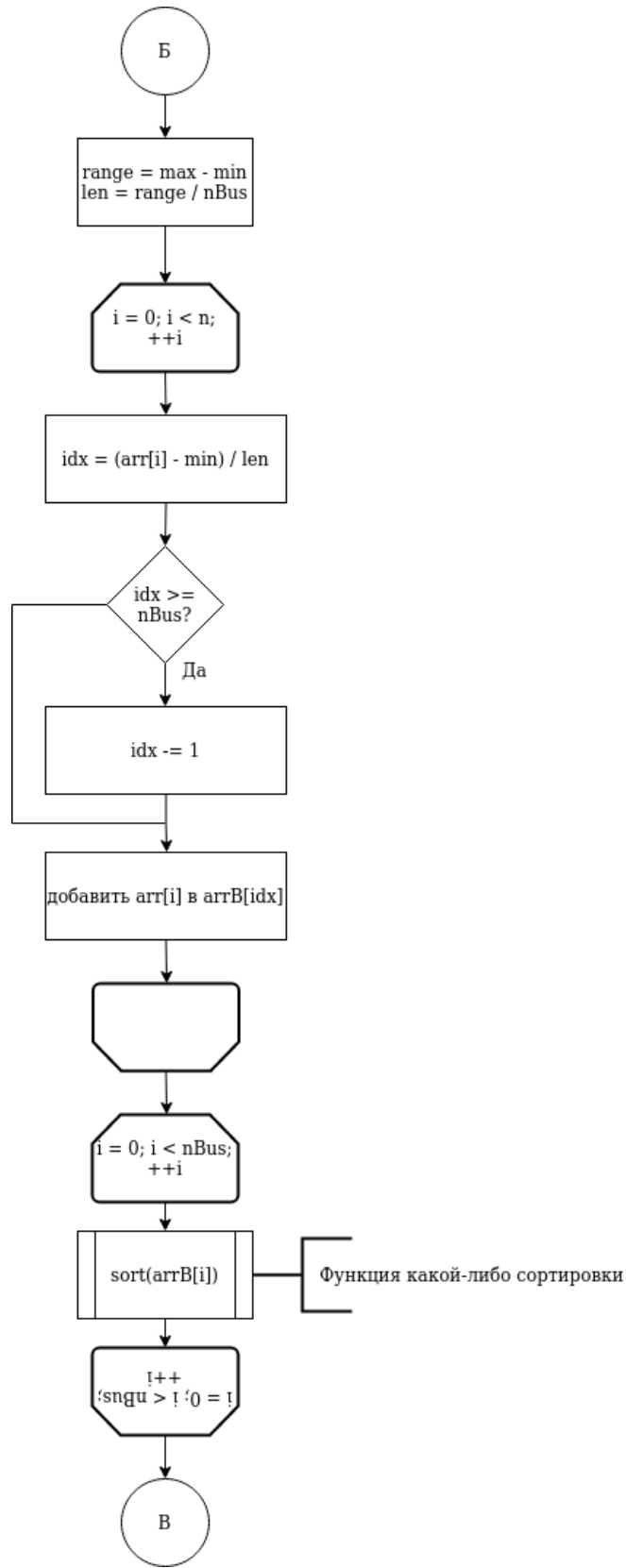


Рис. 2.2: Схема карманной сортировки ч.2

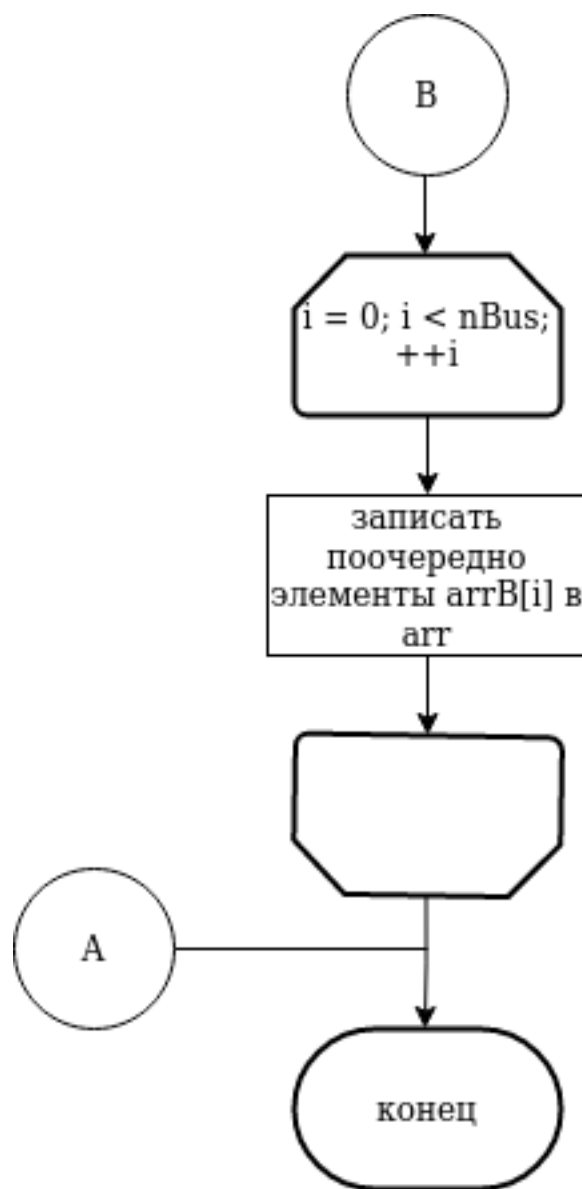


Рис. 2.3: Схема карманной сортировки ч.3

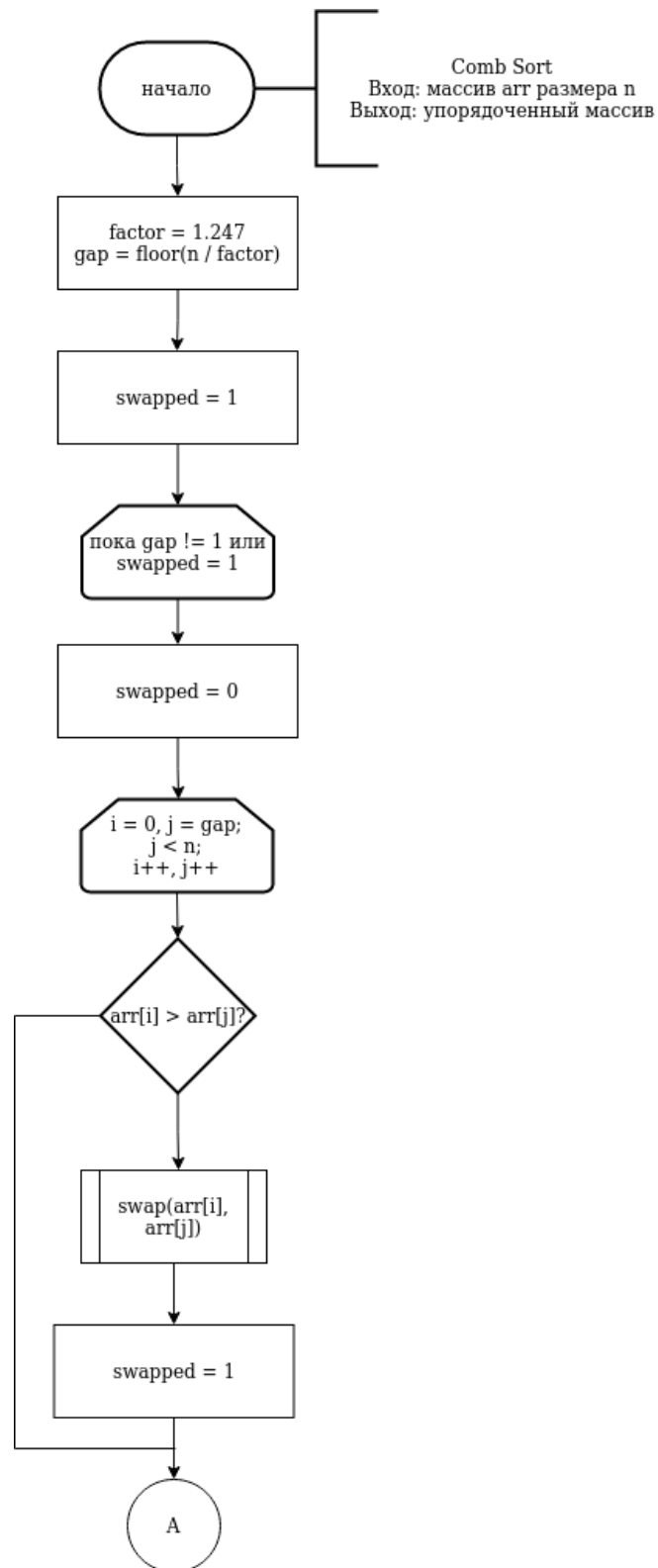


Рис. 2.4: Схема сортировки расческой ч.1

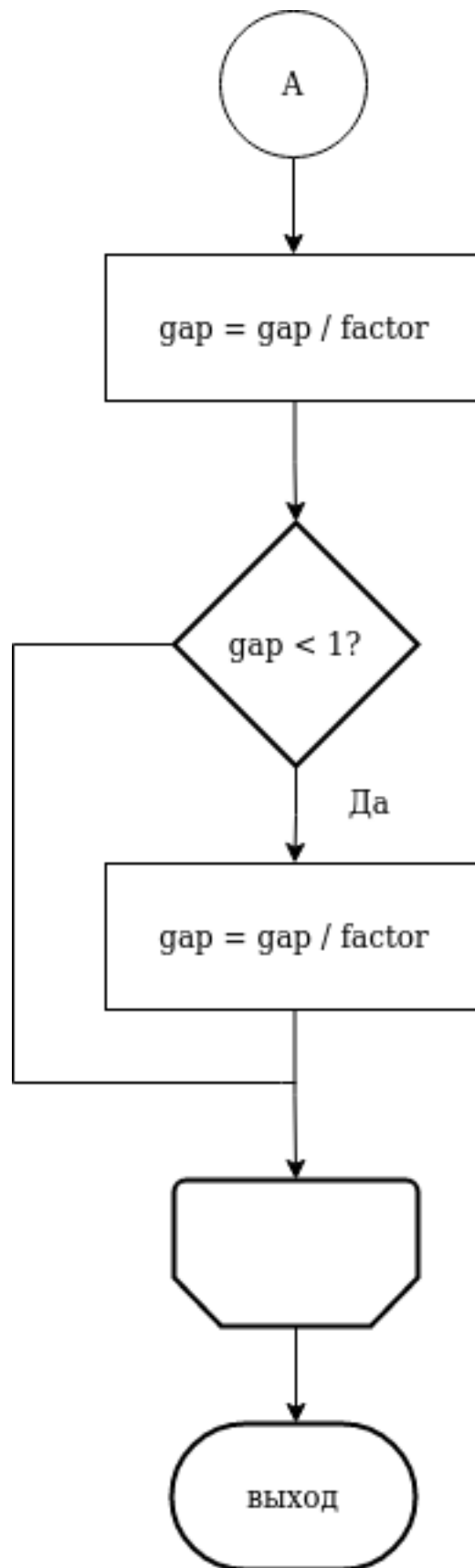


Рис. 2.5: Схема сортировки расческой ч.2

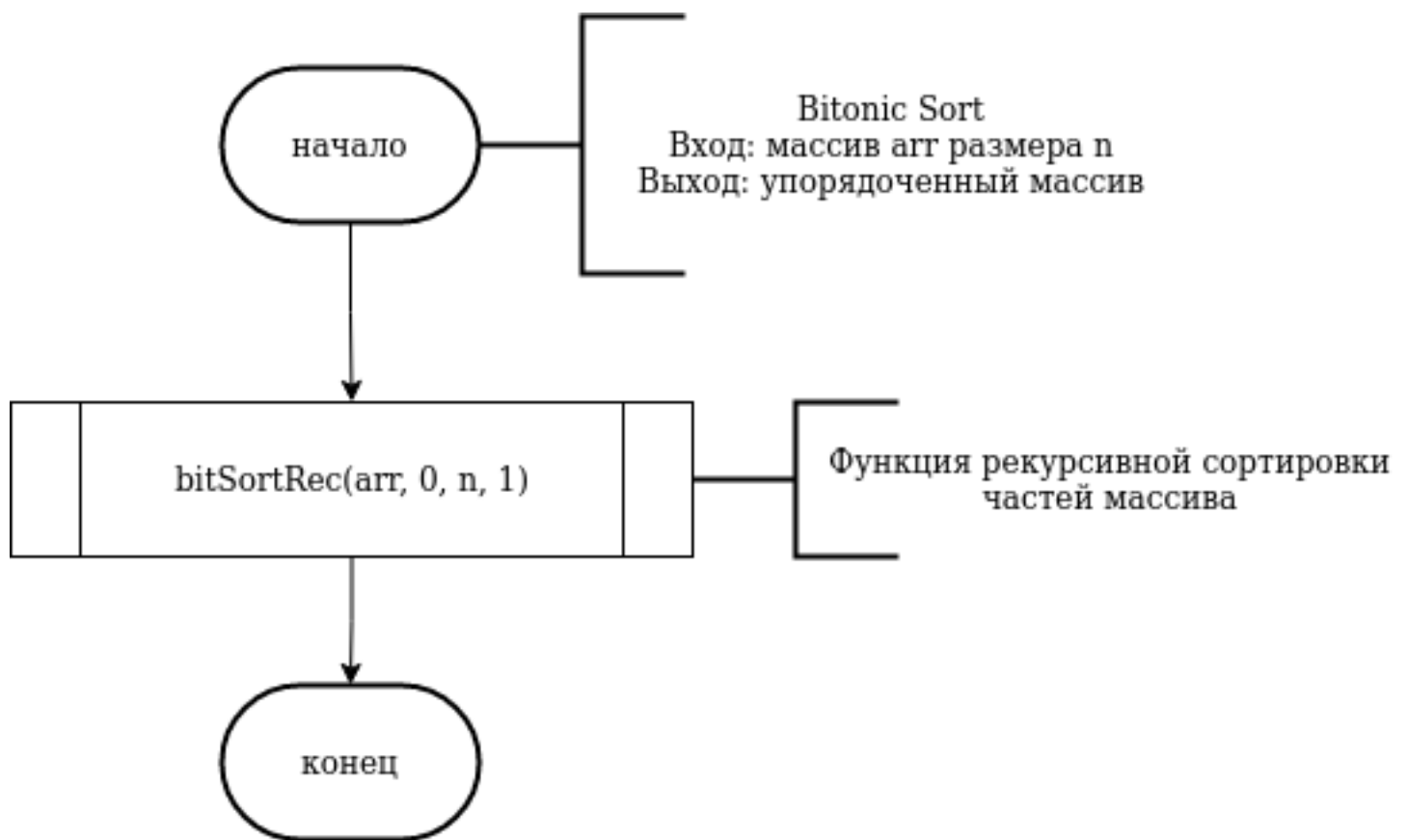


Рис. 2.6: Схема основной функции алгоритма битонной сортировки

