Kap. 4: Suchen in Datenmengen

Professor Dr. Petra Mutzel
Lehrstuhl für Algorithm Engineering, LS11
Fakultät für Informatik, TU Dortmund

9. VO *TEIL 2* DAP2 SS 2009 14. Mai 2009

Suchen in Datenmengen

- **Motivation:** Suchen in Datenbanken, in Wörterbüchern, im WWW, …

- **hier:** nur elementare Suchverfahren (nur Vergleichsoperationen erlaubt)
- **später:** auch arithmetische Operationen (um aus Suchschlüssel Speicheradresse zu berechnen)

Kap 4.1: Suchen in sequentiell gespeicherten Folgen

- **Gegeben:** Datenelemente sind in Feld $A[1],\ldots,A[n]$ gespeichert
- Schlüssel sind ansprechbar über $A[i].key$

- **Aufgabe:** Suche in A ein Element mit Schlüssel s, d.h. ein i mit $A[i].key = s$

Überblick

- Lineare Suche

- Binäre Suche
- Exkurs: Insertion-Sort

- Geometrische Suche

Motivation

„Warum soll mich das interessieren?"
Suchen ist „das Wichtigste" überhaupt!

„Warum soll ich heute hier bleiben?"
Beliebte Klausurfragen!!!

...und ein interessantes Rätsel...

Ein kleines Rätsel

- Wie oft muss man ein Blatt Papier (0,1 mm dick) falten, bis es eine Dicke erreicht, die der Entfernung von Erde zu Mond entspricht?
  (363.258 km = 363.258.000.000 mm)

4.1.1 Lineare Suche

„Naives Verfahren“

- **Idee:** Durchlaufe A von vorn nach hinten und vergleiche jeden Schlüssel mit dem Suchschlüssel s, solange bis s gefunden wird.

- **Analyse:**
- Best Case: $C_{best}(n)=1$
- Worst Case: $C_{worst}(n)=n$

4.1.1 Lineare Suche ff

- **Average Case:** Annahme: jede Anordnung ist gleichwahrscheinlich:

$$C_{avg}(n) = \frac{1}{n}\sum_{i=1}^{n} i = \frac{n+1}{2}$$

Diskussion:
- lange Suchzeit → nur für kleine n empfehlenswert
- einfache Methode auch für einfach verkettete Listen geeignet

4.1.2 Binäre Suche / Idee

Annahme: die Liste ist bereits sortiert:
A[1].key ≤ A[2].key…≤ A[n].key

Divide-and-Conquer: Vergleiche den Suchschlüssel s mit dem Schlüssel des Elements in der Mitte m
- Falls A[m].key==s? Treffer → STOP
- Falls s ist kleiner:
  - Durchsuche Elemente links von m
- Falls s ist größer:
  - Durchsuche Elemente rechts von m

BinarySearch (nicht-rekursiv)

```
Procedure BinarySearch(A,s,l,r)
(1) var Index m
(2) while l ≤ r do {
(3)   m:= ⌊(l+r)/2⌋        // Mitte bestimmen
(4)   if A[m].key==s then return m
(5)   if A[m].key>s then r:=m-1
(6)   else                 l:=m+1   // A[m].key<s
(7) }
(8) return 0
```

Aufruf: BinarySearch(A,s,1,n)

Skript-Variante: BinarySearch (nicht-rek.)

```
Procedure BinarySearch(A,s,l,r)
(1) var Index m
(2) repeat
(3)   m:= ⌊(l+r)/2⌋
(4)   if s < A[m].key then r:=m-1
(5)   else l:=m+1
(6) until s == A[m].key or l > r
(7) if s==A[m].key then return m
(8) else return 0
```

Aufruf: BinarySearch(A,s,1,n)

Analyse von BinarySearch

Annahmen:
- Skript-Variante: nicht-rekursiv
- die Daten sind schon sortiert
- wir zählen nur die Vergleiche in Zeile (4)
- Annahme: $n=2^k-1$ für geeignetes k

Best Case: $C_{best}(n)=1=\Theta(1)$

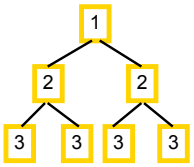
Worst Case: $C_{worst}(n)=?$

$$2^k - 1 = \sum_{i=1}^{k} 2^{i-1} = n$$

für erfolgreiche und erfolglose Suche

Worst Case: $C_{worst}(n)=\log(n+1)=\Theta(\log n)$

Position:	1	2	3	4	5	6	7
Anzahl Vergleiche:	3	2	3	1	3	2	3



Anzahl Schritte	Anzahl Positionen	Summe
1	$1=2^0$	1
2	$2=2^1$	3
3	$4=2^2$	7
k	2^{k-1}	$\sum 2^{i-1}$

weiter: nächste VO