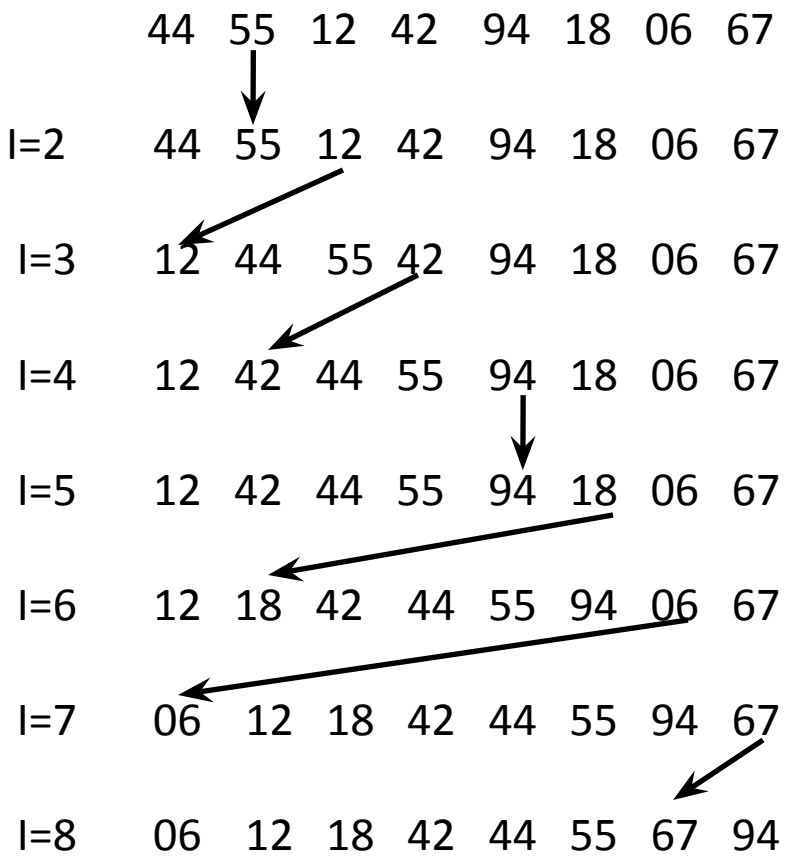
Сортировка простыми включениями



```
For i: = 2 to n do
    Begin
        x: = a[i]; a[0]: =x;
        j: =j-1;
        While x<a[j] do
        Begin
            a[j+1]: = a[j];
            j: = j-1;
         End;
      a[j+1]: =x;
    end;
end;
```

Наименьшее число сравнений появятся, если элементы с самого начала упорядочены, а наихудшее, если элементы расположены в обратном порядке, т.е. сортировка простыми включениями демонстрирует естественное поведение, кроме того алгоритм описывает устойчивую сортировку, т.е. оставляет неизменным порядок элементов с одинаковыми ключами

Алгоритм сортировки простыми включениями можно улучшить тем, что готовая последовательность $a_1, a_2, \ldots, a_{i-1}$ уже упорядочена. Можно применить бинарный поиск, пока не будет найдено место включения.

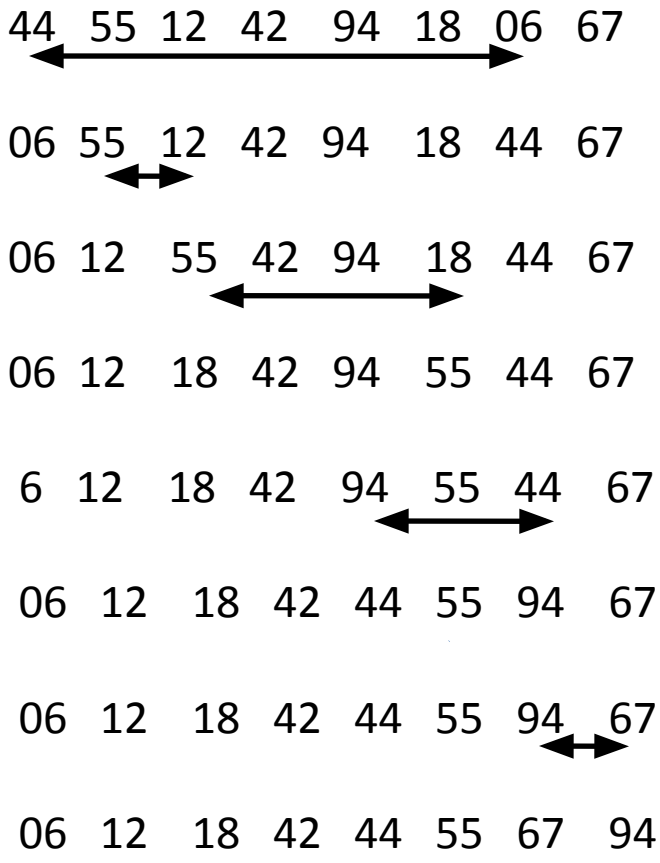
Модифицированный алгоритм называется **сортировка бинарными включениями.**

```
For i: = 2 to n do
    begin
        x: = a[i]; L: =1; R: = i-1;
        While L<=R do
           begin
              m: = (L+R) div 2;
              If x<a[m] then R: = m-1
                        else L: = m+1
           end;
        For j: =i-1 downto  L do a[j+1]: =a[j];
       a[L]: = x;
    end;
```