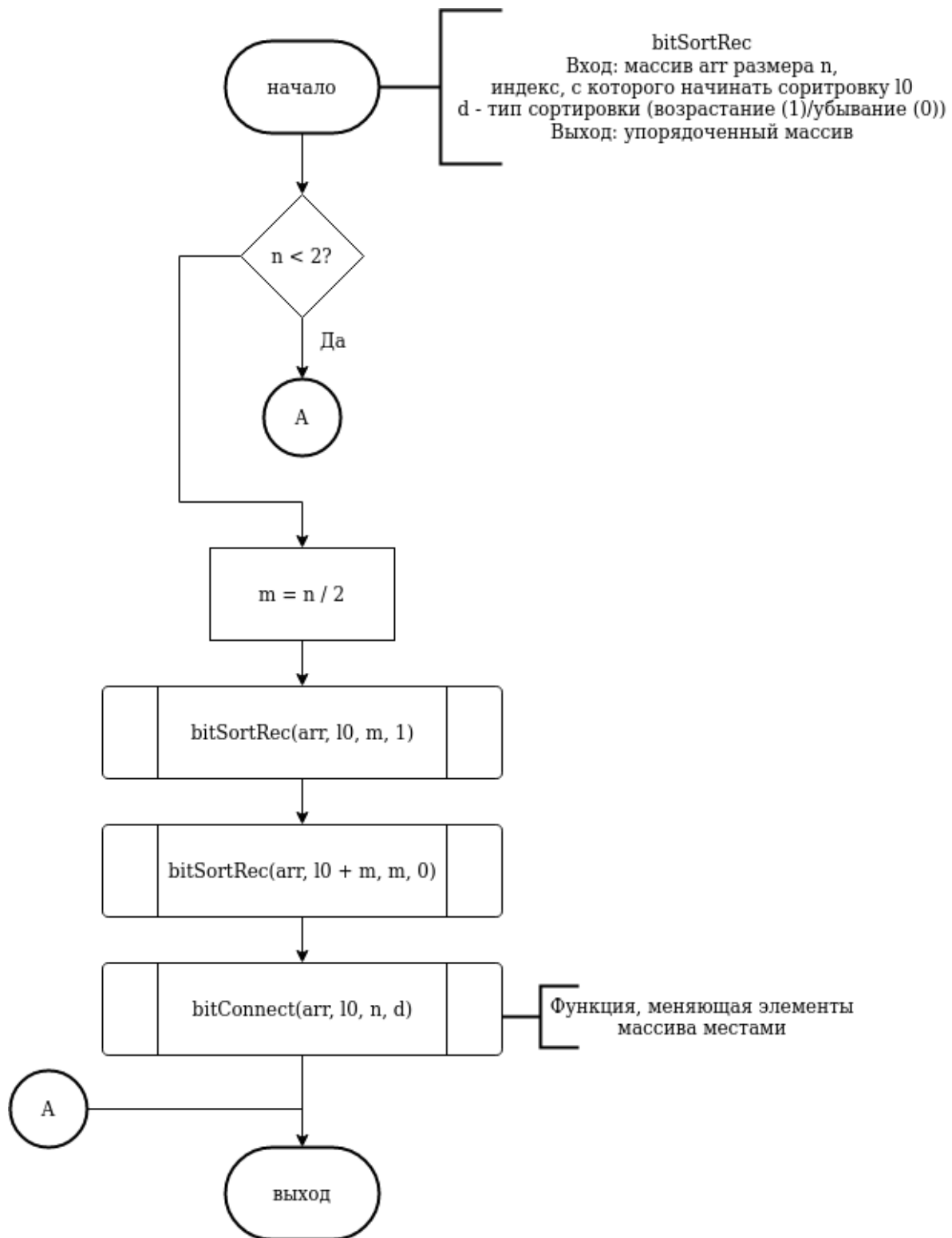


Рис. 2.7: Схема процедуры bitSortRec алгоритма битонной сортировки

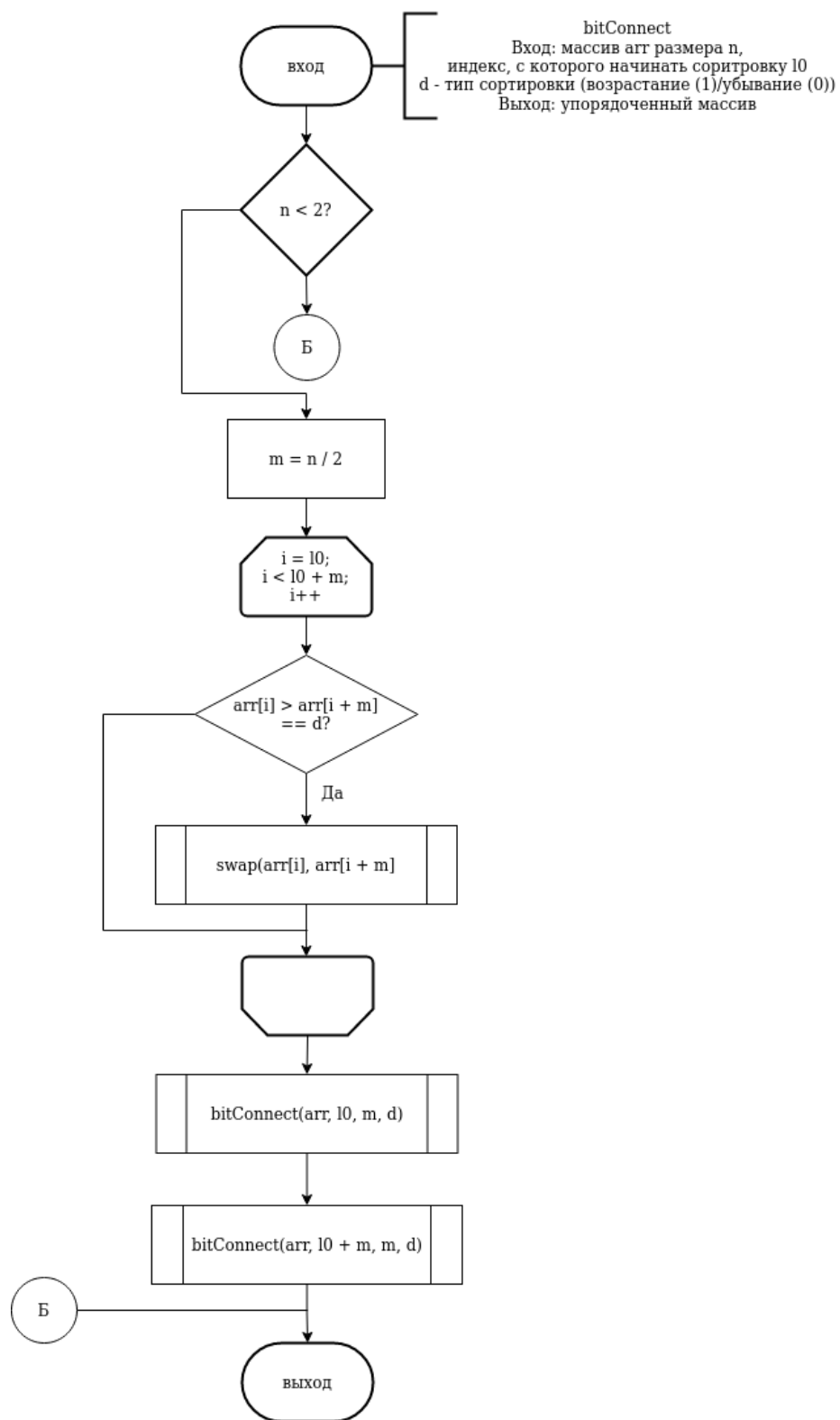


Рис. 2.8: Схема процедуры bitConnect алгоритма битонной сортировки



# Глава 3

## Технологическая часть

В данном разделе приведены требования к ПО, обоснования выбора языка программирования, среды разработки, приведен способ замера времени выполнения, а так же приведены листинги кода.

