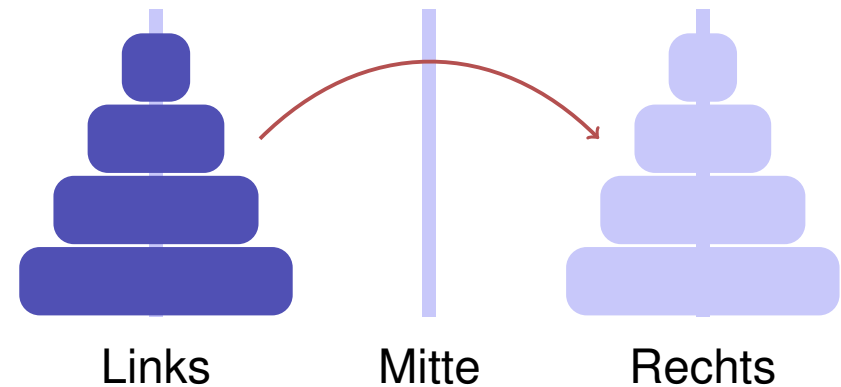


9. Rekursion

Mathematische Rekursion, Terminierung, der Aufrufstapel, Beispiele, Rekursion vs. Iteration

Experiment: Die Türme von Hanoi



196

197

Mathematische Rekursion

- Viele mathematische Funktionen sind sehr natürlich *rekursiv* definierbar.
- Das heisst, die Funktion erscheint in ihrer eigenen Definition.

$$n! = \begin{cases} 1, & \text{falls } n \leq 1 \\ n \cdot (n-1)!, & \text{andernfalls} \end{cases}$$

202

Rekursion in Java: Genauso!

$$n! = \begin{cases} 1 & \text{falls } n \leq 1 \\ n \cdot (n-1)!, & \text{andernfalls} \end{cases}$$

```
public static int fakultaet(int n) {  
    if (n <= 1) {  
        return 1;  
    } else {  
        return n * fakultaet(n-1);  
    }  
}
```

$n! \Leftrightarrow \text{fakultaet}(n)$
 $n-1! \Leftrightarrow \text{fakultaet}(n-1)$

203

Unendliche Rekursion

- ist so schlecht wie eine Endlosschleife...
- ... nur noch schlimmer ("verbrennt" Zeit *und* Speicher)

Beispiel: $f() \rightarrow f() \rightarrow f() \rightarrow f() \rightarrow \dots$ stack overflow

```
public static void f() {  
    f();  
}
```

Rekursive Funktionen: Terminierung

Wie bei Schleifen brauchen wir

- Fortschritt Richtung Terminierung

fakultaet(n)
terminiert sofort für $n \leq 1$, andernfalls wird die Funktion rekursiv mit Argument $< n$ aufgerufen.

"n wird mit jedem Aufruf kleiner."

204

205

Rekursive Funktionen: Auswertung

Beispiel: fakultaet(4)

```
public static int fakultaet (int n){  
    if (n <= 1) return 1;  
    return n * fakultaet(n-1); // n > 1  
}
```

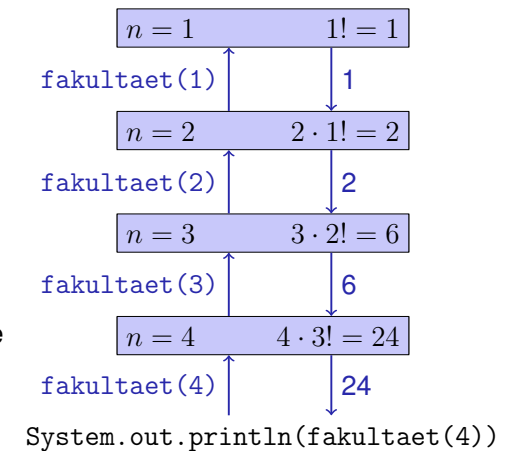
Initialisierung des formalen Arguments: $n = 4$
Rekursiver Aufruf mit Argument $n - 1$, also 3

206

Der Aufrufstapel

Bei jedem Funktionsaufruf:

- Wert des Aufrufarguments kommt auf einen Stapel
- Es wird immer mit dem obersten Wert gearbeitet
- Am Ende des Aufrufs wird der oberste Wert wieder vom Stapel gelöscht



207

Euklidischer Algorithmus

- findet den grössten gemeinsamen Teiler $\text{gcd}(a, b)$ zweier natürlicher Zahlen a und b
- basiert auf folgender mathematischen Rekursion:

$$\text{gcd}(a, b) = \begin{cases} a, & \text{falls } b = 0 \\ \text{gcd}(b, a \bmod b), & \text{andernfalls} \end{cases}$$

208

Euklidischer Algorithmus in Java

$$\text{gcd}(a, b) = \begin{cases} a, & \text{falls } b = 0 \\ \text{gcd}(b, a \bmod b), & \text{andernfalls} \end{cases}$$

```
public static int gcd(int a, int b){
    if (b == 0) {
        return a;
    } else {
        return gcd(b, a%b);
    }
}
```

Terminierung: $a \bmod b < b$, also wird b in jedem rekursiven Aufruf kleiner.

