

7. Sortieren I

Einfache Sortierverfahren

7.1 Einfaches Sortieren

Sortieren durch Auswahl, Sortieren durch Einfügen, Bubblesort

[Ottman/Widmayer, Kap. 2.1, Cormen et al, Kap. 2.1, 2.2, Exercise 2.2-2, Problem 2-2

Problemstellung

Eingabe: Ein Array $A = (A[1], \dots, A[n])$ der Länge n .

Ausgabe: Eine Permutation A' von A , die sortiert ist: $A'[i] \leq A'[j]$ für alle $1 \leq i \leq j \leq n$.

Algorithmus: IsSorted(A)

Input: Array $A = (A[1], \dots, A[n])$ der Länge n .

Output: Boolesche Entscheidung "sortiert" oder "nicht sortiert"

for $i \leftarrow 1$ **to** $n - 1$ **do**

if $A[i] > A[i + 1]$ **then**
 return "nicht sortiert";

return "sortiert";

Beobachtung

IsSorted(A):“nicht sortiert”, wenn $A[i] > A[i + 1]$ für ein i .

Beobachtung

IsSorted(A): “nicht sortiert”, wenn $A[i] > A[i + 1]$ für ein i .

⇒ Idee:

Beobachtung

IsSorted(A):“nicht sortiert”, wenn $A[i] > A[i + 1]$ für ein i .

⇒ Idee:

```
for  $j \leftarrow 1$  to  $n - 1$  do
  if  $A[j] > A[j + 1]$  then
    swap( $A[j], A[j + 1]$ );
```

Ausprobieren

5 ↔ 6 2 8 4 1 ($j = 1$)

Ausprobieren

5 ↔ **6** 2 8 4 1 ($j = 1$)

5 **6** ↔ **2** 8 4 1 ($j = 2$)

Ausprobieren

5 ↔ **6** 2 8 4 1 ($j = 1$)

5 **6** ↔ **2** 8 4 1 ($j = 2$)

5 2 **6** ↔ **8** 4 1 ($j = 3$)

Ausprobieren

5 ↔ **6** 2 8 4 1 ($j = 1$)

5 **6** ↔ **2** 8 4 1 ($j = 2$)

5 2 **6** ↔ **8** 4 1 ($j = 3$)

5 2 6 **8** ↔ **4** 1 ($j = 4$)

Ausprobieren

5 ↔ 6 2 8 4 1 ($j = 1$)

5 6 ↔ 2 8 4 1 ($j = 2$)

5 2 6 ↔ 8 4 1 ($j = 3$)

5 2 6 8 ↔ 4 1 ($j = 4$)

5 2 6 4 8 ↔ 1 ($j = 5$)

Ausprobieren

5 ↔ 6 2 8 4 1 ($j = 1$)

5 6 ↔ 2 8 4 1 ($j = 2$)

5 2 6 ↔ 8 4 1 ($j = 3$)

5 2 6 8 ↔ 4 1 ($j = 4$)

5 2 6 4 8 ↔ 1 ($j = 5$)

5 2 6 4 1 8

Ausprobieren

5 ↔ 6 2 8 4 1 ($j = 1$)

5 6 ↔ 2 8 4 1 ($j = 2$)

5 2 6 ↔ 8 4 1 ($j = 3$)

5 2 6 8 ↔ 4 1 ($j = 4$)

5 2 6 4 8 ↔ 1 ($j = 5$)

5 2 6 4 1 8

■ Nicht sortiert! 😞.

Ausprobieren

5 ↔ 6 2 8 4 1 ($j = 1$)

5 6 ↔ 2 8 4 1 ($j = 2$)

5 2 6 ↔ 8 4 1 ($j = 3$)

5 2 6 8 ↔ 4 1 ($j = 4$)

5 2 6 4 8 ↔ 1 ($j = 5$)

5 2 6 4 1 8

■ Nicht sortiert! 😞.

Ausprobieren

5 ↔ 6 2 8 4 1 ($j = 1$)

5 6 ↔ 2 8 4 1 ($j = 2$)

5 2 6 ↔ 8 4 1 ($j = 3$)

5 2 6 8 ↔ 4 1 ($j = 4$)

5 2 6 4 8 ↔ 1 ($j = 5$)

5 2 6 4 1 8

- Nicht sortiert! 😞.
- Aber das grösste Element wandert ganz nach rechts. ⇒ Neue Idee! 😊

Ausprobieren

5	6	2	8	4	1	$(j = 1, i = 1)$
5	6	2	8	4	1	$(j = 2)$
5	2	6	8	4	1	$(j = 3)$
5	2	6	8	4	1	$(j = 4)$
5	2	6	4	8	1	$(j = 5)$

- Wende das Verfahren iterativ an.

Ausprobieren

5	6	2	8	4	1	$(j = 1, i = 1)$
5	6	2	8	4	1	$(j = 2)$
5	2	6	8	4	1	$(j = 3)$
5	2	6	8	4	1	$(j = 4)$
5	2	6	4	8	1	$(j = 5)$
5	2	6	4	1	8	$(j = 1, i = 2)$

- Wende das Verfahren iterativ an.
- Für $A[1, \dots, n]$,

Ausprobieren

5	6	2	8	4	1	$(j = 1, i = 1)$
5	6	2	8	4	1	$(j = 2)$
5	2	6	8	4	1	$(j = 3)$
5	2	6	8	4	1	$(j = 4)$
5	2	6	4	8	1	$(j = 5)$
5	2	6	4	1	8	$(j = 1, i = 2)$
2	5	6	4	1	8	$(j = 2)$

- Wende das Verfahren iterativ an.
- Für $A[1, \dots, n]$, dann $A[1, \dots, n - 1]$,

Ausprobieren

5	6	2	8	4	1	$(j = 1, i = 1)$
5	6	2	8	4	1	$(j = 2)$
5	2	6	8	4	1	$(j = 3)$
5	2	6	8	4	1	$(j = 4)$
5	2	6	4	8	1	$(j = 5)$
5	2	6	4	1	8	$(j = 1, i = 2)$
2	5	6	4	1	8	$(j = 2)$
2	5	6	4	1	8	$(j = 3)$

- Wende das Verfahren iterativ an.
- Für $A[1, \dots, n]$, dann $A[1, \dots, n - 1]$,

Ausprobieren

5	6	2	8	4	1	$(j = 1, i = 1)$
5	6	2	8	4	1	$(j = 2)$
5	2	6	8	4	1	$(j = 3)$
5	2	6	8	4	1	$(j = 4)$
5	2	6	4	8	1	$(j = 5)$
5	2	6	4	1	8	$(j = 1, i = 2)$
2	5	6	4	1	8	$(j = 2)$
2	5	6	4	1	8	$(j = 3)$
2	5	4	6	1	8	$(j = 4)$

- Wende das Verfahren iterativ an.
- Für $A[1, \dots, n]$, dann $A[1, \dots, n - 1]$,

Ausprobieren

5	6	2	8	4	1	$(j = 1, i = 1)$
5	6	2	8	4	1	$(j = 2)$
5	2	6	8	4	1	$(j = 3)$
5	2	6	8	4	1	$(j = 4)$
5	2	6	4	8	1	$(j = 5)$
5	2	6	4	1	8	$(j = 1, i = 2)$
2	5	6	4	1	8	$(j = 2)$
2	5	6	4	1	8	$(j = 3)$
2	5	4	6	1	8	$(j = 4)$
2	5	4	1	6	8	$(j = 1, i = 3)$

- Wende das Verfahren iterativ an.
- Für $A[1, \dots, n]$,
dann $A[1, \dots, n - 1]$,
dann $A[1, \dots, n - 2]$,

Ausprobieren

5	6	2	8	4	1	$(j = 1, i = 1)$
5	6	2	8	4	1	$(j = 2)$
5	2	6	8	4	1	$(j = 3)$
5	2	6	8	4	1	$(j = 4)$
5	2	6	4	8	1	$(j = 5)$
5	2	6	4	1	8	$(j = 1, i = 2)$
2	5	6	4	1	8	$(j = 2)$
2	5	6	4	1	8	$(j = 3)$
2	5	4	6	1	8	$(j = 4)$
2	5	4	1	6	8	$(j = 1, i = 3)$
2	5	4	1	6	8	$(j = 2)$
2	4	5	1	6	8	$(j = 3)$
2	4	1	5	6	8	$(j = 1, i = 4)$

- Wende das Verfahren iterativ an.
- Für $A[1, \dots, n]$,
dann $A[1, \dots, n - 1]$,
dann $A[1, \dots, n - 2]$,

Ausprobieren

5	6	2	8	4	1	$(j = 1, i = 1)$
5	6	2	8	4	1	$(j = 2)$
5	2	6	8	4	1	$(j = 3)$
5	2	6	8	4	1	$(j = 4)$
5	2	6	4	8	1	$(j = 5)$
5	2	6	4	1	8	$(j = 1, i = 2)$
2	5	6	4	1	8	$(j = 2)$
2	5	6	4	1	8	$(j = 3)$
2	5	4	6	1	8	$(j = 4)$
2	5	4	1	6	8	$(j = 1, i = 3)$
2	5	4	1	6	8	$(j = 2)$
2	4	5	1	6	8	$(j = 3)$
2	4	1	5	6	8	$(j = 1, i = 4)$
2	4	1	5	6	8	$(j = 2)$
2	1	4	5	6	8	$(i = 1, j = 5)$
1	2	4	5	6	8	

- Wende das Verfahren iterativ an.
- Für $A[1, \dots, n]$,
dann $A[1, \dots, n - 1]$,
dann $A[1, \dots, n - 2]$,
etc.

Algorithmus: Bubblesort

Input: Array $A = (A[1], \dots, A[n])$, $n \geq 0$.

Output: Sortiertes Array A

```
for  $i \leftarrow 1$  to  $n - 1$  do
  for  $j \leftarrow 1$  to  $n - i$  do
    if  $A[j] > A[j + 1]$  then
      swap( $A[j]$ ,  $A[j + 1]$ );
```

Analyse

Anzahl Schlüsselvergleiche $\sum_{i=1}^{n-1} (n - i) = \frac{n(n-1)}{2} = \Theta(n^2)$.

Anzahl Vertauschungen im schlechtesten Fall: $\Theta(n^2)$

② Was ist der schlechteste Fall?

Analyse

Anzahl Schlüsselvergleiche $\sum_{i=1}^{n-1} (n - i) = \frac{n(n-1)}{2} = \Theta(n^2)$.

Anzahl Vertauschungen im schlechtesten Fall: $\Theta(n^2)$

❓ Was ist der schlechteste Fall?

⚠️ Wenn A absteigend sortiert ist.

Sortieren durch Auswahl

5 6 2 8 4 1 ($i = 1$)

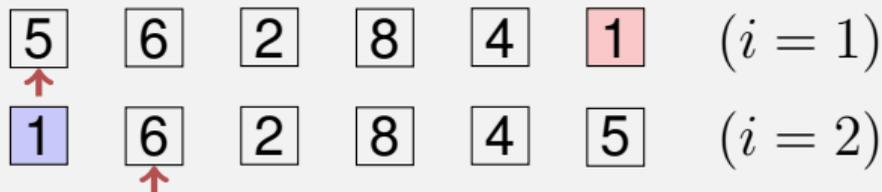

- Auswahl des kleinsten Elementes durch Suche im unsortierten Teil $A[i..n]$ des Arrays.

Sortieren durch Auswahl

5 6 2 8 4 1 ($i = 1$)
↑

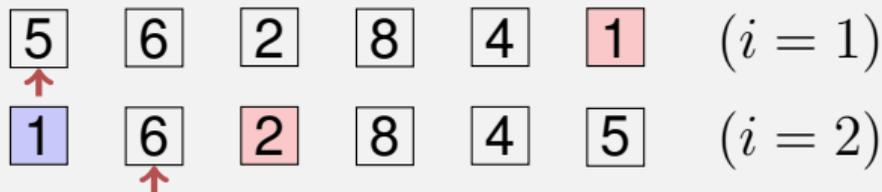
- Auswahl des kleinsten Elementes durch Suche im unsortierten Teil $A[i..n]$ des Arrays.
- Tausche kleinstes Element an das erste Element des unsortierten Teiles.

Sortieren durch Auswahl



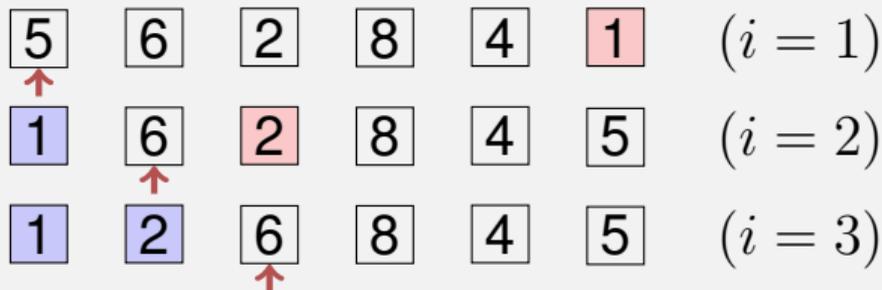
- Auswahl des kleinsten Elementes durch Suche im unsortierten Teil $A[i..n]$ des Arrays.
- Tausche kleinstes Element an das erste Element des unsortierten Teiles.
- Unsortierter Teil wird ein Element kleiner ($i \rightarrow i + 1$). Wiederhole bis alles sortiert. ($i = n$)

Sortieren durch Auswahl



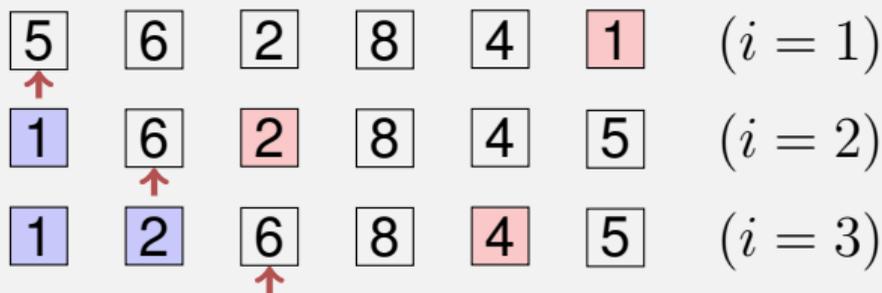
- Auswahl des kleinsten Elementes durch Suche im unsortierten Teil $A[i..n]$ des Arrays.
- Tausche kleinstes Element an das erste Element des unsortierten Teiles.
- Unsortierter Teil wird ein Element kleiner ($i \rightarrow i + 1$). Wiederhole bis alles sortiert. ($i = n$)

Sortieren durch Auswahl



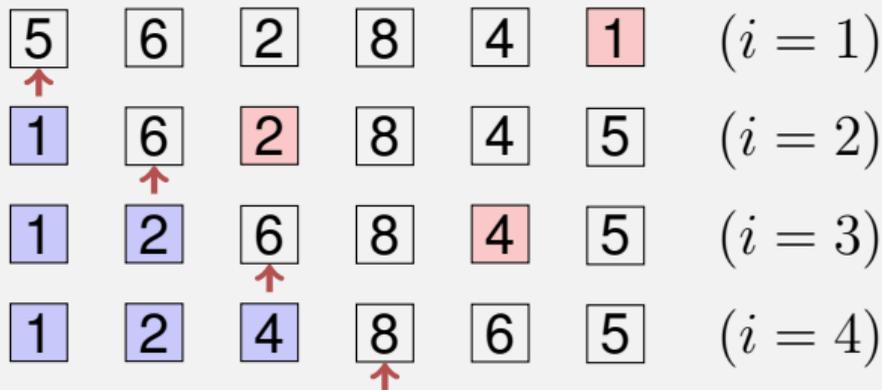
- Auswahl des kleinsten Elementes durch Suche im unsortierten Teil $A[i..n]$ des Arrays.
- Tausche kleinstes Element an das erste Element des unsortierten Teiles.
- Unsortierter Teil wird ein Element kleiner ($i \rightarrow i + 1$). Wiederhole bis alles sortiert. ($i = n$)

Sortieren durch Auswahl



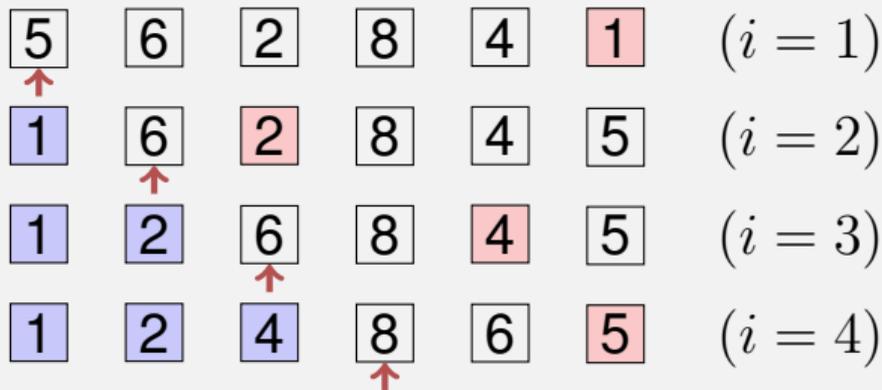
- Auswahl des kleinsten Elementes durch Suche im unsortierten Teil $A[i..n]$ des Arrays.
- Tausche kleinstes Element an das erste Element des unsortierten Teiles.
- Unsortierter Teil wird ein Element kleiner ($i \rightarrow i + 1$). Wiederhole bis alles sortiert. ($i = n$)

Sortieren durch Auswahl



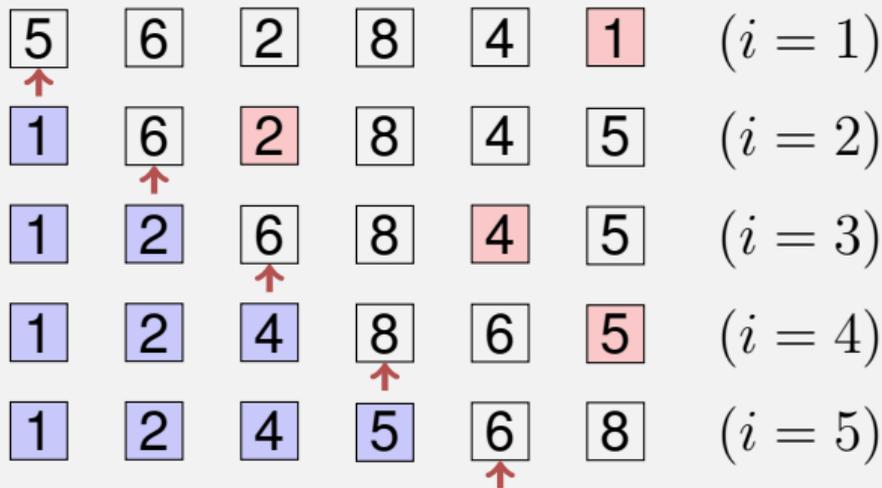
- Auswahl des kleinsten Elementes durch Suche im unsortierten Teil $A[i..n]$ des Arrays.
- Tausche kleinstes Element an das erste Element des unsortierten Teiles.
- Unsortierter Teil wird ein Element kleiner ($i \rightarrow i + 1$). Wiederhole bis alles sortiert. ($i = n$)