### 3.1 Требования к ПО

В программе должна присутствовать возможность :

1. указания размера входного массива, а так же его элементов;
2. сортировки входного массива одним из трех рассматриваемых способов сортировок;
3. проверки временных характеристик на разных типах входных массивов (упорядочен по возрастанию/убыванию, заполнен случайными числами), для рассматриваемых способов сортировок.

### 3.2 Выбор языка программирования и среды разработки

Для реализации трех алгоритмов сортировок был выбран язык C, так как я уже знаком с данным языком и поставленная задача будет решена максимально быстро.

Средой разработки был выбран CLion. Данный выбор обусловлен тем, что данная среда на сегодняшний момент является по-моему мнению самой удобной IDE для разработки под C/C++, в силу того, что предоставляет мощные инструменты для отладки кода и его быстрого написания.

### 3.3 Выбор библиотеки и способа для замера времени

Для замера времени выполнения сортировок использовалась стандартная функция библиотеки `<time.h>` языка C — `clock()`, которая замеряет процессорное время. Если измерить время перед началом выполнения алгоритма, и после его окончания, то можно получить время выполнения функции. Реализация данной функции приведена в списке литературы[1].

Поскольку все процессорное время не отдается какой-либо одной задаче (явление вытеснения процессов из ядра, квантование процессорного времени), то усреднить результаты

вычислений: замерить совокупное время выполнения реализации алгоритма  $N$  раз и вычислить среднее время выполнения.

## 3.4 Листинги кода

В листингах 3.1,3.2,3.3 приведены листинги алгоритмов сортировок пузырьком, выбором и вставками соответственно.