209

Fibonacci-Zahlen

$$F_n := \begin{cases} 0, & \text{falls } n = 0 \\ 1, & \text{falls } n = 1 \\ F_{n-1} + F_{n-2}, & \text{falls } n > 1 \end{cases}$$

Resultat: 0, 1, 1, 2, 3, 5, 8, 13, 21, 34, 55, 89 ...

210

Fibonacci-Zahlen in Java

Laufzeit

`fib(50)` dauert „ewig“, denn es berechnet F_{48} 2-mal, F_{47} 3-mal, F_{46} 5-mal, F_{45} 8-mal, F_{44} 13-mal, F_{43} 21-mal ... F_1 ca. 10^9 mal (!)

```
public static int fib(int n){
    if (n == 0 || n == 1){
        return n;
    } else {
        return fib(n-1) + fib(n-2);
    }
}
```

Korrektheit und Terminierung sind klar, aber...

212

Schnelle Fibonacci-Zahlen

Idee:

- Berechne jede Fibonacci-Zahl nur einmal, in der Reihenfolge $F_0, F_1, F_2, \dots, F_n$!
- Merke dir jeweils die zwei letzten berechneten Zahlen (Variablen a und b)!
- Berechne die nächste Zahl als Summe von a und b!

Schnelle Fibonacci-Zahlen in Java

```
public static int fib (int n){
    if (n == 0) return 0;
    if (n <= 2) return 1;
    int a = 1;           // F(1)
    int b = 1;           // F(2)
    for (int i = 3; i <= n; ++i){
        int a_old = a;   // F(i-2)
        a = b;           // F(i-1)
        b += a_old;      // F(i-1) += F(i-2) -> F(i)
    }
    return b;
}
```

213

214

10. Suchen

Das Suchproblem

Gegeben

- Menge von Datensätzen.

Beispiele

Telefonverzeichnis, Wörterbuch, Symboltabelle

- Jeder Datensatz hat einen Schlüssel k .
- Schlüssel sind vergleichbar: eindeutige Antwort auf Frage $k_1 \leq k_2$ für Schlüssel k_1, k_2 .

Aufgabe: finde Datensatz nach Schlüssel k .

215

216

Suche in Array

Gegeben

- Array A mit n Elementen $(A[1], \dots, A[n])$.
- Schlüssel b

Gesucht: Index k , $1 \leq k \leq n$ mit $A[k] = b$ oder "nicht gefunden".

22	20	32	10	35	24	42	38	28	41
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10

Lineare Suche

Durchlaufen des Arrays von $A[1]$ bis $A[n]$.

- **Bestenfalls** 1 Vergleich.
- **Schlimmstenfalls** n Vergleiche.
- Annahme: Jede Anordnung der n Schlüssel ist gleichwahrscheinlich. **Erwartete** Anzahl Vergleiche:

$$\frac{1}{n} \sum_{i=1}^n i = \frac{n+1}{2}.$$

217

218

Suche in sortierten Array

Gegeben

- Sortiertes Array A mit n Elementen $(A[1], \dots, A[n])$ mit $A[1] \leq A[2] \leq \dots \leq A[n]$.
- Schlüssel b

Gesucht: Index k , $1 \leq k \leq n$ mit $A[k] = b$ oder "nicht gefunden".

10	20	22	24	28	32	35	38	41	42
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10

Divide and Conquer!

Suche $b = 23$.

10	20	22	24	28	32	35	38	41	42	$b < 28$
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	
10	20	22	24	28	32	35	38	41	42	$b > 20$
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	
10	20	22	24	28	32	35	38	41	42	$b > 22$
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	
10	20	22	24	28	32	35	38	41	42	$b < 24$
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	
10	20	22	24	28	32	35	38	41	42	erfolglos
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	

219

220

Binärer Suchalgorithmus $BSearch(A, b, l, r)$

Input : Sortiertes Array A von n Schlüsseln. Schlüssel b . Bereichsgrenzen

$1 \leq l \leq r \leq n$ oder $l > r$ beliebig.