Sortieren durch Auswahl



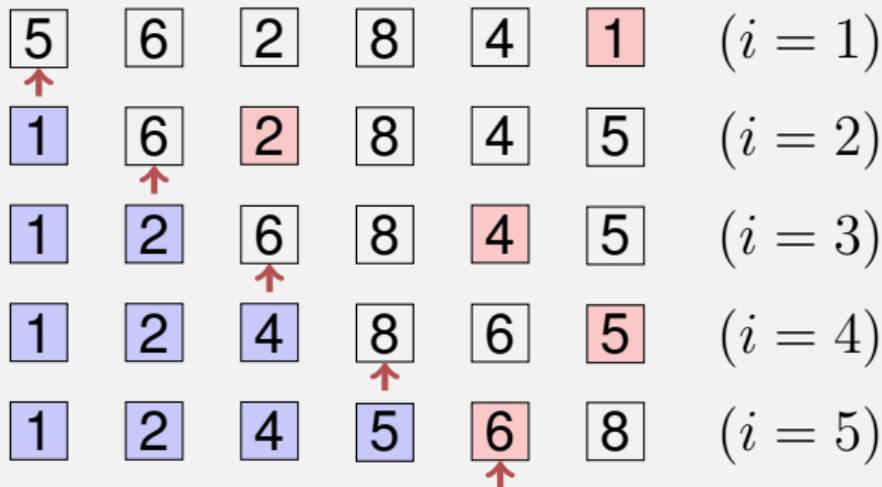
- Auswahl des kleinsten Elementes durch Suche im unsortierten Teil $A[i..n]$ des Arrays.
- Tausche kleinstes Element an das erste Element des unsortierten Teiles.
- Unsortierter Teil wird ein Element kleiner ($i \rightarrow i + 1$). Wiederhole bis alles sortiert. ($i = n$)

Sortieren durch Auswahl



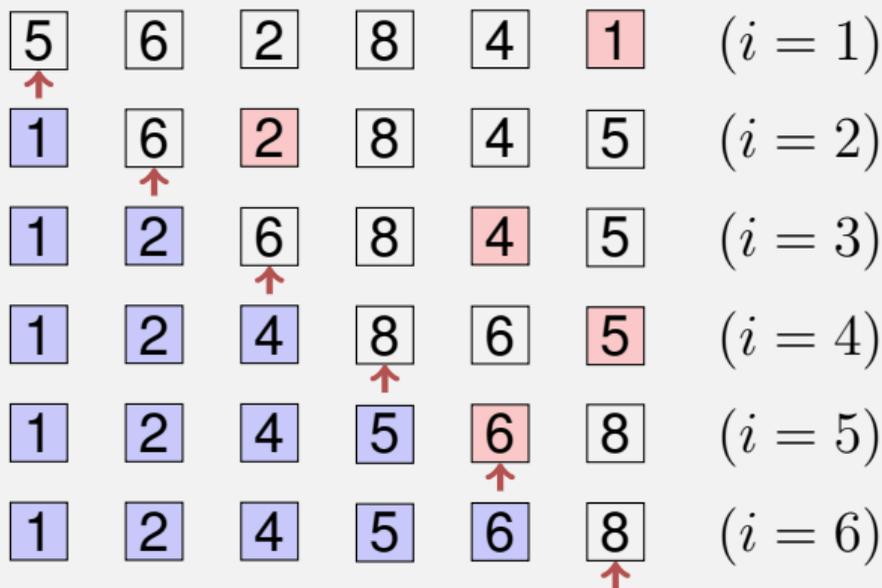
- Auswahl des kleinsten Elementes durch Suche im unsortierten Teil $A[i..n]$ des Arrays.
- Tausche kleinstes Element an das erste Element des unsortierten Teiles.
- Unsortierter Teil wird ein Element kleiner ($i \rightarrow i + 1$). Wiederhole bis alles sortiert. ($i = n$)

Sortieren durch Auswahl



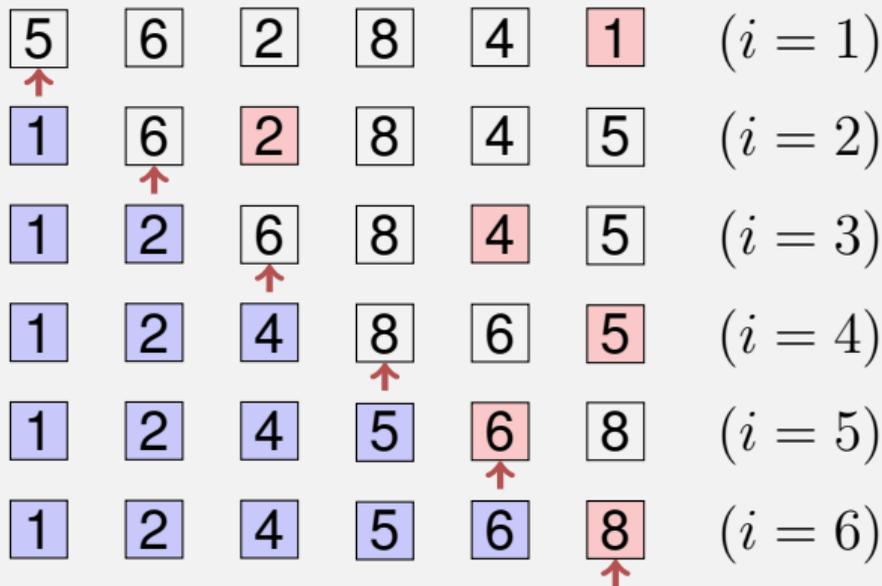
- Auswahl des kleinsten Elementes durch Suche im unsortierten Teil $A[i..n]$ des Arrays.
- Tausche kleinstes Element an das erste Element des unsortierten Teiles.
- Unsortierter Teil wird ein Element kleiner ($i \rightarrow i + 1$). Wiederhole bis alles sortiert. ($i = n$)

Sortieren durch Auswahl



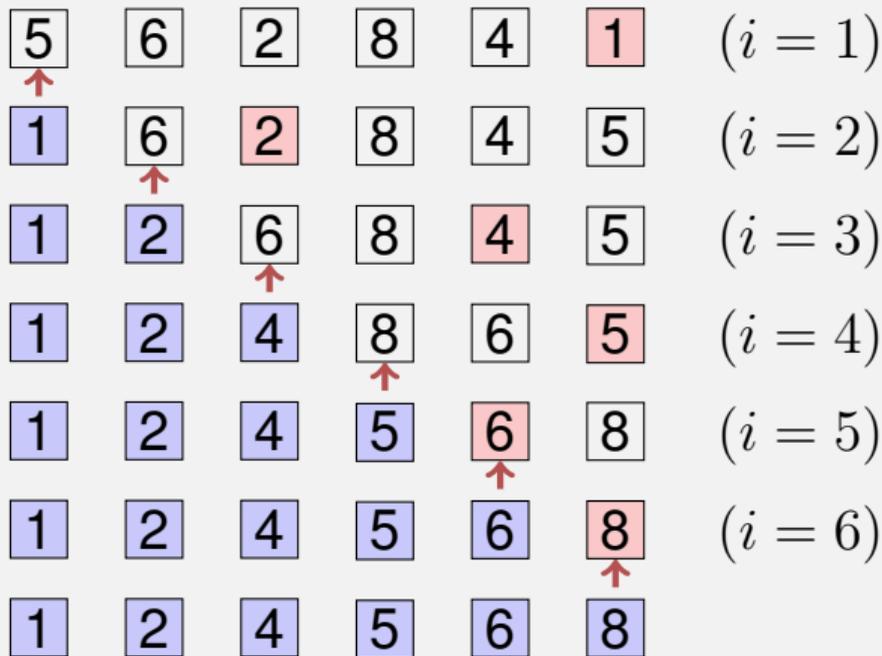
- Auswahl des kleinsten Elementes durch Suche im unsortierten Teil $A[i..n]$ des Arrays.
- Tausche kleinstes Element an das erste Element des unsortierten Teiles.
- Unsortierter Teil wird ein Element kleiner ($i \rightarrow i + 1$). Wiederhole bis alles sortiert. ($i = n$)

Sortieren durch Auswahl



- Auswahl des kleinsten Elementes durch Suche im unsortierten Teil $A[i..n]$ des Arrays.
- Tausche kleinstes Element an das erste Element des unsortierten Teiles.
- Unsortierter Teil wird ein Element kleiner ($i \rightarrow i + 1$). Wiederhole bis alles sortiert. ($i = n$)

Sortieren durch Auswahl



- Auswahl des kleinsten Elementes durch Suche im unsortierten Teil $A[i..n]$ des Arrays.
- Tausche kleinstes Element an das erste Element des unsortierten Teiles.
- Unsortierter Teil wird ein Element kleiner ($i \rightarrow i + 1$). Wiederhole bis alles sortiert. ($i = n$)

Algorithmus: Sortieren durch Auswahl

Input: Array $A = (A[1], \dots, A[n])$, $n \geq 0$.

Output: Sortiertes Array A

```
for  $i \leftarrow 1$  to  $n - 1$  do  
   $p \leftarrow i$   
  for  $j \leftarrow i + 1$  to  $n$  do  
    if  $A[j] < A[p]$  then  
       $p \leftarrow j$ ;  
  swap( $A[i], A[p]$ )
```

Analyse

Anzahl Vergleiche im schlechtesten Fall:

Analyse

Anzahl Vergleiche im schlechtesten Fall: $\Theta(n^2)$.

Anzahl Vertauschungen im schlechtesten Fall:

Analyse

Anzahl Vergleiche im schlechtesten Fall: $\Theta(n^2)$.

Anzahl Vertauschungen im schlechtesten Fall: $n - 1 = \Theta(n)$

Sortieren durch Einfügen

5 | 6 2 8 4 1 ($i = 1$)

Sortieren durch Einfügen

↑ 5 | 6 2 8 4 1 ($i = 1$)

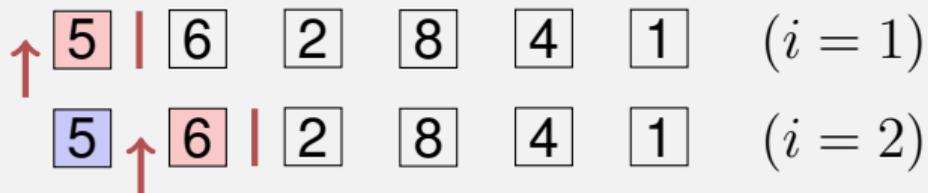
- Iteratives Vorgehen:
 $i = 1 \dots n$

Sortieren durch Einfügen



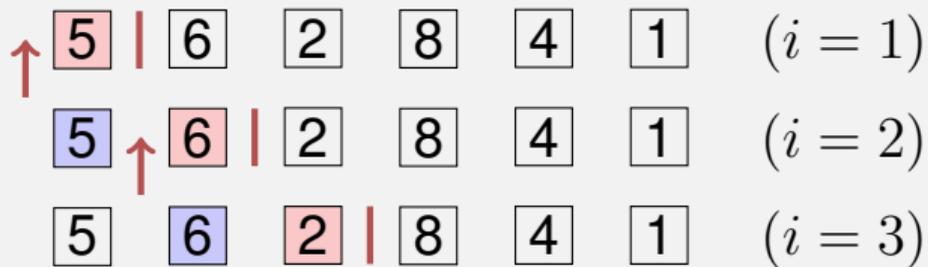
- Iteratives Vorgehen:
 $i = 1 \dots n$
- Einfügeposition für Element i bestimmen.

Sortieren durch Einfügen



- Iteratives Vorgehen:
 $i = 1 \dots n$
- Einfügeposition für Element i bestimmen.
- Element i einfügen,

Sortieren durch Einfügen



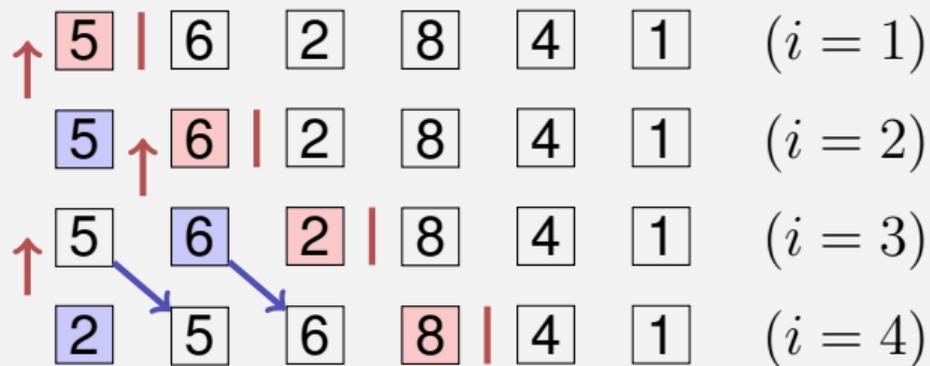
- Iteratives Vorgehen:
 $i = 1 \dots n$
- Einfügeposition für Element i bestimmen.
- Element i einfügen,

Sortieren durch Einfügen



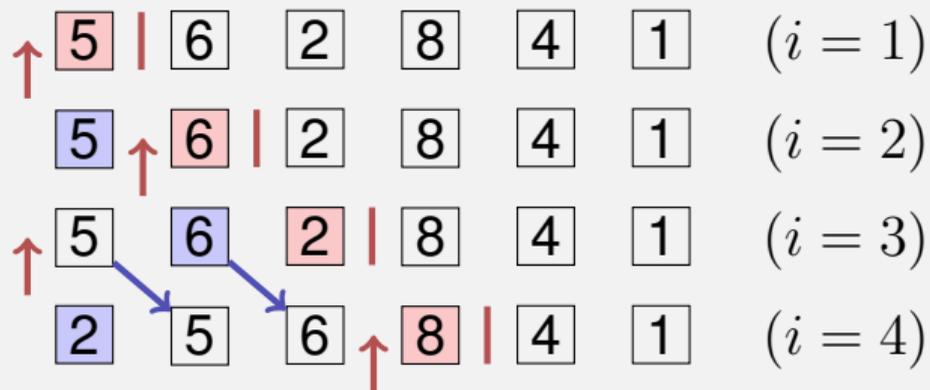
- Iteratives Vorgehen:
 $i = 1 \dots n$
- Einfügeposition für Element i bestimmen.
- Element i einfügen,

Sortieren durch Einfügen



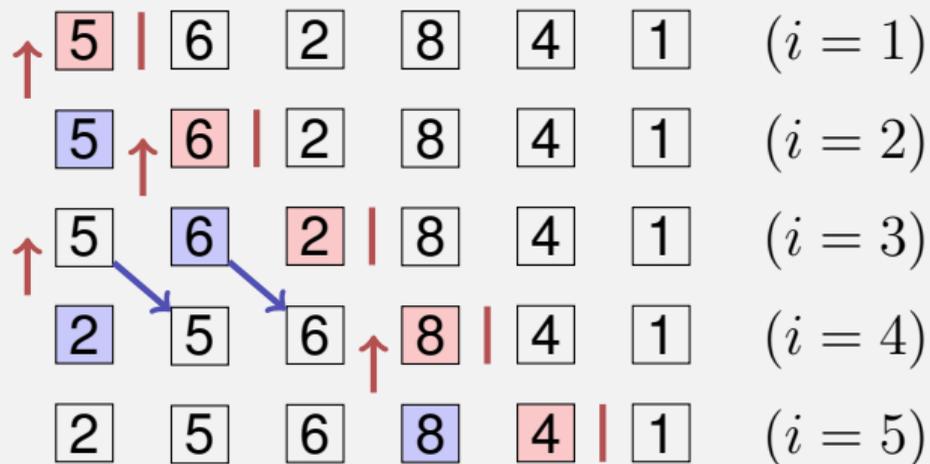
- Iteratives Vorgehen:
 $i = 1 \dots n$
- Einfügeposition für Element i bestimmen.
- Element i einfügen, ggfs. Verschiebung nötig.

Sortieren durch Einfügen



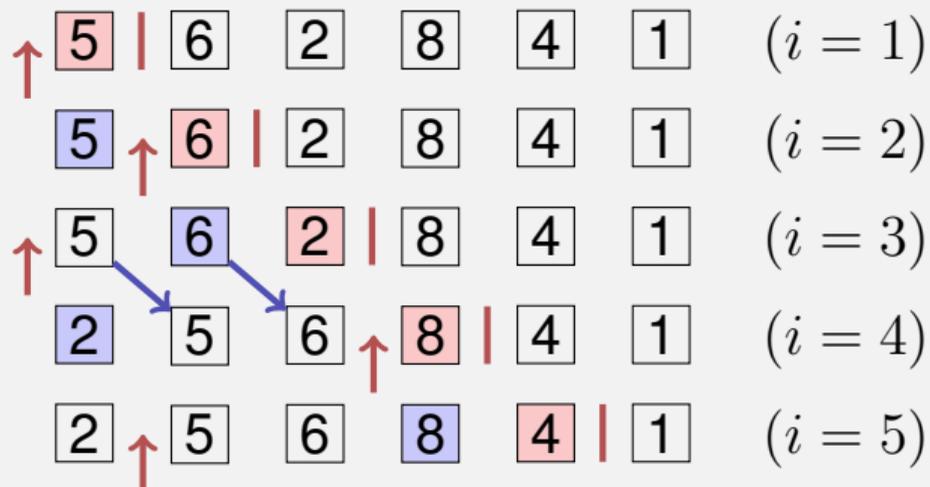
- Iteratives Vorgehen:
 $i = 1 \dots n$
- Einfügeposition für Element i bestimmen.
- Element i einfügen, ggfs. Verschiebung nötig.

Sortieren durch Einfügen



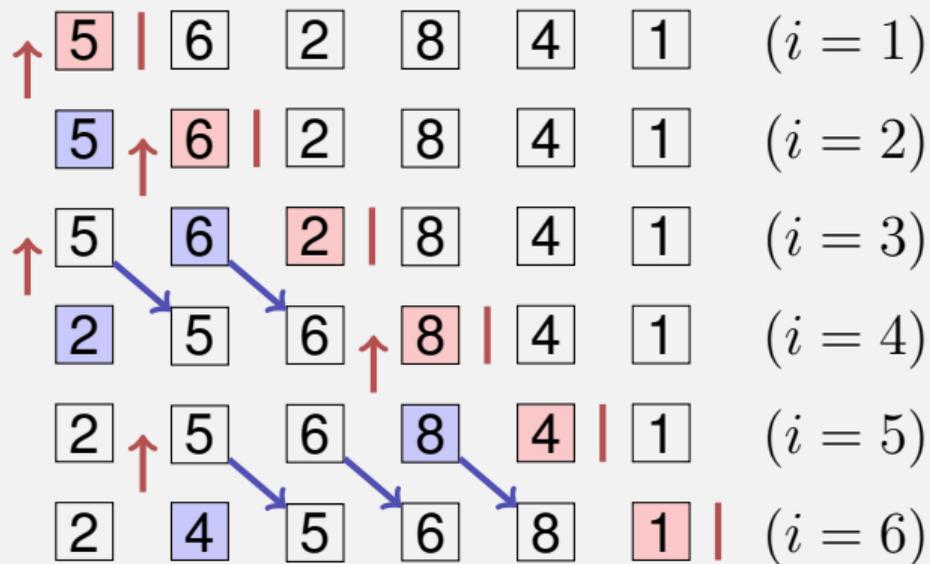
- Iteratives Vorgehen:
 $i = 1 \dots n$
- Einfügeposition für Element i bestimmen.
- Element i einfügen, ggfs. Verschiebung nötig.