Листинг 3.1: Функция сортировки массива пузырьком

```
1 void bubbleSort(int *arr, size_t n)
2 {
3     for (int i = 0; i < n - 1; ++i)
4         for (int j = 0; j < n - 1 - i; ++j) {
5             if (arr[j] > arr[j + 1])
6                 {
7                     int tmp = arr[j];
8                     arr[j] = arr[j + 1];
9                     arr[j + 1] = tmp;
10                }
11        }
12 }
```

Листинг 3.2: Функция сортировки массива выбором

```
1 void selectionSort(int *arr, size_t n)
2 {
3     for (int i = 0; i < n; ++i) {
4         int idxToSwap = 0;
5         for (int j = 0; j < n - i; ++j) {
6             if (arr[idxToSwap] < arr[j]) {
7                 idxToSwap = j;
8             }
9         }
10        int tmp = arr[idxToSwap];
11        arr[idxToSwap] = arr[n - i - 1];
12        arr[n - i - 1] = tmp;
13    }
14 }
```

Листинг 3.3: Функция сортировки массива вставками

```
1 int insertionSort(int *arr, size_t n)
2 {
3     for (int i = 0; i < n; ++i) {
4         int idxInsert = i;
5         int insertElement = arr[i];
6         for (int j = i; j > 0 && arr[j - 1] > insertElement; --j) {
7             arr[j] = arr[j - 1];
8             idxInsert = j - 1;
9         }
10    }
```

```

10     arr[idxInsert] = insertElement;
11 }
12 }

```

## 3.5 Тестирование алгоритмов

В таблице 3.1 приведены тесты для функций, реализующих алгоритмы сортировки. Все тесты пройдены успешно.

Входной массив	Результат	Ожидаемый результат
[10, 20, 30, 40, 50]	[10, 20, 30, 40, 50]	[10, 20, 30, 40, 50]
[50, 40, 30, 20, 10]	[10, 20, 30, 40, 50]	[10, 20, 30, 40, 50]
[-15, -21, -37, -24, -54]	[-54, -37, -24, -21, -15]	[-54, -37, -24, -21, -15]
[4]	[4]	[4]
Пустой массив	Пустой массив	Пустой массив

Таблица 3.1: Тестирование функций

## 3.6 Вывод

В данном разделе были разработаны исходные коды трёх алгоритмов сортировки: пузырьком, выбором и вставками.

# Глава 4

## Экспериментальная часть

### 4.1 Технические характеристики

Ниже приведены технические характеристики устройства, на котором было проведено тестирование ПО:

1. Операционная система: Windows-10, 64-bit.
2. Оперативная память: 16 GB.
3. Процессор: Intel(R) Core(TM) i7-8565U CPU @ 1.80GHz, 1992 МГц, 4 ядра, 8 логических процессоров

### 4.2 Время выполнения алгоритмов

Таблица 4.1: Таблица времени выполнения сортировок на данных, отсортированных по возрастанию (в мс)

Размер	bubble	selection	insertion
100	0.02	0.02	0
1000	1.02	1.26	0
10000	102.5	117.5	0

График зависимости времени сортировок от кол-ва элементов на упорядоченном массиве

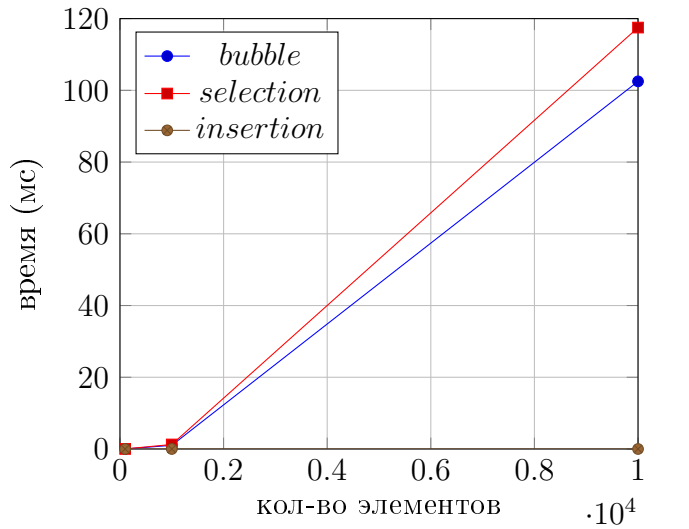


Таблица 4.2: Таблица времени выполнения сортировок на данных, отсоритрованных по убыванию (в мс)