Анализ алгоритма сортировки бинарными включениями: места включения в нижней части находятся несколько быстрее, чем в верхней части. Это дает преимущество в тех случаях, когда элементы изначально далеки от правильного порядка. Минимальное число сравнений требуется, если элементы вначале расположены в обратном порядке, а максимальное, – если он уже упорядочены. Следовательно, имеем случай неестественного поведения алгоритма сортировки. Улучшение, которое мы получаем, используя метод бинарного поиска, касается только числа сравнений, а ни числа необходимых пересылок. Пересылка требует больше времени, чем сравнение, т.е. это улучшение не является решающим.

Вывод: сортировка включениями является не очень подходящим методом для ЭВМ. Лучших результатов можно ожидать от методов, при которых пересылки элементов выполняются только для отдельных

Метод основан на следующем правиле:
Выбирается элемент с наименьшим ключом
Меняется местами с первым элементом.
Эти операции повторяются с оставшимися n-1 элементами, затем с n-2 и т.д.

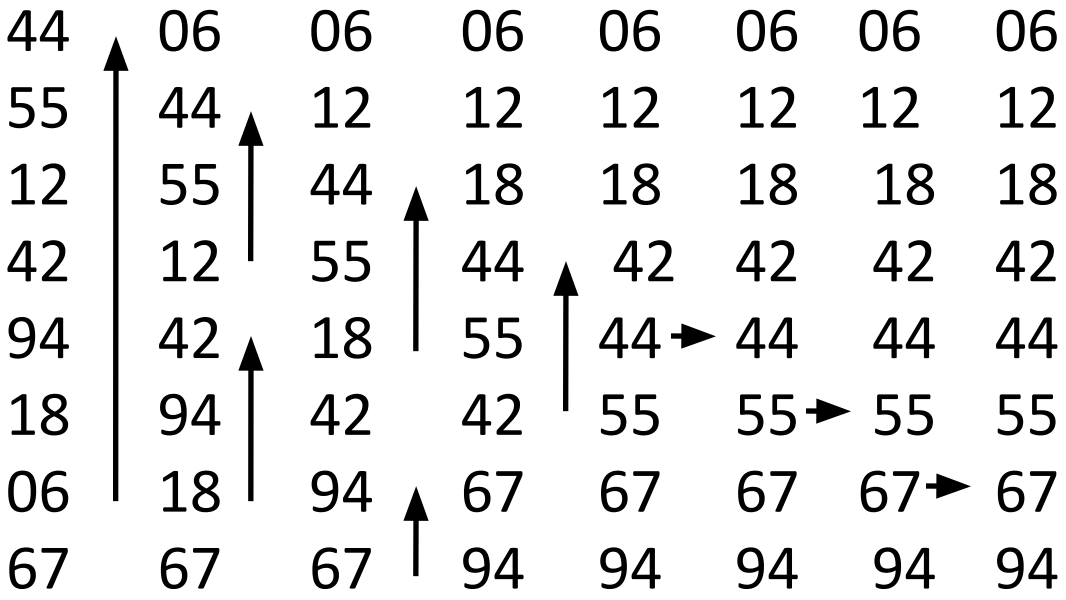


```
Var i, j, k: index; x: item;
        begin
            For i: = 1 to n-1 do
                begin
                    k: =i; x: = a[i];
                    For j: =i+1 to n do
                    If a[j] < x then begin
                                        k: =j;
                                        x: = a[j];
                                    end;
                    a[k]: = a[i]; a[i]: =x;
                end;
        end;
```

Анализ сортировки простым выбором

Число сравнений ключей не зависит от начального порядка ключей. Т.е. сортировка простым выбором ведет себя несколько менее естественно, чем сортировка простыми включениями. Минимальное число пересылок получается в случае изначально упорядоченных ключей и максимальное, – если ключи расположены в обратном порядке.