Sortieren durch Einfügen



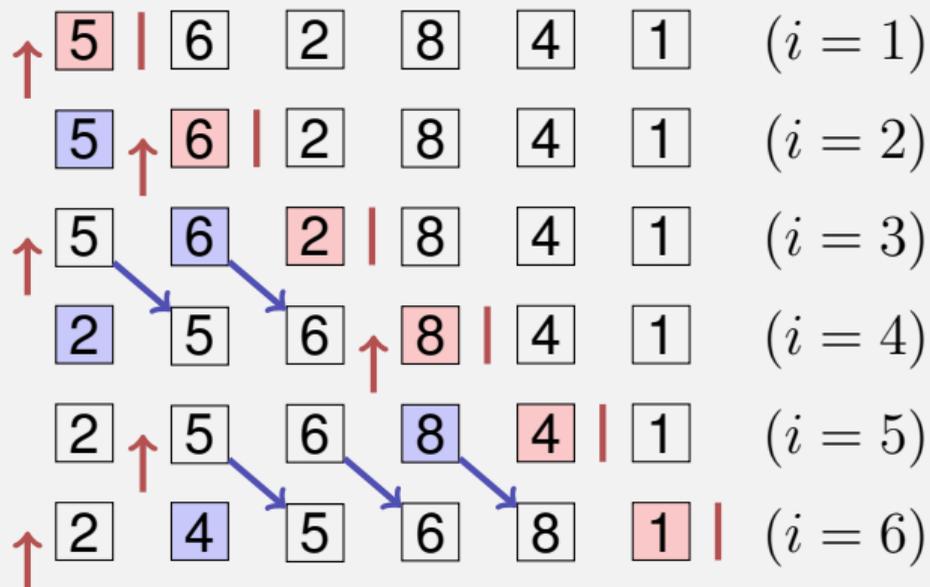
- Iteratives Vorgehen:
 $i = 1 \dots n$
- Einfügeposition für Element i bestimmen.
- Element i einfügen, ggfs. Verschiebung nötig.

Sortieren durch Einfügen



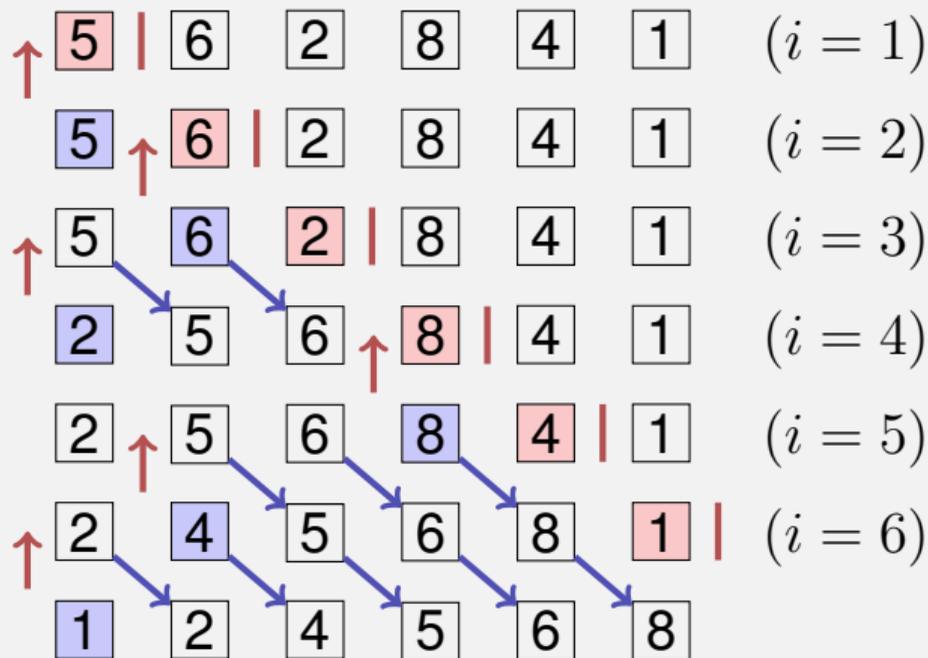
- Iteratives Vorgehen:
 $i = 1 \dots n$
- Einfügeposition für Element i bestimmen.
- Element i einfügen, ggfs. Verschiebung nötig.

Sortieren durch Einfügen



- Iteratives Vorgehen:
 $i = 1 \dots n$
- Einfügeposition für Element i bestimmen.
- Element i einfügen, ggfs. Verschiebung nötig.

Sortieren durch Einfügen



- Iteratives Vorgehen:
 $i = 1 \dots n$
- Einfügeposition für Element i bestimmen.
- Element i einfügen, ggfs. Verschiebung nötig.

Sortieren durch Einfügen

② Welchen Nachteil hat der Algorithmus im Vergleich zum Sortieren durch Auswahl?

Sortieren durch Einfügen

② Welchen Nachteil hat der Algorithmus im Vergleich zum Sortieren durch Auswahl?

⚠ Im schlechtesten Fall viele Elementverschiebungen.

② Welchen Vorteil hat der Algorithmus im Vergleich zum Sortieren durch Auswahl?

Sortieren durch Einfügen

❓ Welchen Nachteil hat der Algorithmus im Vergleich zum Sortieren durch Auswahl?

❗ Im schlechtesten Fall viele Elementverschiebungen.

❓ Welchen Vorteil hat der Algorithmus im Vergleich zum Sortieren durch Auswahl?

❗ Der Suchbereich (Einfügebereich) ist bereits sortiert.
Konsequenz: binäre Suche möglich.

Algorithmus: Sortieren durch Einfügen

Input: Array $A = (A[1], \dots, A[n])$, $n \geq 0$.

Output: Sortiertes Array A

for $i \leftarrow 2$ **to** n **do**

$x \leftarrow A[i]$

$p \leftarrow \text{BinarySearch}(A[1..i-1], x)$; // Kleinstes $p \in [1, i]$ mit $A[p] \geq x$

for $j \leftarrow i - 1$ **downto** p **do**

$A[j+1] \leftarrow A[j]$

$A[p] \leftarrow x$

Analyse

Anzahl Vergleiche im schlechtesten Fall:

Analyse

Anzahl Vergleiche im schlechtesten Fall:

$$\sum_{k=1}^{n-1} a \cdot \log k = a \log((n-1)!) \in \mathcal{O}(n \log n).$$

Anzahl Vertauschungen im schlechtesten Fall:

Analyse

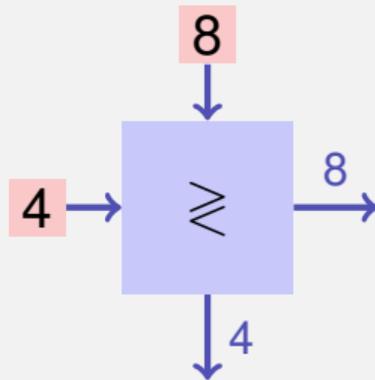
Anzahl Vergleiche im schlechtesten Fall:

$$\sum_{k=1}^{n-1} a \cdot \log k = a \log((n-1)!) \in \mathcal{O}(n \log n).$$

Anzahl Vertauschungen im schlechtesten Fall: $\sum_{k=2}^n (k-1) \in \Theta(n^2)$

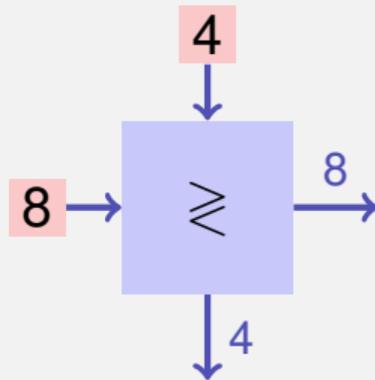
Anderer Blickwinkel

Sortierknoten:



Anderer Blickwinkel

Sortierknoten:



Anderer Blickwinkel

5

6



2



8



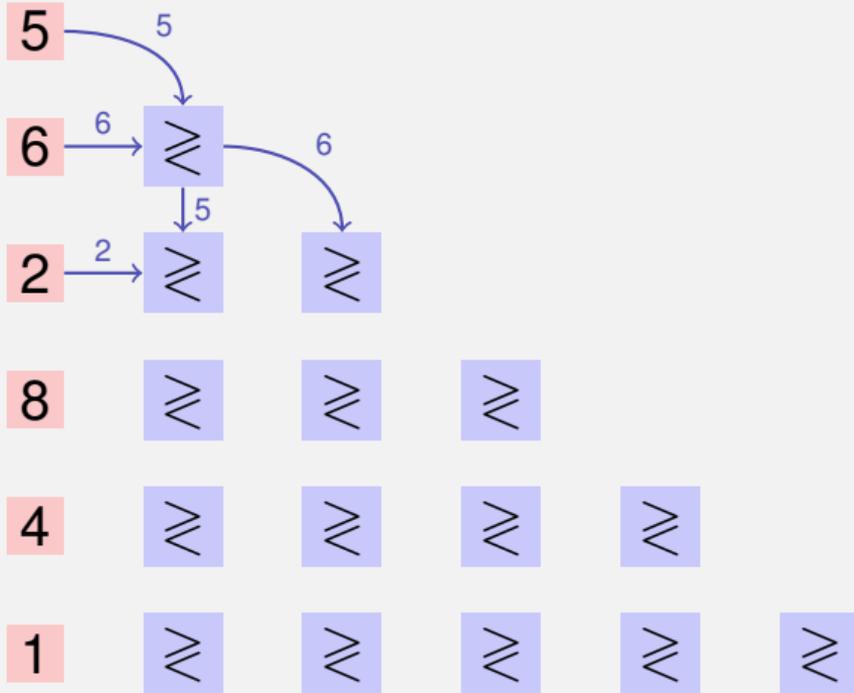
4



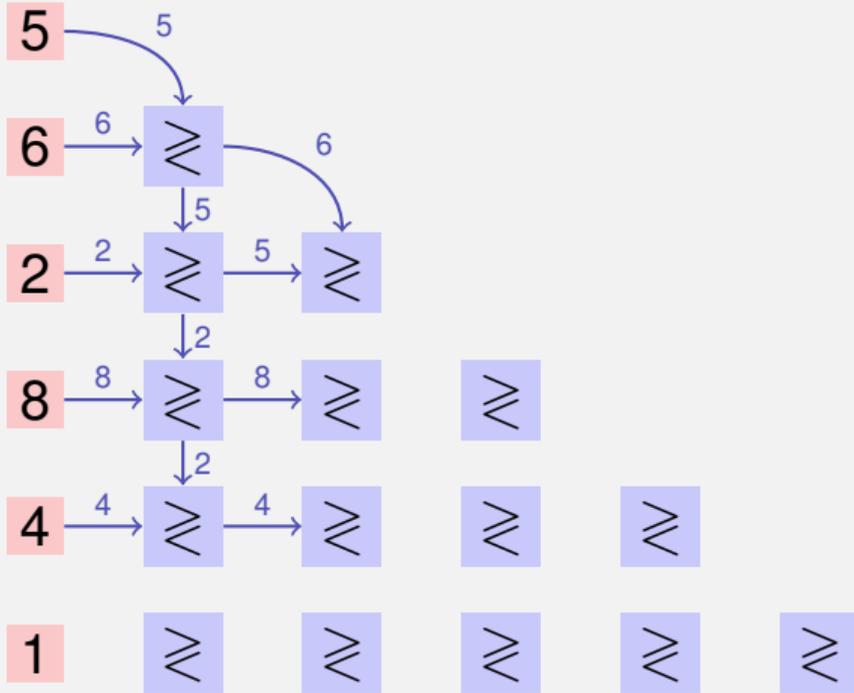
1



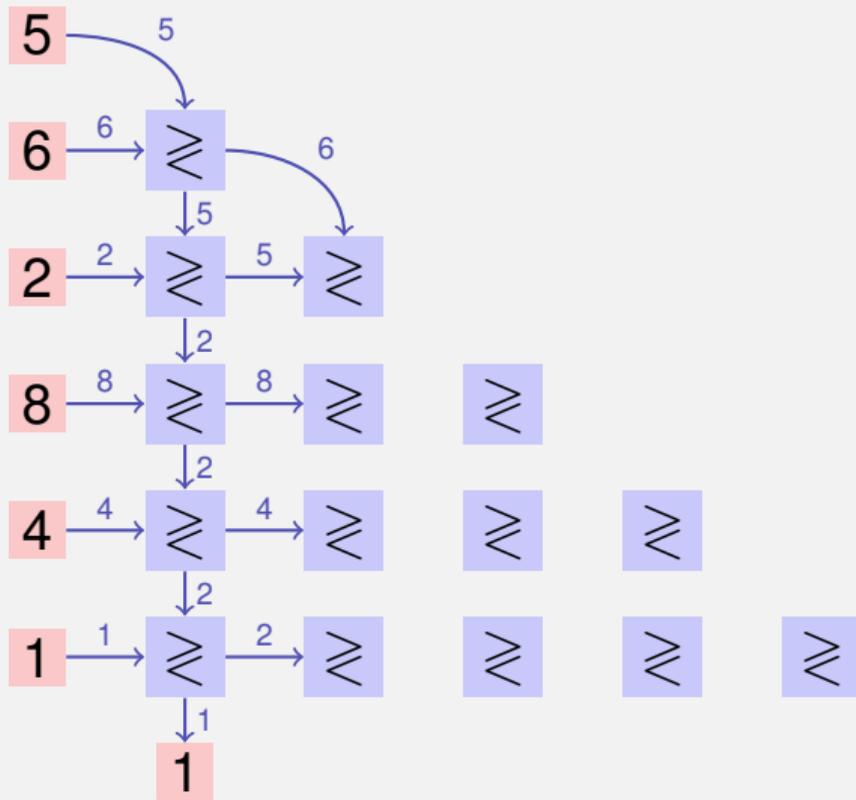
Anderer Blickwinkel



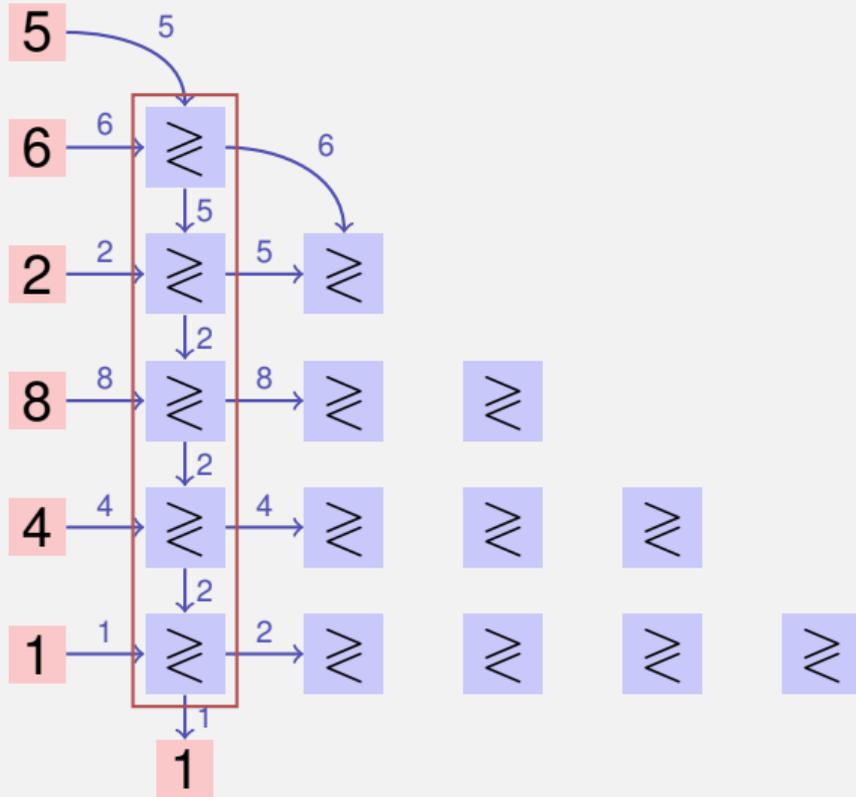
Anderer Blickwinkel



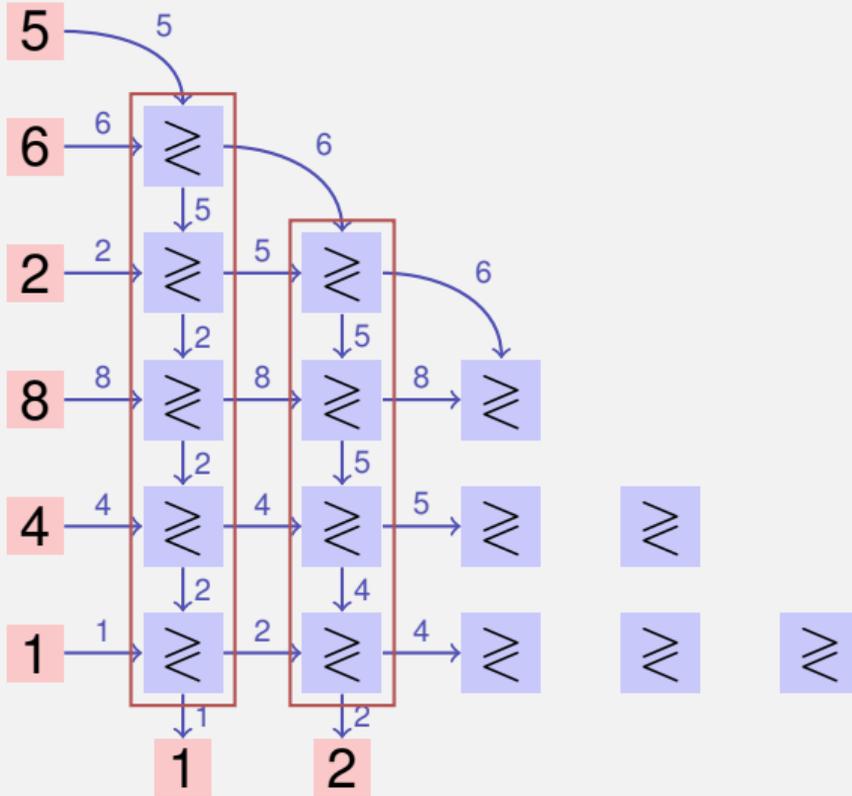
Anderer Blickwinkel



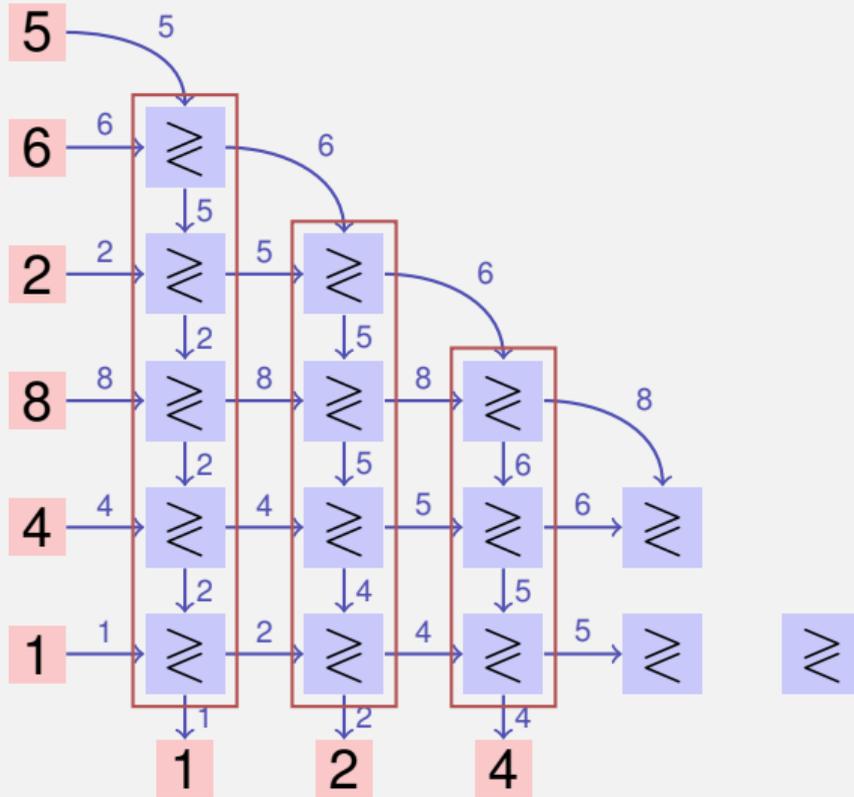
Anderer Blickwinkel



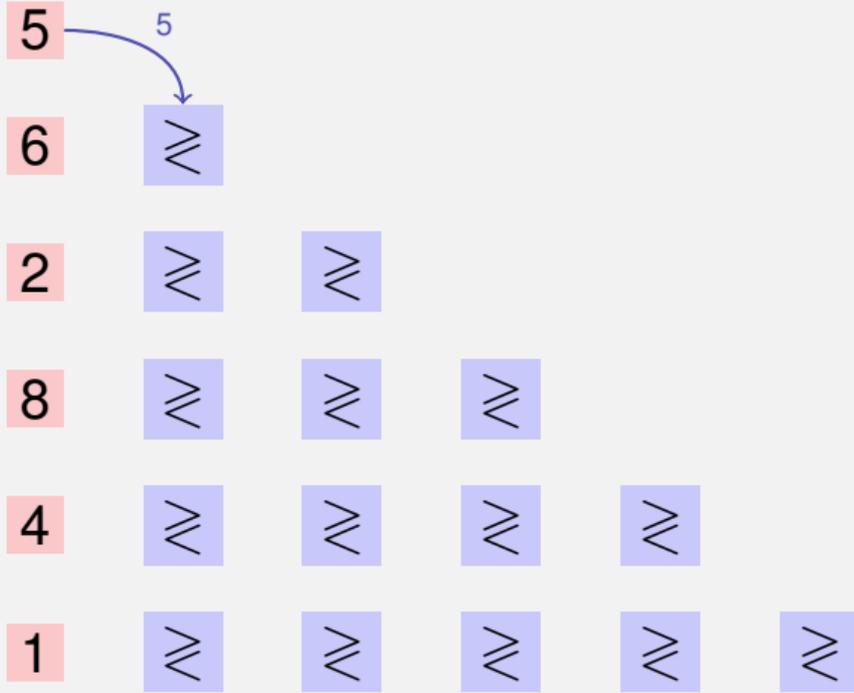
Anderer Blickwinkel



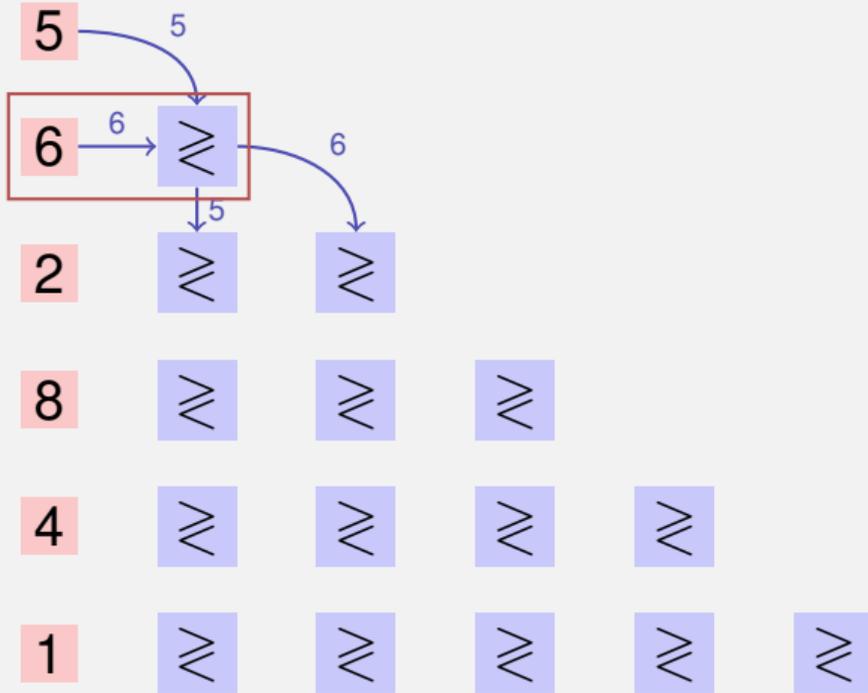
Anderer Blickwinkel



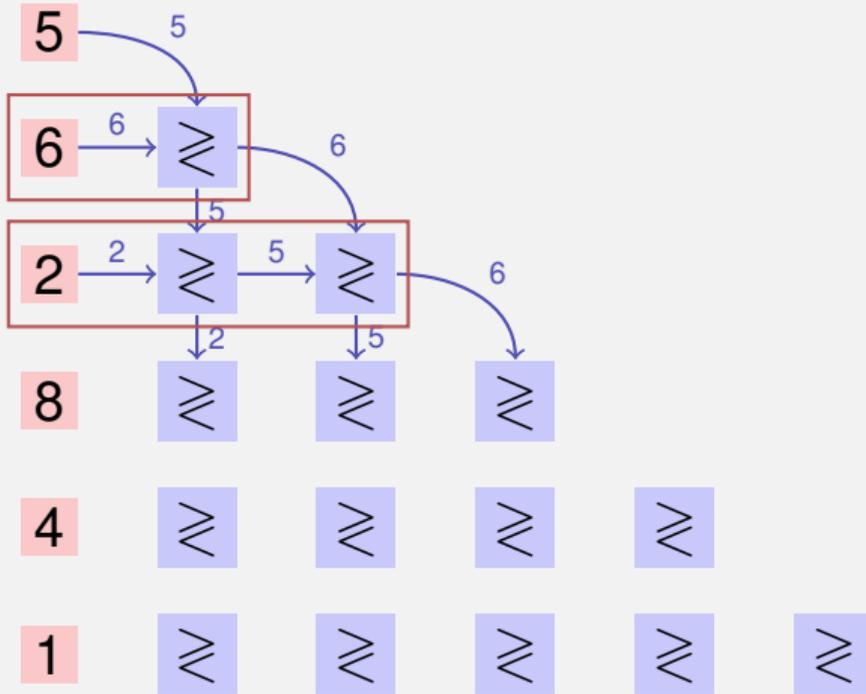
Anderer Blickwinkel



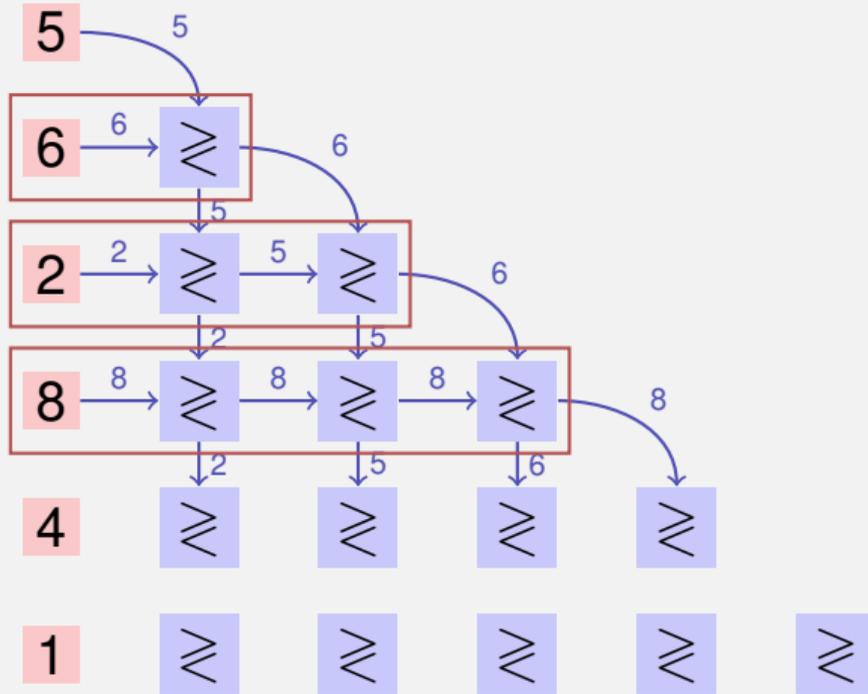
Anderer Blickwinkel



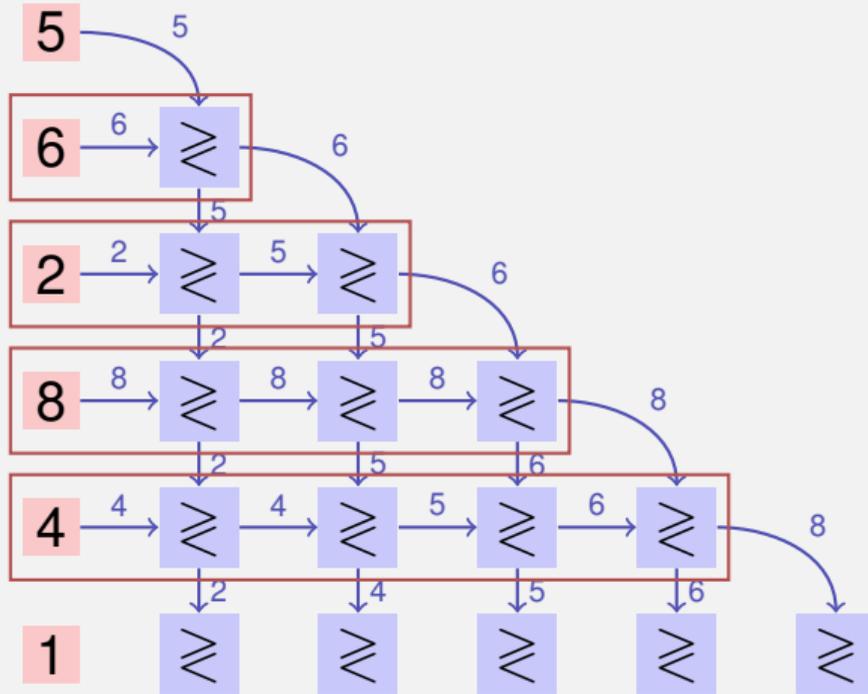
Anderer Blickwinkel



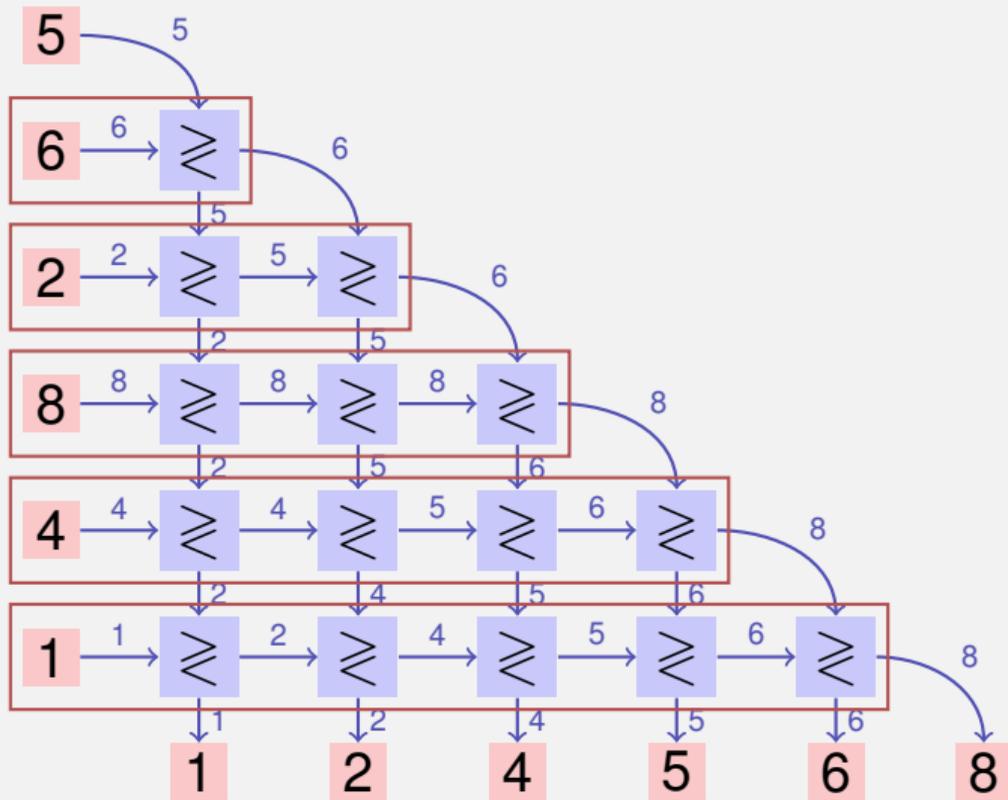
Anderer Blickwinkel



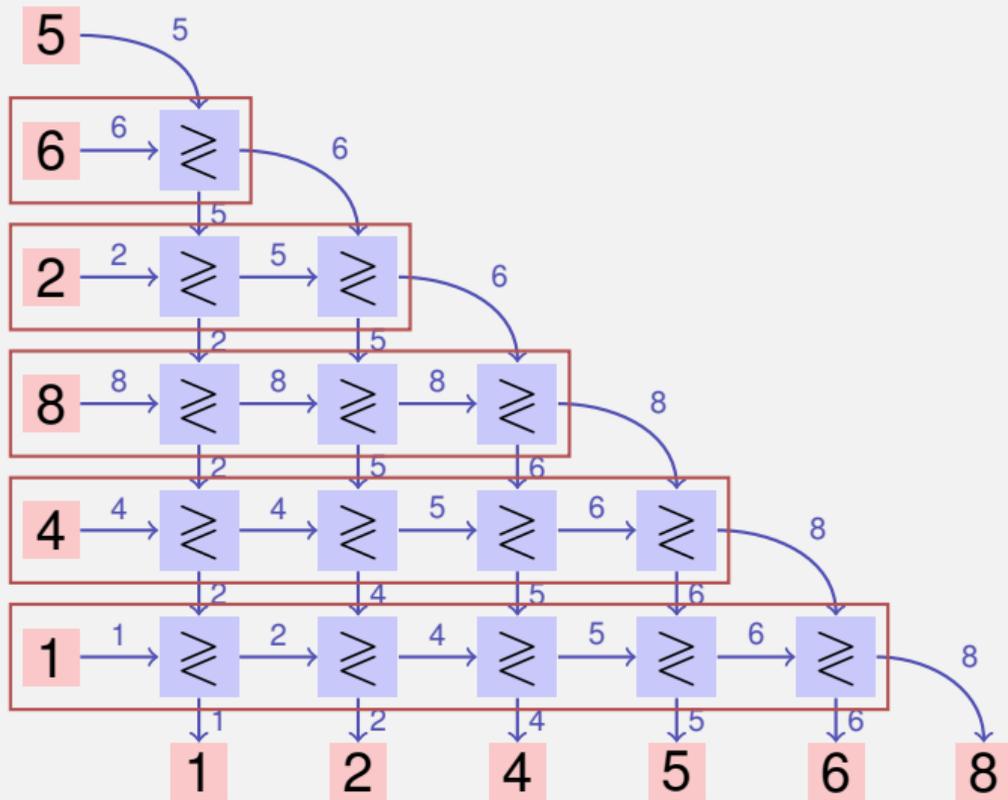
Anderer Blickwinkel



Anderer Blickwinkel



Anderer Blickwinkel



■ Wie Insertion Sort

Schlussfolgerung

Selection Sort, Bubble Sort und Insertion Sort sind in gewissem Sinne dieselben Sortieralgorithmen. Wird später präzisiert.⁷

⁷Im Teil über parallele Sortiernetzwerke. Für sequentiellen Code gelten natürlich weiterhin die zuvor gemachten Feststellungen.

Shellsort (Donald Shell 1959)

Insertion Sort auf Teilfolgen der Form $(A_{k \cdot i})$ ($i \in \mathbb{N}$) mit absteigenden Abständen k . Letzte Länge ist zwingend $k = 1$.

Worst-case Performance hängt kritisch von den gewählten Teilfolgen ab.

Beispiele:

- Ursprünglich mit Folge $1, 2, 4, 8, \dots, 2^k$ konzipiert. Laufzeit: $\mathcal{O}(n^2)$
- Folge $1, 3, 7, 15, \dots, 2^{k-1}$ (Hibbard 1963). $\mathcal{O}(n^{3/2})$
- Folge $1, 2, 3, 4, 6, 8, \dots, 2^p 3^q$ (Pratt 1971). $\mathcal{O}(n \log^2 n)$

Shellsort

9 8 7 6 5 4 3 2 1 0

Shellsort

9 8 7 6 5 4 3 2 1 0

1 8 7 6 5 4 3 2 9 0 insertion sort, $k = 4$

Shellsort

9 8 7 6 5 4 3 2 1 0

1 8 7 6 5 4 3 2 9 0 insertion sort, $k = 4$

1 0 7 6 5 4 3 2 9 8

Shellsort

9 8 7 6 5 4 3 2 1 0

1 8 7 6 5 4 3 2 9 0 insertion sort, $k = 4$

1 0 7 6 5 4 3 2 9 8

1 0 3 6 5 4 7 2 9 8

Shellsort

9 8 7 6 5 4 3 2 1 0

1 8 7 6 5 4 3 2 9 0 insertion sort, $k = 4$

1 0 7 6 5 4 3 2 9 8

1 0 3 6 5 4 7 2 9 8

1 0 3 2 5 4 7 6 9 8

Shellsort

9 8 7 6 5 4 3 2 1 0

1 8 7 6 5 4 3 2 9 0 insertion sort, $k = 4$

1 0 7 6 5 4 3 2 9 8

1 0 3 6 5 4 7 2 9 8

1 0 3 2 5 4 7 6 9 8

1 0 3 2 5 4 7 6 9 8 insertion sort, $k = 2$

Shellsort

9 8 7 6 5 4 3 2 1 0

1 8 7 6 5 4 3 2 9 0 insertion sort, $k = 4$

1 0 7 6 5 4 3 2 9 8

1 0 3 6 5 4 7 2 9 8

1 0 3 2 5 4 7 6 9 8

1 0 3 2 5 4 7 6 9 8 insertion sort, $k = 2$

1 0 3 2 5 4 7 6 9 8

Shellsort

9 8 7 6 5 4 3 2 1 0

1 8 7 6 5 4 3 2 9 0 insertion sort, $k = 4$

1 0 7 6 5 4 3 2 9 8

1 0 3 6 5 4 7 2 9 8

1 0 3 2 5 4 7 6 9 8

1 0 3 2 5 4 7 6 9 8 insertion sort, $k = 2$

1 0 3 2 5 4 7 6 9 8

0 1 2 3 4 5 6 7 8 9 insertion sort, $k = 1$

8. Sortieren II

Heapsort, Quicksort, Mergesort

8.1 Heapsort

[Ottman/Widmayer, Kap. 2.3, Cormen et al, Kap. 6]

Heapsort

Inspiration von Selectsort: Schnelles Einfügen

Inspiration von Insertionsort: Schnelles Finden der Position

② Können wir das Beste der beiden Welten haben?