Output : Index des gefundenen Elements. 0, wenn erfolglos.

$m \leftarrow \lfloor (l+r)/2 \rfloor$

if $l > r$ **then** // erfolglose Suche

return 0

else if $b = A[m]$ **then** // gefunden

return m

else if $b < A[m]$ **then** // Element liegt links

return $BSearch(A, b, l, m - 1)$

else // $b > A[m]$: Element liegt rechts

return $BSearch(A, b, m + 1, r)$

Analyse (Schlimmster Fall)

Rekurrenz ($n = 2^k$)

$$T(n) = \begin{cases} d & \text{falls } n = 1, \\ T(n/2) + c & \text{falls } n > 1. \end{cases}$$

Teleskopieren:

$$\begin{aligned} T(n) &= T\left(\frac{n}{2}\right) + c = T\left(\frac{n}{4}\right) + 2c \\ &= T\left(\frac{n}{2^i}\right) + i \cdot c \\ &= T\left(\frac{n}{n}\right) + \log_2 n \cdot c. \end{aligned}$$

\Rightarrow Annahme: $T(n) = d + c \log_2 n$

221

222

Analyse (Schlimmster Fall)

$$T(n) = \begin{cases} d & \text{falls } n = 1, \\ T(n/2) + c & \text{falls } n > 1. \end{cases}$$

Vermutung : $T(n) = d + c \cdot \log_2 n$

Beweis durch Induktion:

- Induktionsanfang: $T(1) = d$.
- Hypothese: $T(n/2) = d + c \cdot \log_2 n/2$
- Schritt ($n/2 \rightarrow n$)

$$T(n) = T(n/2) + c = d + c \cdot (\log_2 n - 1) + c = d + c \log_2 n.$$

223

224

Resultat

Theorem

Der Algorithmus zur binären sortierten Suche benötigt $\Theta(\log n)$ Elementarschritte.

Iterativer binärer Suchalgorithmus

Input : Sortiertes Array A von n Schlüsseln. Schlüssel b .
Output : Index des gefundenen Elements. 0, wenn erfolglos.
 $l \leftarrow 1; r \leftarrow n$
while $l \leq r$ **do**
 $m \leftarrow \lfloor (l+r)/2 \rfloor$
 if $A[m] = b$ **then**
 return m
 else if $A[m] < b$ **then**
 $l \leftarrow m + 1$
 else
 $r \leftarrow m - 1$
return 0;

11. Auswählen

Korrektheit

Algorithmus bricht nur ab, falls A leer oder b gefunden.

Invariante: Falls b in A , dann im Bereich $A[l, \dots, r]$

Beweis durch Induktion

- Induktionsanfang: $b \in A[1, \dots, n]$ (oder nicht)
- Hypothese: Invariante gilt nach i Schritten
- Schritt:
 $b < A[m] \Rightarrow b \in A[l, \dots, m - 1]$
 $b > A[m] \Rightarrow b \in A[m + 1, \dots, r]$

225

226

Min und Max

❓ Separates Finden von Minimum und Maximum in $(A[1], \dots, A[n])$ benötigt insgesamt $2n$ Vergleiche. (Wie) geht es mit weniger als $2n$ Vergleichen für beide gemeinsam?

❗ Es geht mit $\frac{3}{2}N$ Vergleichen: Vergleiche jeweils 2 Elemente und deren kleineres mit Min und grösseres mit Max.

227

228

Das Auswahlproblem

Eingabe

- Unsortiertes Array $A = (A_1, \dots, A_n)$ paarweise verschiedener Werte
- Zahl $1 \leq k \leq n$.

Ausgabe: $A[i]$ mit $|\{j : A[j] < A[i]\}| = k - 1$

Spezialfälle

- $k = 1$: Minimum: Algorithmus mit n Vergleichsoperationen trivial.
- $k = n$: Maximum: Algorithmus mit n Vergleichsoperationen trivial.
- $k = \lfloor n/2 \rfloor$: Median.

229

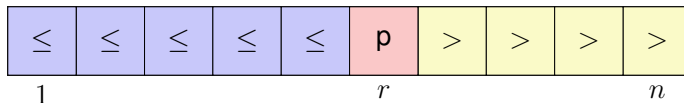
Ansätze

- Wiederholt das Minimum entfernen / auslesen: $\mathcal{O}(k \cdot n)$.
Median: $\mathcal{O}(n^2)$
- Sortieren (kommt bald): $\mathcal{O}(n \log n)$
- Pivotieren $\mathcal{O}(n)$!