Алгоритм основан на принципе сравнения пары соседних элементов до тех пор, пока не будут отсортированы.



```
For i: =2 to n do
   Begin
      For j: = n downto i do
         If a[j-1] > a[j] Then
         Begin
            x: =a[j-1];
            a[j-1]: =a[j];
            a[j]: = x
         end;
    end;
```

1)Алгоритм можно оптимизировать (в примере 3 последних прохода не влияют на порядок элементов). Поэтому можно запомнить производился ли на данном проходе какой-либо обмен. Если нет, то алгоритм может закончить работу.

2) Можно запоминать не только сам факт обмена, но и индекс последнего обмена, т.к. элементы, которые расположены выше уже рассортированы.

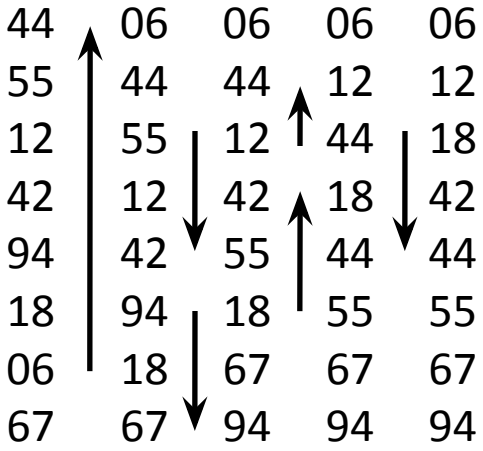
3) **12 18 42 44 55 67 94 06**

94 06 12 18 42 44 55 67

Неправильно расположенный пузырек в тяжелом конце массива всплывет на свое место за один проход, а неправильно расположенный пузырек в легком конце массива будет опускаться на правильное место только на один шаг на каждом проходе. Следовательно, предполагается менять, следующих друг за другом проходов.

Полученный в результате алгоритм называется **шейкер-сортировка.**

L=2	3	3	4	4
R=8	8	7	7	4



```
Var  i, j, k, L, R: Index;  x: Item;
      begin
          L: =2;  R: =n;    k: =n;
          repeat
              for j: =r downto  L do
                if a[j-1] > a[j] then begin
                                          x: = a[j-1];
                                          a[j-1]: = a[j];
                                           a[j]: =x;      k: =j;
                                        end;
              L: =k+1;
              for j: =L to R do
                if a[j-1] > a[j] then begin
                                          x: = a[j-1];
                                          a[j-1]: = a[j];
                                          a[j]: =x;      k: =j;
                                        end ;
              R: =k-1;
          until L>R;
     end;
```

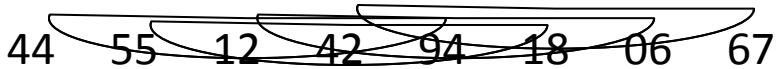
Анализ пузырьковой сортировки и шейкер-сортировки.

Все предложенные усовершенствования уменьшают лишь число избыточных проверок, но никак не влияют на число обмена. Все усовершенствования дают гораздо меньший эффект, чем можно было ожидать. Анализ показывает, что сортировка обменом и ее небольшие улучшения хуже, чем сортировка включениями и выбором. Алгоритм шейкер-сортировки выгодно использовать в тех случаях, когда известно, что элементы почти упорядочены. Можно показать средне расстояние, на которое должен переместиться каждый из n элементов сортировки. Оно равно $n/3$.

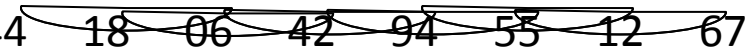
Все простые методы в основном перемещают каждый элемент на одну позицию на каждом элементарном шаге, поэтому они требуют n^2 таких шагов. Любое улучшение должно основываться на принципе пересылки элементов за один шаг на большее расстояние.

Сортировка включениями с убывающим приращением.

Ее иногда называют **сортировкой Шелла**.



44 55 12 42 94 18 06 67 – 4 – сортировка



44 18 06 42 94 55 12 67 – 2 – сортировка

06 18 12 42 44 55 94 67 – 1 – сортировка

06 12 18 42 44 55 67 94

На первом проходе группируются и сортируются все элементы, отстоящие друг от друга на 4 позиции. После этого элементы вновь объединяются в группы с элементами отстоящими друг от друга на 2 позиции и сортируются заново. На третьем проходе элементы сортируются обычной сортировкой.