Heapsort

Inspiration von Selectsort: Schnelles Einfügen

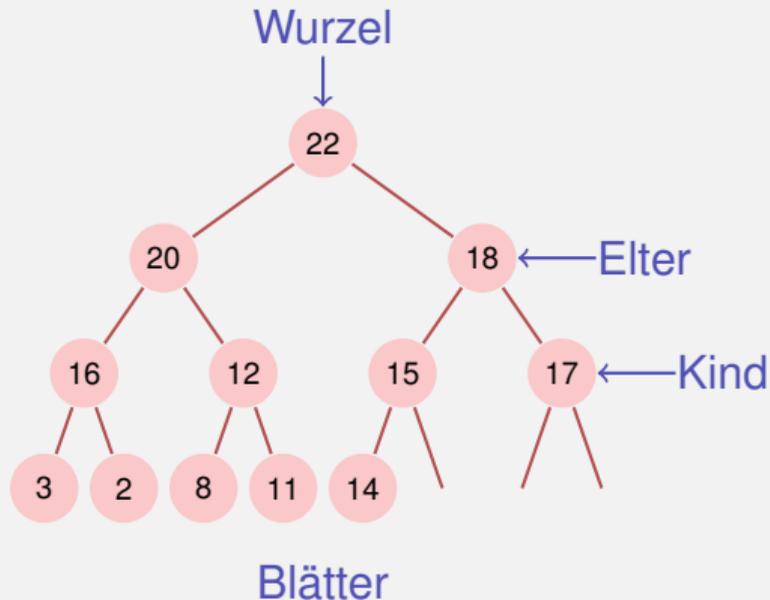
Inspiration von Insertionsort: Schnelles Finden der Position

② Können wir das beste der beiden Welten haben?

⚠ Ja, aber nicht ganz so einfach...

[Max-]Heap⁸

Binärer Baum mit folgenden Eigenschaften

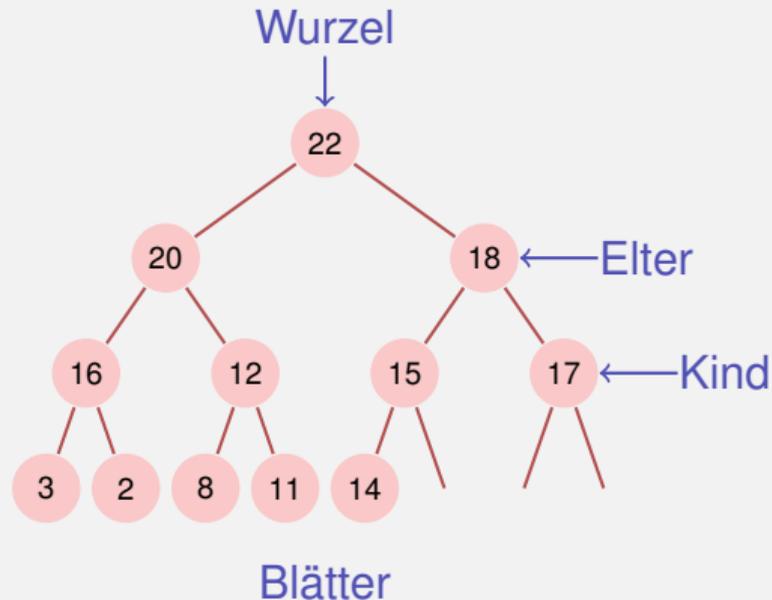


⁸Heap (Datenstruktur), nicht: wie in "Heap und Stack" (Speicherallokation)

[Max-]Heap⁸

Binärer Baum mit folgenden Eigenschaften

- 1 vollständig, bis auf die letzte Ebene

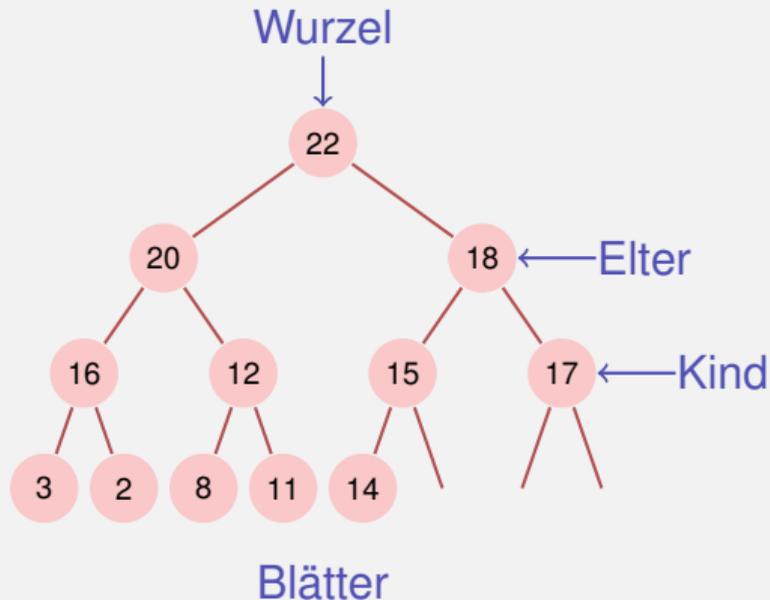


⁸Heap (Datenstruktur), nicht: wie in "Heap und Stack" (Speicherallokation)

[Max-]Heap⁸

Binärer Baum mit folgenden Eigenschaften

- 1 vollständig, bis auf die letzte Ebene
- 2 Lücken des Baumes in der letzten Ebene höchstens rechts.



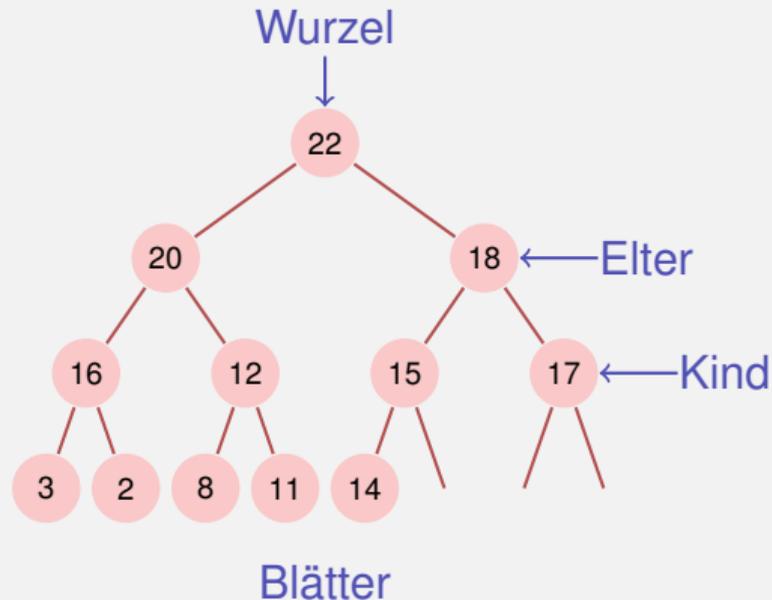
⁸Heap (Datenstruktur), nicht: wie in "Heap und Stack" (Speicherallokation)

[Max-]Heap⁸

Binärer Baum mit folgenden Eigenschaften

- 1 vollständig, bis auf die letzte Ebene
- 2 Lücken des Baumes in der letzten Ebene höchstens rechts.

- 3 **Heap-Bedingung:**
Max-(Min-)Heap: Schlüssel eines Kindes kleiner (größer) als der des Elternknotens

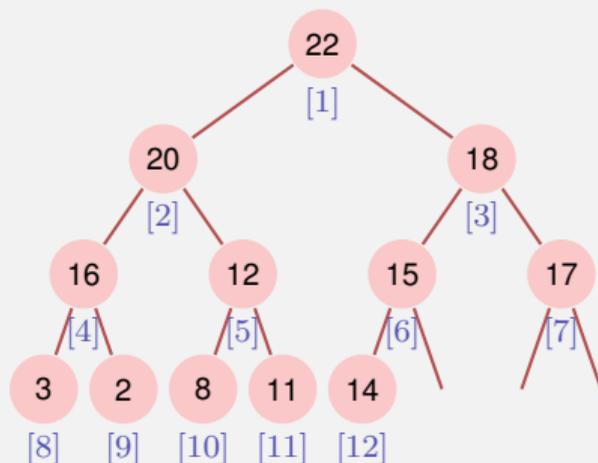
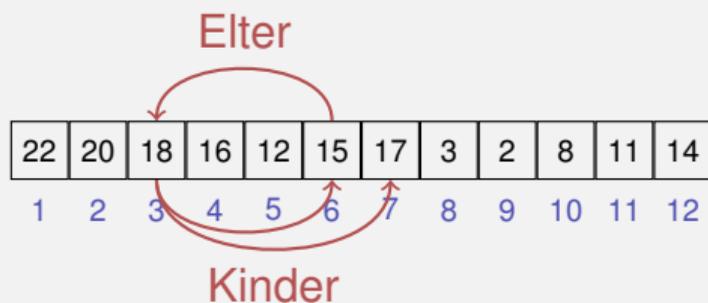


⁸Heap (Datenstruktur), nicht: wie in "Heap und Stack" (Speicherallokation)

Heap als Array

Baum \rightarrow Array:

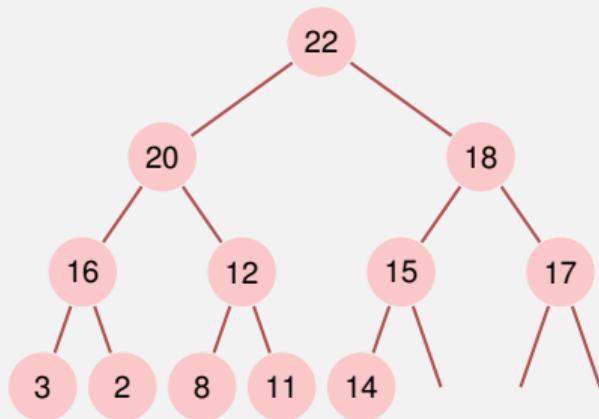
- $\text{Kinder}(i) = \{2i, 2i + 1\}$
- $\text{Elter}(i) = \lfloor i/2 \rfloor$



Abhängig von Startindex!⁹

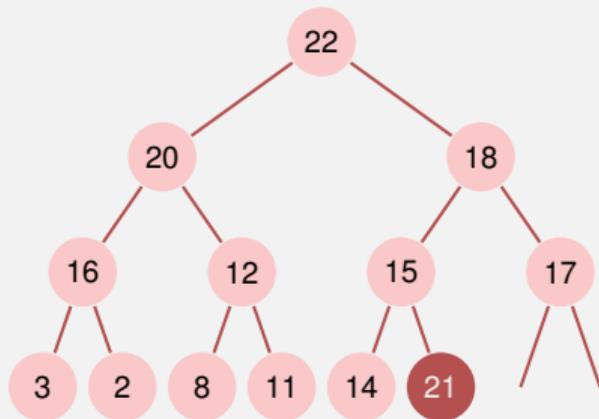
⁹Für Arrays, die bei 0 beginnen: $\{2i, 2i + 1\} \rightarrow \{2i + 1, 2i + 2\}$, $\lfloor i/2 \rfloor \rightarrow \lfloor (i - 1)/2 \rfloor$

Einfügen



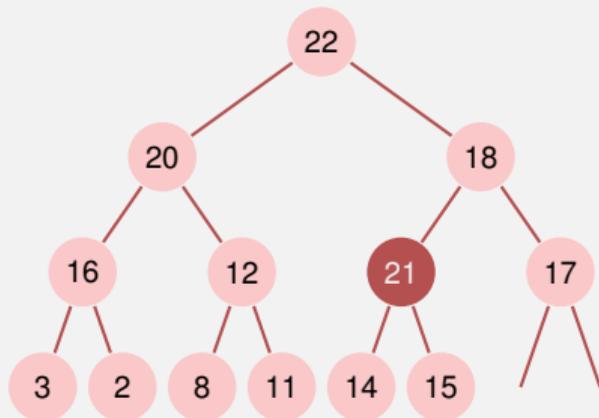
Einfügen

- Füge neues Element an erste freie Stelle ein. Verletzt Heap Eigenschaft potentiell.



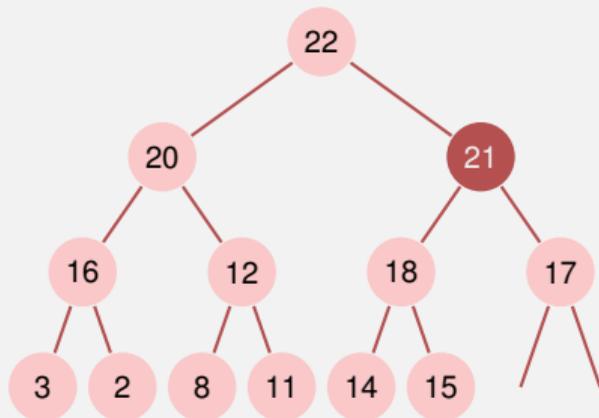
Einfügen

- Füge neues Element an erste freie Stelle ein. Verletzt Heap Eigenschaft potentiell.
- Stelle Heap Eigenschaft wieder her: Sukzessives Aufsteigen.



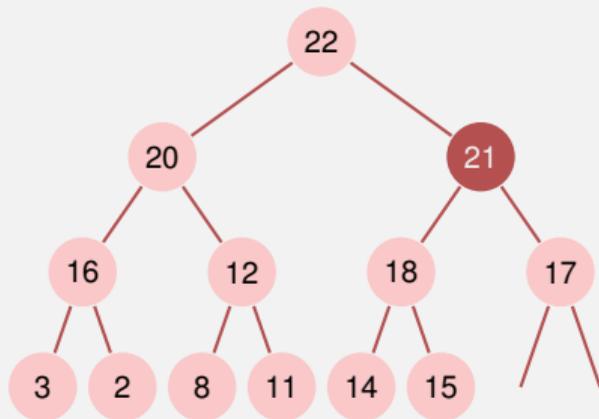
Einfügen

- Füge neues Element an erste freie Stelle ein. Verletzt Heap Eigenschaft potentiell.
- Stelle Heap Eigenschaft wieder her: Sukzessives Aufsteigen.



Einfügen

- Füge neues Element an erste freie Stelle ein. Verletzt Heap Eigenschaft potentiell.
- Stelle Heap Eigenschaft wieder her: Sukzessives Aufsteigen.
- Anzahl Operationen im schlechtesten Fall: $\mathcal{O}(\log n)$



Algorithmus Aufsteigen(A, m)

Input: Array A mit mindestens $m + 1$ Elementen und
Max-Heap-Struktur auf $A[0, \dots, m - 1]$

Output: Array A mit Max-Heap-Struktur auf $A[0, \dots, m]$.

$v \leftarrow A[m]$ // Wert

$c \leftarrow m$ // derzeitiger Knoten

$p \leftarrow \lfloor (c - 1) / 2 \rfloor$ // Elternknoten

while $c > 0$ and $v > A[p]$ **do**

$A[c] \leftarrow A[p]$ // Wert Elternknoten \rightarrow derzeitiger Knoten

$c \leftarrow p$ // Elternknoten \rightarrow derzeitiger Knoten

$p \leftarrow \lfloor (c - 1) / 2 \rfloor$

$A[c] \leftarrow v$ // Wert \rightarrow derzeitiger Knoten

Höhe eines Heaps

Vollständiger binärer Baum der Höhe¹⁰ h hat

$$1 + 2 + 4 + 8 + \dots + 2^{h-1} = \sum_{i=0}^{h-1} 2^i = 2^h - 1$$

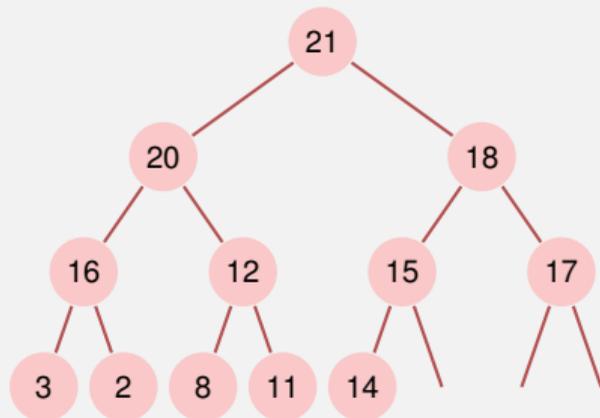
Knoten. Somit gilt für einen Heap der Höhe h :

$$\begin{aligned} 2^{h-1} - 1 < n \leq 2^h - 1 \\ \Leftrightarrow 2^{h-1} < n + 1 \leq 2^h \end{aligned}$$

Also insbesondere $h(n) = \lceil \log_2(n + 1) \rceil$ und $h(n) \in \Theta(\log n)$.

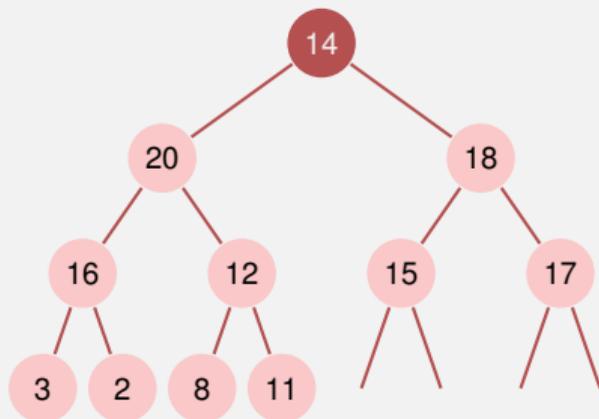
¹⁰Hier: Anzahl Kanten von der Wurzel zu einem Blatt

Maximum entfernen



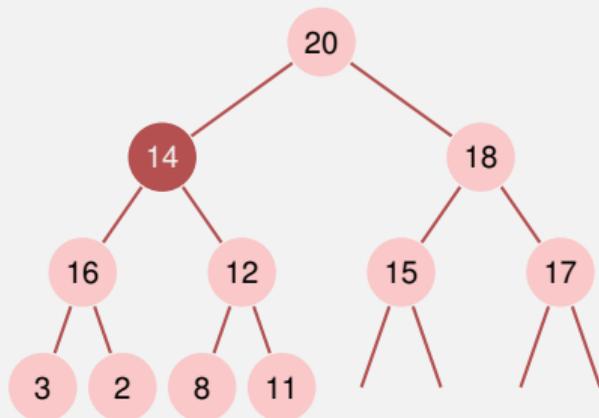
Maximum entfernen

- Ersetze das Maximum durch das unterste rechte Element.



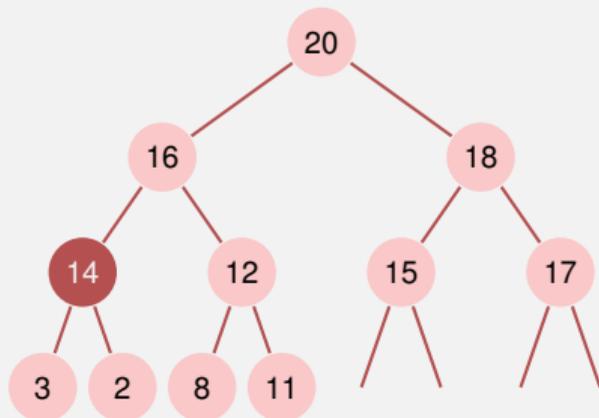
Maximum entfernen

- Ersetze das Maximum durch das unterste rechte Element.
- Stelle Heap Eigenschaft wieder her: Sukzessives Absinken (in Richtung des grösseren Kindes).