230

Pivotieren

- 1 Wähle ein Element p als Pivotelement
- 2 Teile A in zwei Teile auf, den Rang von p bestimmend.
- 3 Rekursion auf dem relevanten Teil. Falls $k = r$, dann gefunden.



231

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

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

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

```
while  $l < r$  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 $l-1$

232

Korrektheit: Invariante

Invariante I : $A_i \leq p \forall i \in [0, l), A_i > p \forall i \in (r, n], \exists k \in [l, r] : A_k = p$.

```

while l < r do
  while A[l] < p do
    l ← l + 1
  while A[r] > p do
    r ← r - 1
  swap(A[l], A[r])
  if A[l] = A[r] then
    l ← l + 1
return l-1
    
```

I
 I und $A[l] \geq p$
 I und $A[r] \leq p$
 I und $A[l] \leq p \leq A[r]$
 I

Korrektheit: Fortschritt

```

while l < r do
  while A[l] < p do
    l ← l + 1
  while A[r] > p do
    r ← r - 1
  swap(A[l], A[r])
  if A[l] = A[r] then
    l ← l + 1
return l-1
    
```

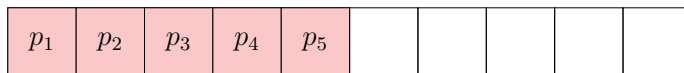
Fortschritt wenn $A[l] < p$
 Fortschritt wenn $A[r] > p$
 Fortschritt wenn $A[l] > p$ oder $A[r] < p$
 Fortschritt wenn $A[l] = A[r] = p$

233

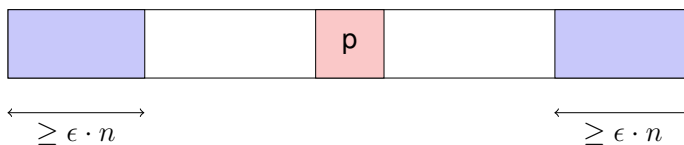
234

Wahl des Pivots

Das Minimum ist ein schlechter Pivot: worst Case $\Theta(n^2)$



Ein guter Pivot hat linear viele Elemente auf beiden Seiten.



Analyse

Unterteilung mit Faktor q ($0 < q < 1$): zwei Gruppen mit $q \cdot n$ und $(1 - q) \cdot n$ Elementen (ohne Einschränkung $q \geq 1 - q$).

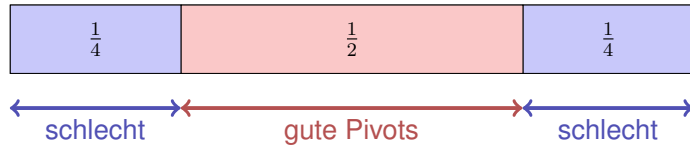
$$\begin{aligned}
 T(n) &\leq T(q \cdot n) + c \cdot n \\
 &= c \cdot n + q \cdot c \cdot n + T(q^2 \cdot n) = \dots = c \cdot n \sum_{i=0}^{\log_q(n)-1} q^i + T(1) \\
 &\leq c \cdot n \underbrace{\sum_{i=0}^{\infty} q^i}_{\text{geom. Reihe}} = c \cdot n \cdot \frac{1}{1 - q} = \mathcal{O}(n)
 \end{aligned}$$

235

236

Wie bekommen wir das hin?

Der Zufall hilft uns (Tony Hoare, 1961). Wähle in jedem Schritt einen zufälligen Pivot.



Wahrscheinlichkeit für guten Pivot nach einem Versuch: $\frac{1}{2} =: \rho$.

Wahrscheinlichkeit für guten Pivot nach k Versuchen: $(1 - \rho)^{k-1} \cdot \rho$.

Erwartungswert der geometrischen Verteilung: $1/\rho = 2$

237

Algorithmus Quickselect ($A[l..r], i$)

Input : Array A der Länge n . Indizes $1 \leq l \leq i \leq r \leq n$, so dass für alle $x \in A[l..r]$ gilt, dass $|\{j | A[j] \leq x\}| \geq l$ und $|\{j | A[j] \leq x\}| \leq r$.

Output : Partitioniertes Array A , so dass $|\{j | A[j] \leq A[i]\}| = i$

if $l=r$ **then** return;

repeat

 wähle zufälligen Pivot $x \in A[l..r]$

$p \leftarrow l$

for $j = l$ **to** r **do**

if $A[j] \leq x$ **then** $p \leftarrow p + 1$

until $\frac{l+r}{4} \leq p \leq \frac{3(l+r)}{4}$

$m \leftarrow \text{Partition}(A[l..r], x)$

if $i < m$ **then**

 quickselect($A[l..m], i$)

else

 quickselect($A[m..r], i$)

238