На каждом шаге сортировки либо участвует сравнительно мало элементов, либо они уже довольно хорошо упорядочены и требуют относительно мало перестановок. Каждый проход использует результаты предыдущего прохода, поскольку каждая i – сортировка объединяет 2 группы, рассматриваемой предыдущей 2i – сортировкой. Применима любая последовательность приращений, лишь бы последнее было равно единице, т.к. в худшем случае вся работа будет выполнена на последнем проходе. Оказывается, что программа дает лучший результат, когда приращения не являются степенями двойки. Программа разрабатывается вне связи с конкретной последовательностью приращений $h_1,h_2,\ldots,h_t$; $h_t = 1$; $h_{i+1} < h_i$. **Каждая h-сортировка программируется как сортировка простыми включениями**. Для того чтобы условие окончания поиска места включения было простым, используют барьер, но каждая h- сортировка своего барьера. **Массив a необходимо дополнить не одной компонентой a[0], а h_1 компонентами: a:array[-h_1..n] of item**

```
const t=4;
var
    i, j, k, s: index; x: Item;
    m: 1..t;
    h: array[1..t] of integer;
begin
    h[1]=9; h[2]= 5; h[3]=3; h[4]=1;
       for m: =1 to t do
          begin
              k: = h[m]; s: =-k;{место барьера}
       for i: =k+1 to n do
          begin
              x: =a[i]; j: =i-k;
              if s=0 Then s: =-k; s: =s+1; a[s]; =x;
              while x < a[j] do
                  begin
                     a[j+k]: = a[j];  j: =j-k;
                  end;
                  a[j+k]: =x;
          end;{for…}
        end;{for…}
end;
```

Анализ сортировки Шелла: основной вопрос в этой сортировке: какую выбрать последовательность приращений. Например, считается, что эти приращения не должны быть кратны друг другу, тогда получается лучший результат.

Кнут предлагает:

$1, 4, 13, 40, 121 \quad \{h_{k-1}=3h_k+1\}$

$1, 3, 7, 15, 31 \quad \{h_{k-1}=2h_k+1\}$

Анализ показывает, что затраты, которые требуются для сортировки n элементов (Шелла), **пропорциональны n**. Ясно, что это значительное улучшение по сравнению с предыдущими. Но ест**m** алгоритмы, работающие еще лучше.

Сортировка с разделением

Иначе ее называют «быстрая сортировка» (сортировка Хоара). Основана на том факте, что для достижения большей эффективности желательно производить обмены элементов на больших расстояниях.

Предположим, дано n элементов с ключами, расположенными в обратном порядке. Их можно рассортировать, выполнив n/2 обменов. Поменять местами самый левый и самый правый элементы, постепенно продвигаясь к середине.

Алгоритм

Выберем случайным образом какой-либо элемент массива (X), просмотрим массив, двигаясь слева направо, пока не найдем элемент a[I] > X. А затем просмотрим массив, двигаясь справа налево, пока не найдем элемент a[J] < X и поменяем местами эти два элемента. Затем продолжим процесс просмотра с обменом, пока 2 просмотра не встретятся где-то в середине.

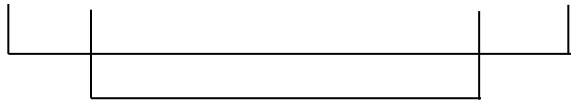
```
var w, x: item;
      i, j: integer;
begin
    i: =1; j: =n;
{Выбор случайного элемента  }
 repeat
     while a[i] <x do i: =i+1;
     while x < a[j] do j: =j-1;
         if i<= j then begin
                                w: =a[i]; a[i]: =a[j]; a[j]: =w;
                                 i: =i+1; j: =j-1;
                            end;
   until i>j
end;
```

Пример:

44 55 12 **42** 94 06 18 67

Для такого массива потребуется всего 2 прохода и конечное значение индексов i=5, j=3.

18 06 12 42 94 55 44 67



Алгоритм может быть неуклюжим: массив с n одинаковыми ключами.

Наша цель не только разделить исходный массив на две части большую и меньшую x, но и рассортировать его. Разделив массив надо сделать тоже самое с обеими полученными частями, затем с частями этих частей и т.д., пока каждая часть не будет содержать только один элемент, т. е. **надо применить рекурсию**.

```
Procedure QuicSort;

Procedure Sort (L, R: index);
 var i, j: index; x, w: item;
  begin
       i: =L; j: =R;  x: =a[(L+R)div 2];
       repeat
            while a[i] < x do i: =i+1;
            while a[j] > x do j: =j-1;
            if i<= j then begin
                                w: =a[i];  a[i]: =a[j];  a[j]: =w;
                                i: =i+1; j: =j-1;
                           end;
       until i>j;
          if L<j then Sort (L, j);
          if i< R then Sort (i, R);
 end; {sort}

begin
   Sort (1, n);
end;
```

Анализ сортировки Хоара

В лучшем случае - число сравнений – O(n*log n);
число обменов – (n/6)* log n

Но QS имеет «подводные камни». При небольших n её эффективность невелика. Кроме того, существует проблема наихудшего случая – когда в качестве x выбирается наибольшее значение в подмассиве –скорость работы оказывается $O(n^2)$