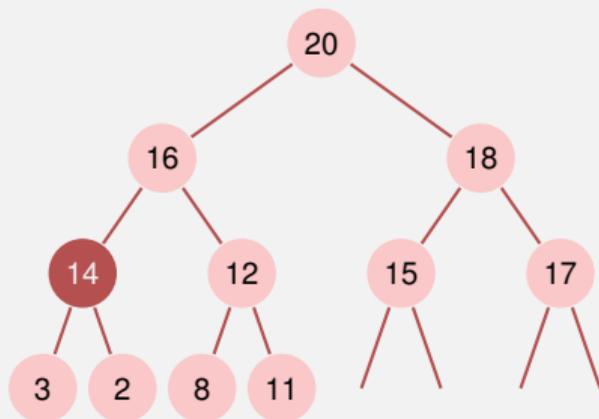
Maximum entfernen

- Ersetze das Maximum durch das unterste rechte Element.
- Stelle Heap Eigenschaft wieder her: Sukzessives Absinken (in Richtung des grösseren Kindes).



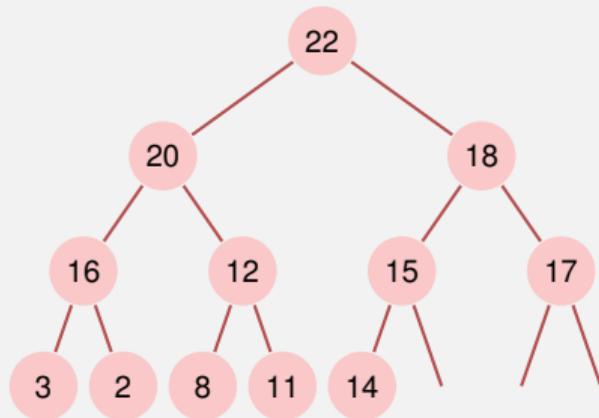
Maximum entfernen

- Ersetze das Maximum durch das unterste rechte Element.
- Stelle Heap Eigenschaft wieder her: Sukzessives Absinken (in Richtung des grösseren Kindes).
- Anzahl Operationen im schlechtesten Fall: $\mathcal{O}(\log n)$



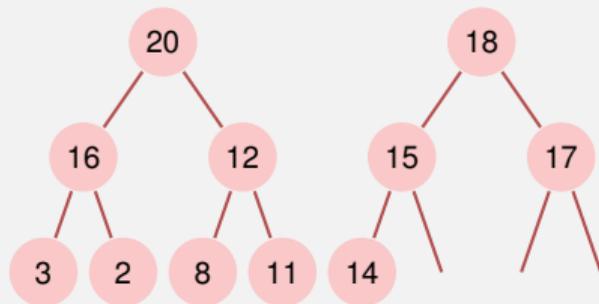
Warum das korrekt ist: Rekursive Heap-Struktur

Ein Heap besteht aus zwei Teilheaps:



Warum das korrekt ist: Rekursive Heap-Struktur

Ein Heap besteht aus zwei Teilheaps:



Algorithmus Versickern(A, i, m)

Input: Array A mit Heapstruktur für die Kinder von i . Letztes Element m .

Output: Array A mit Heapstruktur für i mit letztem Element m .

while $2i \leq m$ **do**

$j \leftarrow 2i$; // j linkes Kind

if $j < m$ and $A[j] < A[j + 1]$ **then**

$j \leftarrow j + 1$; // j rechtes Kind mit grösserem Schlüssel

if $A[i] < A[j]$ **then**

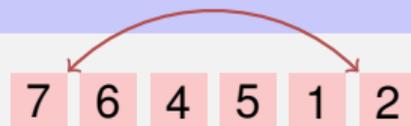
 swap($A[i], A[j]$)

$i \leftarrow j$; // weiter versickern

else

$i \leftarrow m$; // versickern beendet

Heap Sortieren



$A[1, \dots, n]$ ist Heap.

Solange $n > 1$

- $\text{swap}(A[1], A[n])$
- $\text{Versickere}(A, 1, n - 1);$
- $n \leftarrow n - 1$

Heap Sortieren

Tauschen \Rightarrow

7	6	4	5	1	2
2	6	4	5	1	7

$A[1, \dots, n]$ ist Heap.

Solange $n > 1$

- $\text{swap}(A[1], A[n])$
- $\text{Versickere}(A, 1, n - 1);$
- $n \leftarrow n - 1$

Heap Sortieren

$A[1, \dots, n]$ ist Heap.

Solange $n > 1$

- $\text{swap}(A[1], A[n])$
- $\text{Versickere}(A, 1, n - 1);$
- $n \leftarrow n - 1$

Tauschen \Rightarrow

Versickern \Rightarrow

7	6	4	5	1	2
---	---	---	---	---	---

2	6	4	5	1	7
---	---	---	---	---	---

6	5	4	2	1	7
---	---	---	---	---	---

Heap Sortieren

$A[1, \dots, n]$ ist Heap.

Solange $n > 1$

- $\text{swap}(A[1], A[n])$
- $\text{Versickere}(A, 1, n - 1);$
- $n \leftarrow n - 1$

Tauschen \Rightarrow

Versickern \Rightarrow

Tauschen \Rightarrow

7	6	4	5	1	2
2	6	4	5	1	7
6	5	4	2	1	7
1	5	4	2	6	7

Heap Sortieren

$A[1, \dots, n]$ ist Heap.

Solange $n > 1$

- $\text{swap}(A[1], A[n])$
- $\text{Versickere}(A, 1, n - 1);$
- $n \leftarrow n - 1$

		7	6	4	5	1	2
Tauschen	\Rightarrow	2	6	4	5	1	7
Versickern	\Rightarrow	6	5	4	2	1	7
Tauschen	\Rightarrow	1	5	4	2	6	7
Versickern	\Rightarrow	5	4	2	1	6	7
Tauschen	\Rightarrow	1	4	2	5	6	7
Versickern	\Rightarrow	4	1	2	5	6	7
Tauschen	\Rightarrow	2	1	4	5	6	7
Versickern	\Rightarrow	2	1	4	5	6	7
Tauschen	\Rightarrow	1	2	4	5	6	7

Heap erstellen

Beobachtung: Jedes Blatt eines Heaps ist für sich schon ein korrekter Heap.

Folgerung:

Heap erstellen

Beobachtung: Jedes Blatt eines Heaps ist für sich schon ein korrekter Heap.

Folgerung: Induktion von unten!

Algorithmus HeapSort(A, n)

Input: Array A der Länge n .

Output: A sortiert.

// Heap Bauen.

for $i \leftarrow n/2$ **downto** 1 **do**

└ Versickere(A, i, n);

// Nun ist A ein Heap.

for $i \leftarrow n$ **downto** 2 **do**

└ swap($A[1], A[i]$)

└ Versickere($A, 1, i - 1$)

// Nun ist A sortiert.

Analyse: Sortieren eines Heaps

Versickere durchläuft maximal $\log n$ Knoten. An jedem Knoten 2 Schlüsselvergleiche. \Rightarrow Heap Sortieren kostet im schlechtesten Fall $2n \log n$ Vergleiche.

Anzahl der Bewegungen vom Heap Sortieren auch $\mathcal{O}(n \log n)$.

Analyse: Heap bauen

Aufrufe an Versickern: $n/2$. Also Anzahl Vergleiche und Bewegungen $v(n) \in \mathcal{O}(n \log n)$.

$$^{11} f(x) = \frac{1}{1-x} = 1 + x + x^2 \dots \Rightarrow f'(x) = \frac{1}{(1-x)^2} = 1 + 2x + \dots$$

Analyse: Heap bauen

Aufrufe an Versickern: $n/2$. Also Anzahl Vergleiche und Bewegungen $v(n) \in \mathcal{O}(n \log n)$.

Versickerpfade sind aber im Mittel viel kürzer:

$$\begin{aligned} v(n) &= \sum_{l=0}^{\lfloor \log n \rfloor} \underbrace{2^l}_{\text{Anzahl Heaps auf Level } l} \cdot \underbrace{(\lfloor \log n \rfloor - l)}_{\text{Höhe Heaps auf Level } l} = \sum_{k=0}^{\lfloor \log n \rfloor} 2^{\lfloor \log n \rfloor - k} \cdot k \\ &\leq \sum_{k=0}^{\lfloor \log n \rfloor} \frac{n}{2^k} \cdot k = n \cdot \sum_{k=0}^{\lfloor \log n \rfloor} \frac{k}{2^k} \in \mathcal{O}(n) \end{aligned}$$

mit $s(x) := \sum_{k=0}^{\infty} kx^k = \frac{x}{(1-x)^2}$ ($0 < x < 1$)¹¹ und $s(\frac{1}{2}) = 2$

¹¹ $f(x) = \frac{1}{1-x} = 1 + x + x^2 \dots \Rightarrow f'(x) = \frac{1}{(1-x)^2} = 1 + 2x + \dots$

Zwischenstand

Heapsort: $\mathcal{O}(n \log n)$ Vergleiche und Bewegungen.

❓ Nachteile von Heapsort?

Zwischenstand

Heapsort: $\mathcal{O}(n \log n)$ Vergleiche und Bewegungen.

❓ Nachteile von Heapsort?

- ❗ Wenig Lokalität: per Definition springt Heapsort im sortierten Array umher (Negativer Cache Effekt).

Zwischenstand

Heapsort: $\mathcal{O}(n \log n)$ Vergleiche und Bewegungen.

❓ Nachteile von Heapsort?

- ❗ Wenig Lokalität: per Definition springt Heapsort im sortierten Array umher (Negativer Cache Effekt).
- ❗ Zwei Vergleiche vor jeder benötigten Bewegung.

8.2 Mergesort

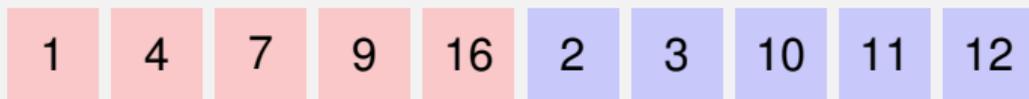
[Ottman/Widmayer, Kap. 2.4, Cormen et al, Kap. 2.3],

Mergesort (Sortieren durch Verschmelzen)

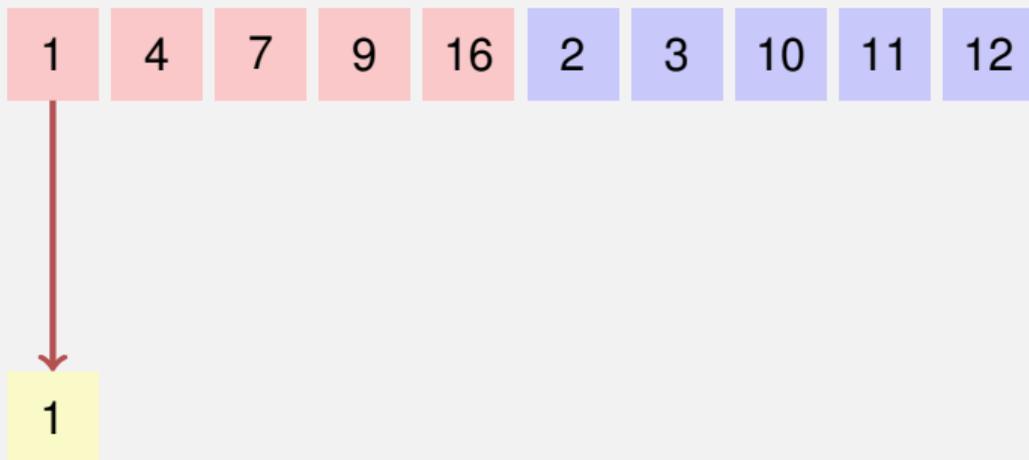
Divide and Conquer!

- Annahme: Zwei Hälften eines Arrays A bereits sortiert.
- Folgerung: Minimum von A kann mit 2 Vergleichen ermittelt werden.
- Iterativ: Füge die beiden vorsortierten Hälften von A zusammen in $\mathcal{O}(n)$.