Размер	bubble	selection	insertion
100	0.02	0.02	0.02
1000	1.94	1.04	1.48
10000	187.8	103.3	139.9

График зависимости времени сортировок от кол-ва элементов на обратно упорядоченном массиве

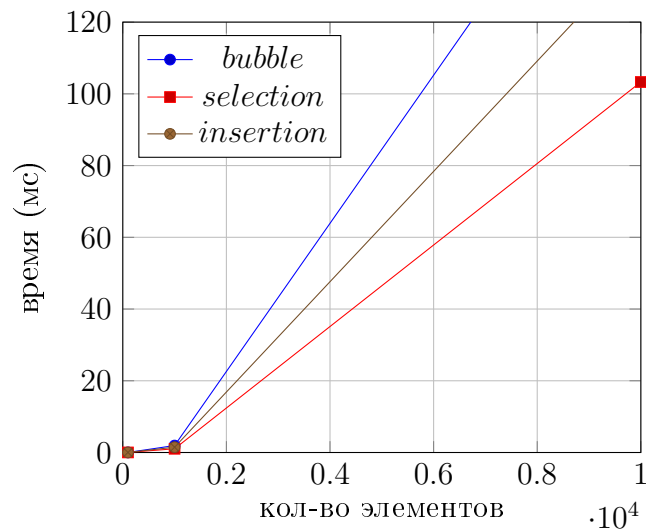
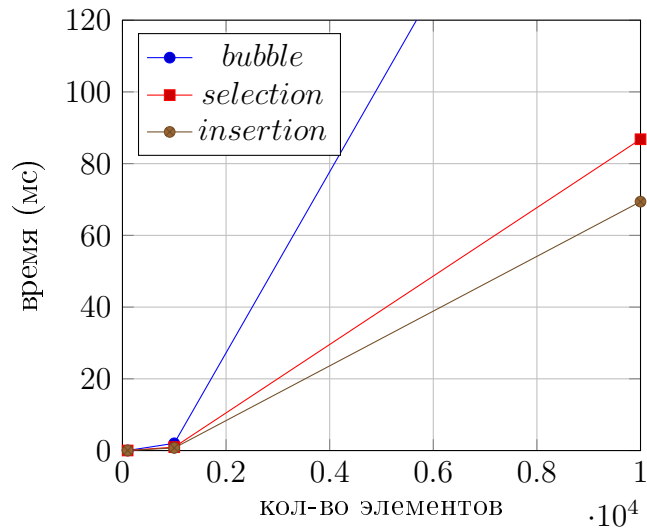


Таблица 4.3: Таблица времени выполнения сортировок на случайных данных (в мс)

Размер	bubble	selection	insertion
100	0.02	0.02	0.02
1000	2.02	0.96	0.72
10000	229.1	86.8	69.4

График зависимости времени сортировок от кол-ва элементов на массиве случайных чисел



## 4.3 Вывод

Алгоритм сортировки вставками работает лучше сортировок выбором и пузырьком на случайных и уже отсортированных числах. Сортировка вставками массива из 10000 элементов в 3.3 раза быстрее сортировки пузырьком и в 1.6 раз быстрее сортировки выбором. Следовательно, алгоритм сортировки вставками работает быстрее, чем алгоритм сортировки пузырьком и выбором на больших массивах данных.

# Заключение

В рамках данной лабораторной работы:

1. были изучены и рассмотрены алгоритмы сортировок пузырьком, вставками и выбором;
2. были построены блок-схемы выбранных алгоритмов;
3. был реализован каждый из алгоритмов;
4. была рассчитана их трудоемкость;
5. были экспериментально оценены временные характеристики алгоритмов;
6. были сделаны выводы на основании проделанной работы

На основании анализа трудоемкости алгоритмов в выбранной модели вычислений, было показано, что алгоритм сортировки вставками имеет наименьшую сложность в уже отсортированном массиве, а так же эффективнее работает на массиве размером 10000, обгоняя по скорости алгоритмы пузырьком и выбором.