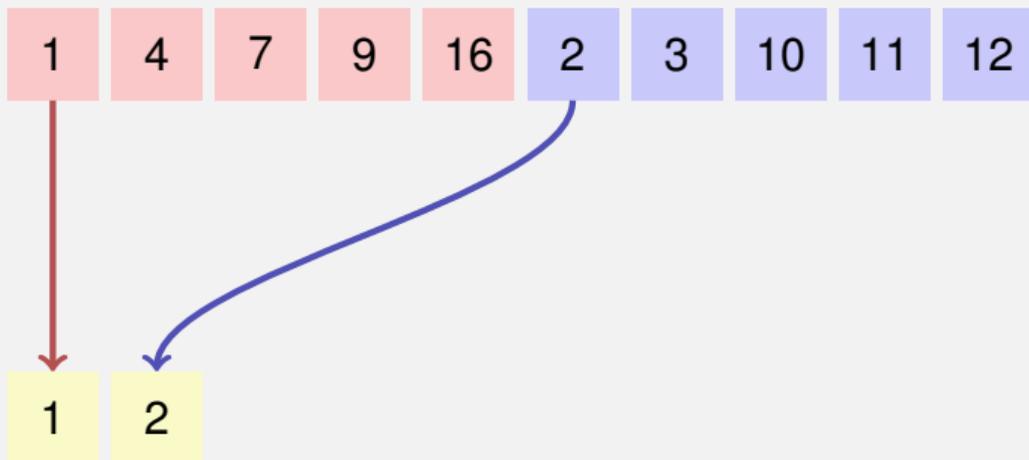
Merge



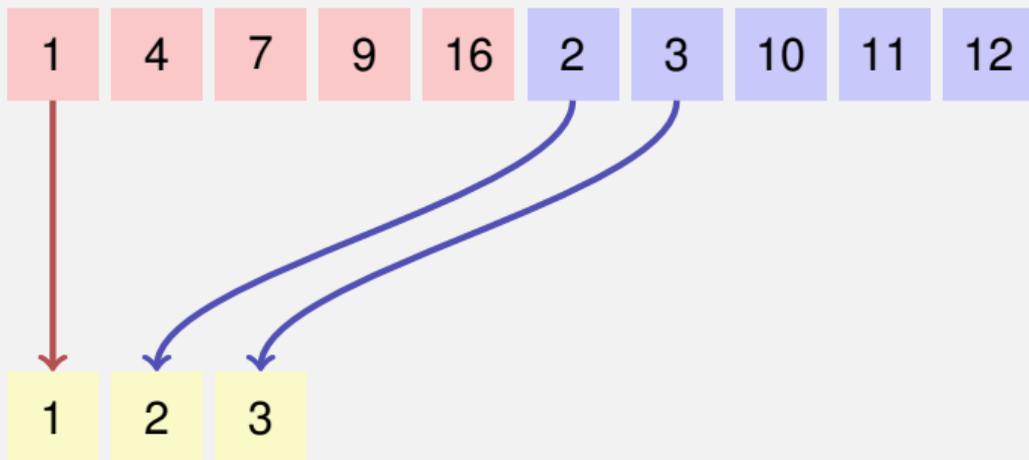
Merge



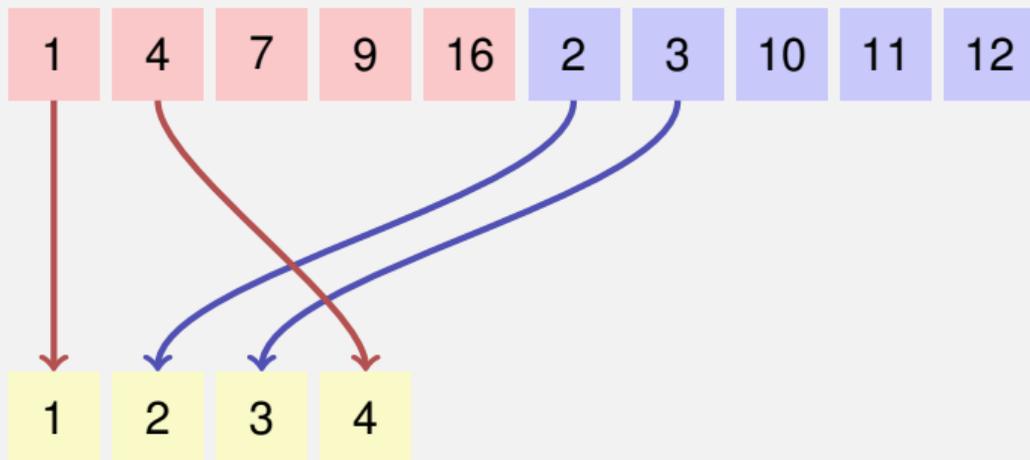
Merge



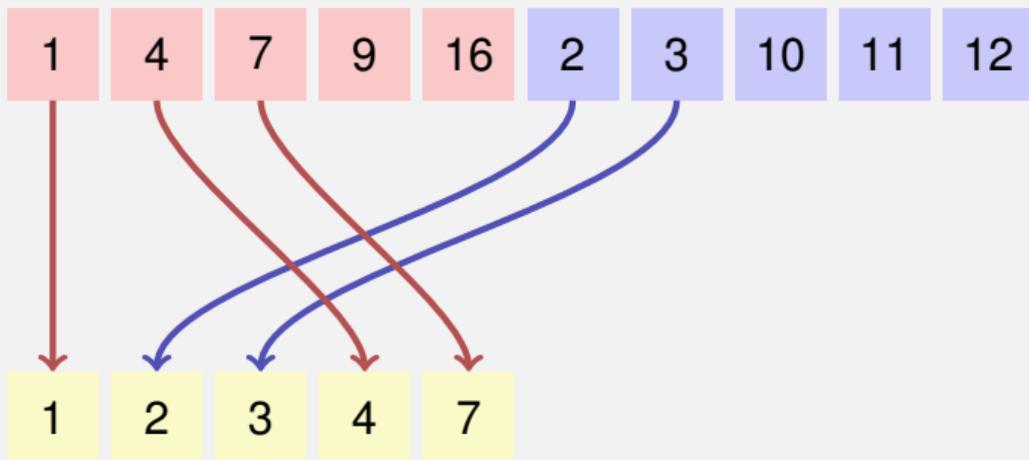
Merge



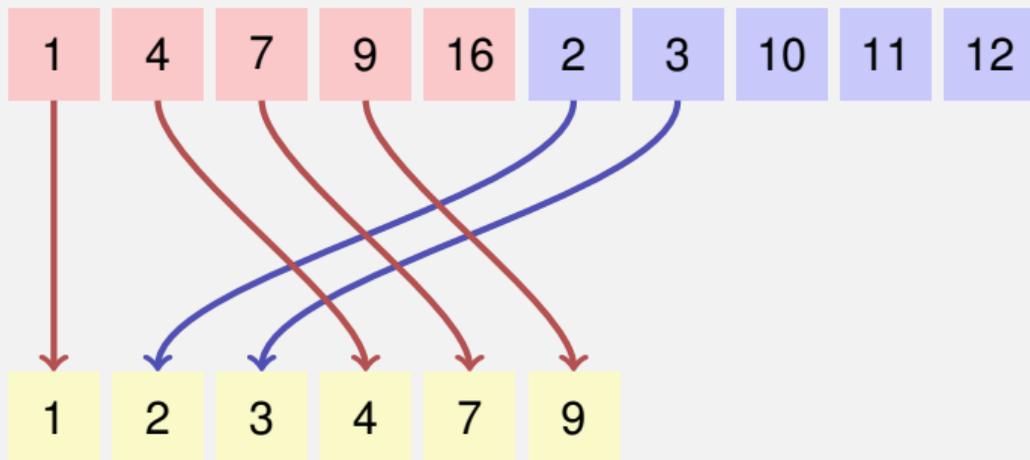
Merge



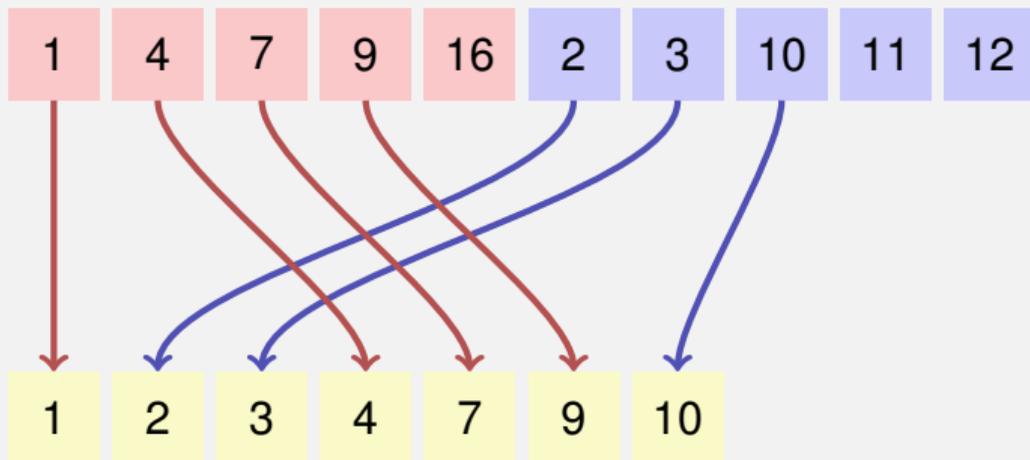
Merge



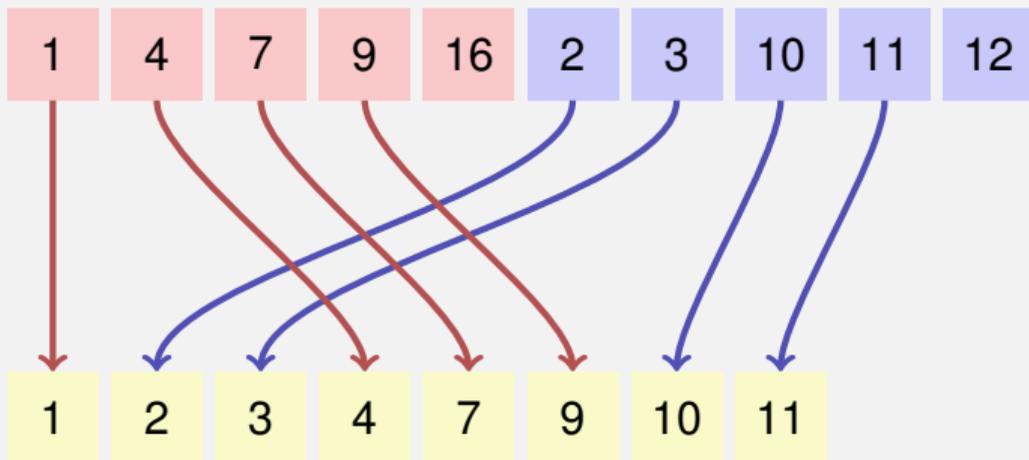
Merge



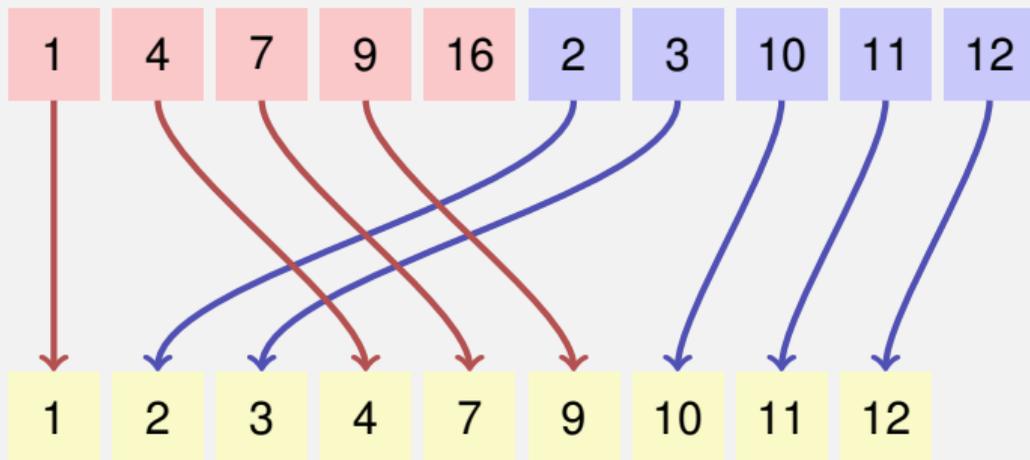
Merge



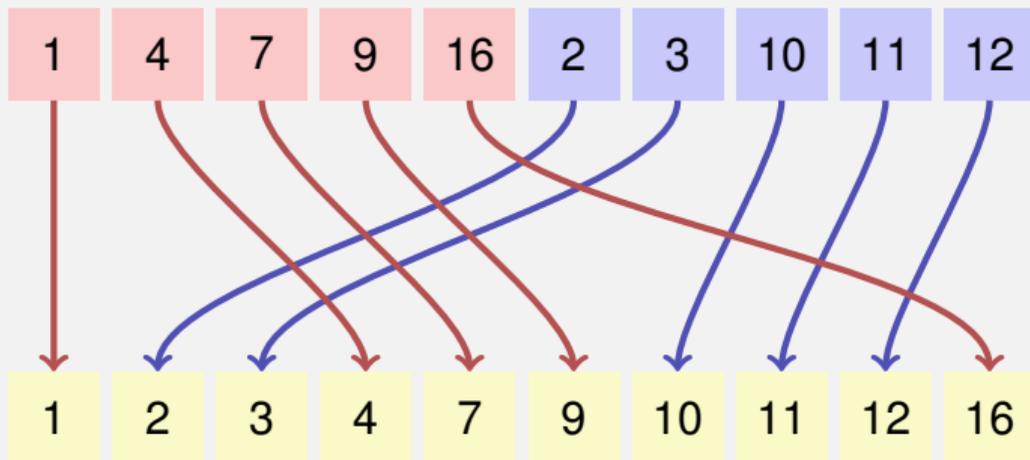
Merge



Merge



Merge



Algorithmus Merge(A, l, m, r)

Input: Array A der Länge n , Indizes $1 \leq l \leq m \leq r \leq n$.

$A[l, \dots, m]$, $A[m + 1, \dots, r]$ sortiert

Output: $A[l, \dots, r]$ sortiert

1 $B \leftarrow$ new Array($r - l + 1$)

2 $i \leftarrow l$; $j \leftarrow m + 1$; $k \leftarrow 1$

3 **while** $i \leq m$ and $j \leq r$ **do**

4 **if** $A[i] \leq A[j]$ **then** $B[k] \leftarrow A[i]$; $i \leftarrow i + 1$

5 **else** $B[k] \leftarrow A[j]$; $j \leftarrow j + 1$

6 $k \leftarrow k + 1$;

7 **while** $i \leq m$ **do** $B[k] \leftarrow A[i]$; $i \leftarrow i + 1$; $k \leftarrow k + 1$

8 **while** $j \leq r$ **do** $B[k] \leftarrow A[j]$; $j \leftarrow j + 1$; $k \leftarrow k + 1$

9 **for** $k \leftarrow l$ **to** r **do** $A[k] \leftarrow B[k - l + 1]$

Korrektheit

Hypothese: Nach k Durchläufen der Schleife von Zeile 3 ist $B[1, \dots, k]$ sortiert und $B[k] \leq A[i]$, falls $i \leq m$ und $B[k] \leq A[j]$ falls $j \leq r$.

Beweis per Induktion:

Induktionsanfang: Das leere Array $B[1, \dots, 0]$ ist trivialerweise sortiert.

Induktionsschluss ($k \rightarrow k + 1$):

- oBdA $A[i] \leq A[j]$, $i \leq m$, $j \leq r$.
- $B[1, \dots, k]$ ist nach Hypothese sortiert und $B[k] \leq A[i]$.
- Nach $B[k + 1] \leftarrow A[i]$ ist $B[1, \dots, k + 1]$ sortiert.
- $B[k + 1] = A[i] \leq A[i + 1]$ (falls $i + 1 \leq m$) und $B[k + 1] \leq A[j]$ falls $j \leq r$.
- $k \leftarrow k + 1$, $i \leftarrow i + 1$: Aussage gilt erneut.

Analyse (Merge)

Lemma

Wenn: Array A der Länge n , Indizes $1 \leq l < r \leq n$. $m = \lfloor (l + r)/2 \rfloor$ und $A[l, \dots, m]$, $A[m + 1, \dots, r]$ sortiert.

Dann: im Aufruf $\text{Merge}(A, l, m, r)$ werden $\Theta(r - l)$ viele Schlüsselbewegungen und Vergleiche durchgeführt.

Beweis: (Inspektion des Algorithmus und Zählen der Operationen).

Mergesort

5 2 6 1 8 4 3 9

Mergesort

5 2 6 1 8 4 3 9

Split

Mergesort

5 2 6 1 8 4 3 9

5 2 6 1 8 4 3 9

Split

Mergesort

5 2 6 1 8 4 3 9

5 2 6 1 8 4 3 9

Split

Split

Mergesort

5 2 6 1 8 4 3 9

5 2 6 1 8 4 3 9

5 2 6 1 8 4 3 9

Split

Split

Mergesort

5 2 6 1 8 4 3 9

5 2 6 1 8 4 3 9

5 2 6 1 8 4 3 9

Split

Split

Split

Mergesort

5 2 6 1 8 4 3 9

5 2 6 1 8 4 3 9

5 2 6 1 8 4 3 9

5 2 6 1 8 4 3 9

Split

Split

Split

Mergesort

5 2 6 1 8 4 3 9

5 2 6 1 8 4 3 9

5 2 6 1 8 4 3 9

5 2 6 1 8 4 3 9

Split

Split

Split

Merge

Mergesort

5 2 6 1 8 4 3 9

5 2 6 1 8 4 3 9

5 2 6 1 8 4 3 9

5 2 6 1 8 4 3 9

2 5 1 6 4 8 3 9

Split

Split

Split

Merge

Mergesort

5 2 6 1 8 4 3 9



Split



Split



Split



Merge

Merge

Mergesort

5 2 6 1 8 4 3 9

5 2 6 1 8 4 3 9

5 2 6 1 8 4 3 9

5 2 6 1 8 4 3 9

2 5 1 6 4 8 3 9

1 2 5 6 3 4 8 9

Split

Split

Split

Merge

Merge

Mergesort

5 2 6 1 8 4 3 9

5 2 6 1 8 4 3 9

5 2 6 1 8 4 3 9

5 2 6 1 8 4 3 9

2 5 1 6 4 8 3 9

1 2 5 6 3 4 8 9

Split

Split

Split

Merge

Merge

Merge

Mergesort

5 2 6 1 8 4 3 9

5 2 6 1 8 4 3 9

5 2 6 1 8 4 3 9

5 2 6 1 8 4 3 9

2 5 1 6 4 8 3 9

1 2 5 6 3 4 8 9

1 2 3 4 5 6 8 9

Split

Split

Split

Merge

Merge

Merge

Algorithmus (Rekursives 2-Wege) Mergesort(A, l, r)

Input: Array A der Länge n . $1 \leq l \leq r \leq n$

Output: Array $A[l, \dots, r]$ sortiert.

if $l < r$ **then**

```
 $m \leftarrow \lfloor (l + r) / 2 \rfloor$  // Mittlere Position  
Mergesort( $A, l, m$ ) // Sortiere vordere Hälfte  
Mergesort( $A, m + 1, r$ ) // Sortiere hintere Hälfte  
Merge( $A, l, m, r$ ) // Verschmelzen der Teilfolgen
```

Analyse

Rekursionsgleichung für die Anzahl Vergleiche und Schlüsselbewegungen:

$$T(n) = T\left(\left\lceil \frac{n}{2} \right\rceil\right) + T\left(\left\lfloor \frac{n}{2} \right\rfloor\right) + \Theta(n)$$

Analyse

Rekursionsgleichung für die Anzahl Vergleiche und Schlüsselbewegungen:

$$T(n) = T\left(\left\lceil \frac{n}{2} \right\rceil\right) + T\left(\left\lfloor \frac{n}{2} \right\rfloor\right) + \Theta(n) \in \Theta(n \log n)$$

Algorithmus StraightMergesort(A)

Rekursion vermeiden: Verschmelze Folgen der Länge 1, 2, 4... direkt

Input: Array A der Länge n

Output: Array A sortiert

$length \leftarrow 1$

while $length < n$ **do** // Iteriere über die Längen n

$r \leftarrow 0$

while $r + length < n$ **do** // Iteriere über die Teilfolgen

$l \leftarrow r + 1$

$m \leftarrow l + length - 1$

$r \leftarrow \min(m + length, n)$

Merge(A, l, m, r)

$length \leftarrow length \cdot 2$

Analyse

Wie rekursives Mergesort führt reines 2-Wege-Mergesort immer $\Theta(n \log n)$ viele Schlüsselvergleiche und -bewegungen aus.

Natürliches 2-Wege Mergesort

Beobachtung: Obige Varianten nutzen nicht aus, wenn vorsortiert ist und führen immer $\Theta(n \log n)$ viele Bewegungen aus.

❓ Wie kann man teilweise vorsortierte Folgen besser sortieren?

Natürliches 2-Wege Mergesort

Beobachtung: Obige Varianten nutzen nicht aus, wenn vorsortiert ist und führen immer $\Theta(n \log n)$ viele Bewegungen aus.

❓ Wie kann man teilweise vorsortierte Folgen besser sortieren?

❗ Rekursives Verschmelzen von bereits vorsortierten Teilen (*Runs*) von A .

Natürliches 2-Wege Mergesort

5

6

2

4

8

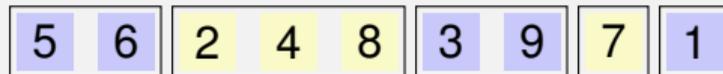
3

9

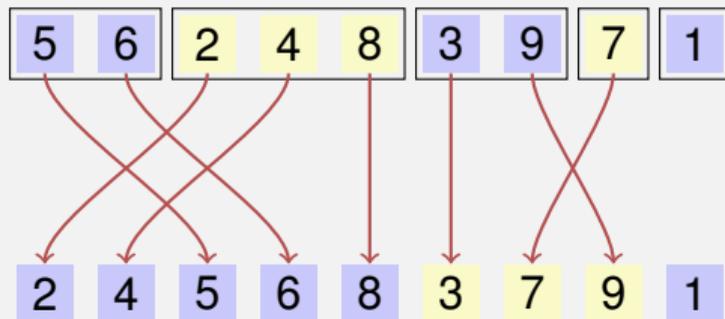
7

1

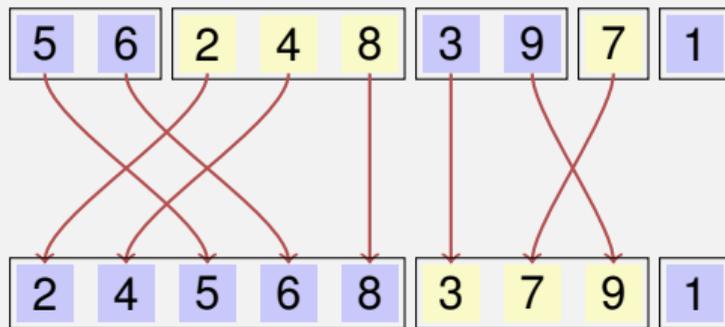
Natürliches 2-Wege Mergesort



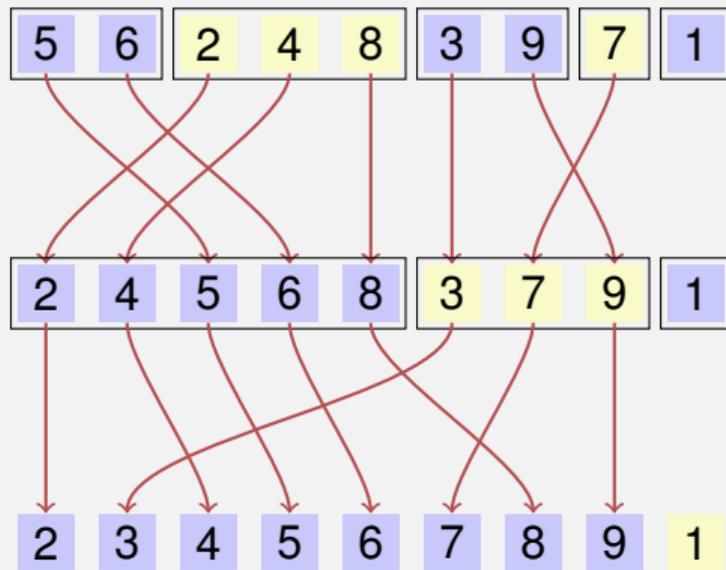
Natürliches 2-Wege Mergesort



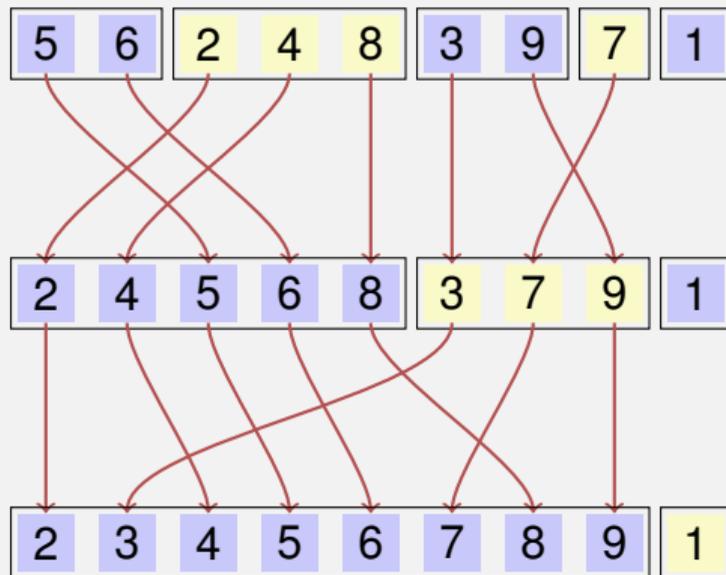
Natürliches 2-Wege Mergesort



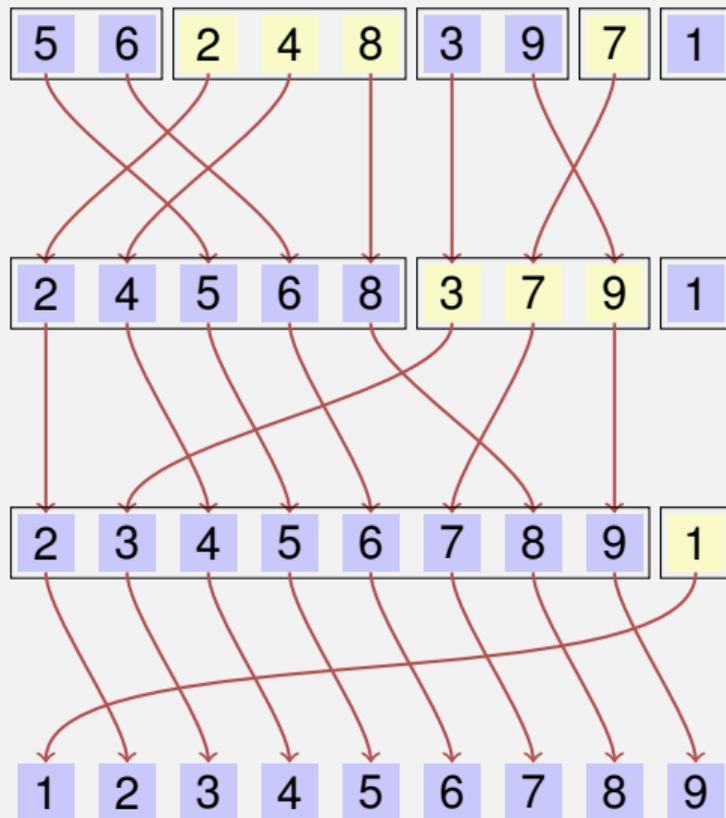
Natürliches 2-Wege Mergesort



Natürliches 2-Wege Mergesort



Natürliches 2-Wege Mergesort



Algorithmus NaturalMergesort(A)

Input: Array A der Länge $n > 0$

Output: Array A sortiert

repeat

$r \leftarrow 0$

while $r < n$ **do**

$l \leftarrow r + 1$

$m \leftarrow l$; **while** $m < n$ **and** $A[m + 1] \geq A[m]$ **do** $m \leftarrow m + 1$

if $m < n$ **then**

$r \leftarrow m + 1$; **while** $r < n$ **and** $A[r + 1] \geq A[r]$ **do** $r \leftarrow r + 1$

 Merge(A, l, m, r);

else

$r \leftarrow n$

until $l = 1$

② Ist es auch im Mittel asymptotisch besser als StraightMergesort?

Analyse

❓ Ist es auch im Mittel asymptotisch besser als StraightMergesort?

❗ Nein. Unter Annahme der Gleichverteilung der paarweise unterschiedlichen Schlüssel haben wir im Mittel $n/2$ Stellen i mit $k_i > k_{i+1}$, also $n/2$ Runs und sparen uns lediglich einen Durchlauf, also n Vergleiche.

Natürliches Mergesort führt im schlechtesten und durchschnittlichen Fall $\Theta(n \log n)$ viele Vergleiche und Bewegungen aus.

8.3 Quicksort

[Ottman/Widmayer, Kap. 2.2, Cormen et al, Kap. 7]

Quicksort

❓ Was ist der Nachteil von Mergesort?

Quicksort

❓ Was ist der Nachteil von Mergesort?

❗ Benötigt zusätzlich $\Theta(n)$ Speicherplatz für das Verschmelzen.

Quicksort

❓ Was ist der Nachteil von Mergesort?

❗ Benötigt zusätzlich $\Theta(n)$ Speicherplatz für das Verschmelzen.

❓ Wie könnte man das Verschmelzen einsparen?

Quicksort

❓ Was ist der Nachteil von Mergesort?

❗ Benötigt zusätzlich $\Theta(n)$ Speicherplatz für das Verschmelzen.

❓ Wie könnte man das Verschmelzen einsparen?

❗ Sorge dafür, dass jedes Element im linken Teil kleiner ist als im rechten Teil.

❓ Wie?

Quicksort

❓ Was ist der Nachteil von Mergesort?

❗ Benötigt zusätzlich $\Theta(n)$ Speicherplatz für das Verschmelzen.

❓ Wie könnte man das Verschmelzen einsparen?

❗ Sorge dafür, dass jedes Element im linken Teil kleiner ist als im rechten Teil.

❓ Wie?

❗ Pivotieren und Aufteilen!

Pivotieren



Pivotieren

- 1 Wähle ein (beliebiges) Element p als Pivotelement



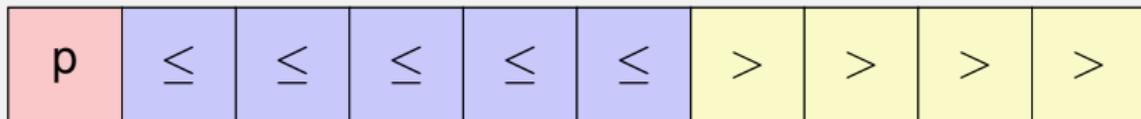
Pivotieren

- 1 Wähle ein (beliebiges) Element p als Pivotelement
- 2 Teile A in zwei Teile auf: einen Teil L der Elemente mit $A[i] \leq p$ und einen Teil R der Elemente mit $A[i] > p$.



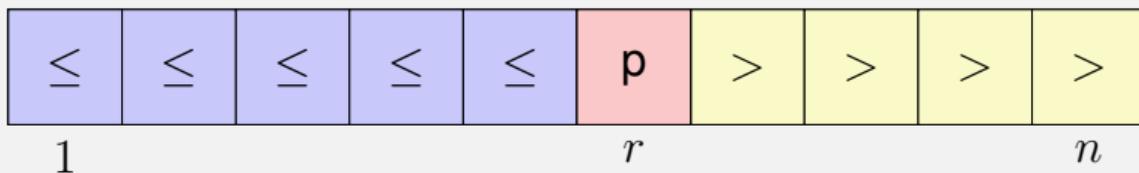
Pivotieren

- 1 Wähle ein (beliebiges) Element p als Pivotelement
- 2 Teile A in zwei Teile auf: einen Teil L der Elemente mit $A[i] \leq p$ und einen Teil R der Elemente mit $A[i] > p$.
- 3 Quicksort: Rekursion auf Teilen L und R



Pivotieren

- 1 Wähle ein (beliebiges) Element p als Pivotelement
- 2 Teile A in zwei Teile auf: einen Teil L der Elemente mit $A[i] \leq p$ und einen Teil R der Elemente mit $A[i] > p$.
- 3 Quicksort: Rekursion auf Teilen L und R



Algorithmus Partition($A[l..r], p$)

Input: Array A , welches den Pivot p im Intervall $[l, r]$ mindestens einmal enthält.

Output: Array A partitioniert in $[l..r]$ um p . Rückgabe der Position von p .

while $l \leq r$ **do**

while $A[l] < p$ **do**

$l \leftarrow l + 1$

while $A[r] > p$ **do**

$r \leftarrow r - 1$

 swap($A[l], A[r]$)

if $A[l] = A[r]$ **then**

$l \leftarrow l + 1$

return $l-1$

Algorithmus Quicksort($A[l, \dots, r]$)

Input: Array A der Länge n . $1 \leq l \leq r \leq n$.

Output: Array A , sortiert zwischen l und r .

if $l < r$ **then**

 Wähle Pivot $p \in A[l, \dots, r]$

$k \leftarrow \text{Partition}(A[l, \dots, r], p)$

 Quicksort($A[l, \dots, k - 1]$)

 Quicksort($A[k + 1, \dots, r]$)

Quicksort (willkürlicher Pivot)

2 4 5 6 8 3 7 9 1

Quicksort (willkürlicher Pivot)

2 4 5 6 8 3 7 9 1

Quicksort (willkürlicher Pivot)

2 4 5 6 8 3 7 9 1

2 1 3 6 8 5 7 9 4

Quicksort (willkürlicher Pivot)

2 4 5 6 8 3 7 9 1

2 1 3 6 8 5 7 9 4

Quicksort (willkürlicher Pivot)

2 4 5 6 8 3 7 9 1

2 1 3 6 8 5 7 9 4

1 2 3 4 5 8 7 9 6

Quicksort (willkürlicher Pivot)

2 4 5 6 8 3 7 9 1

2 1 3 6 8 5 7 9 4

1 2 3 4 5 8 7 9 6

Quicksort (willkürlicher Pivot)

2 4 5 6 8 3 7 9 1

2 1 3 6 8 5 7 9 4

1 2 3 4 5 8 7 9 6

1 2 3 4 5 6 7 9 8

Quicksort (willkürlicher Pivot)

2 4 5 6 8 3 7 9 1

2 1 3 6 8 5 7 9 4

1 2 3 4 5 8 7 9 6

1 2 3 4 5 6 7 9 8

Quicksort (willkürlicher Pivot)

2 4 5 6 8 3 7 9 1

2 1 3 6 8 5 7 9 4

1 2 3 4 5 8 7 9 6

1 2 3 4 5 6 7 9 8

1 2 3 4 5 6 7 8 9

Quicksort (willkürlicher Pivot)

2 4 5 6 8 3 7 9 1

2 1 3 6 8 5 7 9 4

1 2 3 4 5 8 7 9 6

1 2 3 4 5 6 7 9 8

1 2 3 4 5 6 7 8 9

1 2 3 4 5 6 7 8 9

Analyse: Anzahl Vergleiche

Schlechtester Fall.

Analyse: Anzahl Vergleiche

Schlechtester Fall. Pivotelement = Minimum oder Maximum; Anzahl Vergleiche:

$$T(n) = T(n - 1) + c \cdot n, T(1) = 0 \quad \Rightarrow \quad T(n) \in \Theta(n^2)$$

Analyse: Anzahl Vertauschungen

Resultat eines Aufrufes an Partition (Pivot 3):

2 1 3 6 8 5 7 9 4

① Wie viele Vertauschungen haben hier maximal stattgefunden?

Analyse: Anzahl Vertauschungen

Resultat eines Aufrufes an Partition (Pivot 3):

2 1 3 6 8 5 7 9 4

- ② Wie viele Vertauschungen haben hier maximal stattgefunden?
- ① 2. Die maximale Anzahl an Vertauschungen ist gegeben durch die Anzahl Schlüssel im kleineren Bereich.

Analyse: Anzahl Vertauschungen

Gedankenspiel

Analyse: Anzahl Vertauschungen

Gedankenspiel

- Jeder Schlüssel aus dem kleineren Bereich zahlt bei einer Vertauschung eine Münze.

Analyse: Anzahl Vertauschungen

Gedankenspiel

- Jeder Schlüssel aus dem kleineren Bereich zahlt bei einer Vertauschung eine Münze.
- Wenn ein Schlüssel eine Münze gezahlt hat, ist der Bereich, in dem er sich befindet maximal halb so gross wie zuvor.

Analyse: Anzahl Vertauschungen

Gedankenspiel

- Jeder Schlüssel aus dem kleineren Bereich zahlt bei einer Vertauschung eine Münze.
- Wenn ein Schlüssel eine Münze gezahlt hat, ist der Bereich, in dem er sich befindet maximal halb so gross wie zuvor.
- Jeder Schlüssel muss also maximal $\log n$ Münzen zahlen. Es gibt aber nur n Schlüssel.

Analyse: Anzahl Vertauschungen

Gedankenspiel

- Jeder Schlüssel aus dem kleineren Bereich zahlt bei einer Vertauschung eine Münze.
- Wenn ein Schlüssel eine Münze gezahlt hat, ist der Bereich, in dem er sich befindet maximal halb so gross wie zuvor.
- Jeder Schlüssel muss also maximal $\log n$ Münzen zahlen. Es gibt aber nur n Schlüssel.

Folgerung: Es ergeben sich $\mathcal{O}(n \log n)$ viele Schlüsselvertauschungen im schlechtesten Fall!

Randomisiertes Quicksort

Quicksort wird trotz $\Theta(n^2)$ Laufzeit im schlechtesten Fall oft eingesetzt.

Grund: Quadratische Laufzeit unwahrscheinlich, sofern die Wahl des Pivots und die Vorsortierung nicht eine ungünstige Konstellation aufweisen.

Vermeidung: Zufälliges Ziehen eines Pivots. Mit gleicher Wahrscheinlichkeit aus $[l, r]$.

Analyse (Randomisiertes Quicksort)

Erwartete Anzahl verglichener Schlüssel bei Eingabe der Länge n :

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

Behauptung $T(n) \leq 4n \log n$.

Beweis per Induktion:

Induktionsanfang: klar für $n = 0$ (mit $0 \log 0 := 0$) und für $n = 1$.

Hypothese: $T(n) \leq 4n \log n$ für ein n .

Induktionsschritt: $(n - 1 \rightarrow n)$

Analyse (Randomisiertes Quicksort)

$$\begin{aligned}T(n) &= n - 1 + \frac{2}{n} \sum_{k=0}^{n-1} T(k) \stackrel{H}{\leq} n - 1 + \frac{2}{n} \sum_{k=0}^{n-1} 4k \log k \\&= n - 1 + \sum_{k=1}^{n/2} 4k \underbrace{\log k}_{\leq \log n - 1} + \sum_{k=n/2+1}^{n-1} 4k \underbrace{\log k}_{\leq \log n} \\&\leq n - 1 + \frac{8}{n} \left((\log n - 1) \sum_{k=1}^{n/2} k + \log n \sum_{k=n/2+1}^{n-1} k \right) \\&= n - 1 + \frac{8}{n} \left((\log n) \cdot \frac{n(n-1)}{2} - \frac{n}{4} \left(\frac{n}{2} + 1 \right) \right) \\&= 4n \log n - 4 \log n - 3 \leq 4n \log n\end{aligned}$$

Analyse (Randomisiertes Quicksort)

Theorem

Im Mittel benötigt randomisiertes Quicksort $\mathcal{O}(n \cdot \log n)$ Vergleiche.

Praktische Anmerkungen

Rekursionstiefe im schlechtesten Fall: $n - 1$ ¹². Dann auch Speicherplatzbedarf $\mathcal{O}(n)$.

Kann vermieden werden: Rekursion nur auf dem kleineren Teil. Dann garantiert $\mathcal{O}(\log n)$ Rekursionstiefe und Speicherplatzbedarf.

¹²Stack-Overflow möglich!

Quicksort mit logarithmischem Speicherplatz

Input: Array A der Länge n . $1 \leq l \leq r \leq n$.

Output: Array A , sortiert zwischen l und r .

while $l < r$ **do**

 Wähle Pivot $p \in A[l, \dots, r]$

$k \leftarrow \text{Partition}(A[l, \dots, r], p)$

if $k - l < r - k$ **then**

 Quicksort($A[l, \dots, k - 1]$)

$l \leftarrow k + 1$

else

 Quicksort($A[k + 1, \dots, r]$)

$r \leftarrow k - 1$

Der im ursprünglichen Algorithmus verbleibende Aufruf an Quicksort($A[l, \dots, r]$) geschieht iterativ (Tail Recursion ausgenutzt!): die If-Anweisung wurde zur While Anweisung.

Praktische Anmerkungen

- Für den Pivot wird in der Praxis oft der Median von drei Elementen genommen. Beispiel: $\text{Median3}(A[l], A[r], A[\lfloor l + r/2 \rfloor])$.
- Es existiert eine Variante von Quicksort mit konstanten Speicherplatzbedarf. Idee: Zwischenspeichern des alten Pivots am Ort des neuen Pivots.
- Komplizierte Divide-And-Conquer-Algorithmen verwenden oft als Basisfall einen trivialen ($\Theta(n^2)$) Algorithmus für kleine Problemgrößen.

8.4 Anhang

Herleitung einiger mathematischen Formeln

$$\log n! \in \Theta(n \log n)$$

$$\begin{aligned}\log n! &= \sum_{i=1}^n \log i \leq \sum_{i=1}^n \log n = n \log n \\ \sum_{i=1}^n \log i &= \sum_{i=1}^{\lfloor n/2 \rfloor} \log i + \sum_{\lfloor n/2 \rfloor + 1}^n \log i \\ &\geq \sum_{i=2}^{\lfloor n/2 \rfloor} \log 2 + \sum_{\lfloor n/2 \rfloor + 1}^n \log \frac{n}{2} \\ &= \underbrace{(\lfloor n/2 \rfloor - 2 + 1)}_{> n/2 - 1} + \underbrace{(n - \lfloor n/2 \rfloor)}_{\geq n/2} (\log n - 1) \\ &> \frac{n}{2} \log n - 2.\end{aligned}$$

$$[n! \in o(n^n)]$$

$$\begin{aligned} n \log n &\geq \sum_{i=1}^{\lfloor n/2 \rfloor} \log 2i + \sum_{i=\lfloor n/2 \rfloor+1}^n \log i \\ &= \sum_{i=1}^n \log i + \left\lfloor \frac{n}{2} \right\rfloor \log 2 \\ &> \sum_{i=1}^n \log i + n/2 - 1 = \log n! + n/2 - 1 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} n^n &= 2^{n \log_2 n} \geq 2^{\log_2 n!} \cdot 2^{n/2} \cdot 2^{-1} = n! \cdot 2^{n/2-1} \\ \Rightarrow \frac{n!}{n^n} &\leq 2^{-n/2+1} \xrightarrow{n \rightarrow \infty} 0 \Rightarrow n! \in o(n^n) = \mathcal{O}(n^n) \setminus \Omega(n^n) \end{aligned}$$

[Sogar $n! \in o((n/c)^n) \forall 0 < c < e$]

Konvergenz oder Divergenz von $f_n = \frac{n!}{(n/c)^n}$.

Quotientenkriterium

$$\frac{f_{n+1}}{f_n} = \frac{(n+1)!}{\left(\frac{n+1}{c}\right)^{n+1}} \cdot \frac{\left(\frac{n}{c}\right)^n}{n!} = c \cdot \left(\frac{n}{n+1}\right)^n \longrightarrow c \cdot \frac{1}{e} \lesseqgtr 1 \text{ wenn } c \lesseqgtr e$$

denn $\left(1 + \frac{1}{n}\right)^n \rightarrow e$. Sogar die Reihe $\sum_{i=1}^n f_n$ konvergiert / divergiert für $c \lesseqgtr e$.

f_n divergiert für $c = e$, denn (Stirling): $n! \approx \sqrt{2\pi n} \left(\frac{n}{e}\right)^n$.

[Quotientenkriterium]

Quotientenkriterium für eine Folge $(f_n)_{n \in \mathbb{N}}$: Wenn $\frac{f_{n+1}}{f_n} \xrightarrow{n \rightarrow \infty} \lambda$, dann sind die Folge f_n und auch die Reihe $\sum_{i=1}^n f_i$

- konvergent, falls $\lambda < 1$ und
- divergent, falls $\lambda > 1$.

[Quotientenkriterium Herleitung]

Quotientenkriterium ergibt sich aus: Geometrische Reihe

$$S_n(r) := \sum_{i=0}^n r^i = \frac{1 - r^{n+1}}{1 - r}.$$

konvergiert für $n \rightarrow \infty$ genau dann wenn $-1 < r < 1$.

Sei nämlich $0 \leq \lambda < 1$:

$$\begin{aligned} & \forall \varepsilon > 0 \exists n_0 : f_{n+1}/f_n < \lambda + \varepsilon \forall n \geq n_0 \\ \Rightarrow & \exists \varepsilon > 0, \exists n_0 : f_{n+1}/f_n \leq \mu < 1 \forall n \geq n_0 \end{aligned}$$

Somit

$$\sum_{n=n_0}^{\infty} f_n \leq f_{n_0} \cdot \sum_{n=n_0}^{\infty} \mu^{n-n_0} \quad \text{konvergiert.}$$

(Analog für Divergenz)