



# Wörterbücher

## Wörterbuch

Ein **Wörterbuch** (auch genannt Dictionary oder Assoziatives Array) speichert eine **Menge von Elementen**  $M$ . Jedes Element  $e \in M$  wird durch einen **Schlüssel**  $key(e)$  eindeutig identifiziert.

Unterstützte Operationen sind:

- **search(key k)**: finde  $e \in M$  mit  $key(e) = k$
- **insert(Element e)**: erweitere  $M$  um  $e$
- **erase(key k)**: entferne  $e$  aus  $M$ , wobei  $key(e) = k$

Beispiele:

- **Telefonbuch**
  - **Element**: Name, Adresse und Telefonnummer
  - **Schlüssel**: Name
- **Compiler-Symboltabelle**
  - **Element**: Bezeichner und Typ-/Speicher-Informationen
  - **Schlüssel**: Bezeichner

3

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

# Such-Algorithmen für Wörterbücher

Sei  $M$  Wörterbuch mit  $|M| = n$ .

- $M$  als verkettete Liste mit **linearer Suche**
  - **search**  $O(n)$ , **insert**  $O(1)$ , **erase**  $O(n)$
- $M$  als sortierte verkettete Liste mit **binärer Suche**
  - **search**  $O(\log n)$ , **insert**  $O(n)$ , **erase**  $O(\log n)$
- $M$  als **AVL-Suchbaum**
  - **search**  $O(\log n)$ , **insert**  $O(\log n)$ , **erase**  $O(\log n)$
- $M$  als **Hashtabelle**
  - **search**  $O(1)$ , **insert**  $O(1)$ , **erase**  $O(1)$  **im Mittel!**
  - Worst case: **search**  $O(n)$ , **insert**  $O(1)$ , **erase**  $O(n)$

4

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

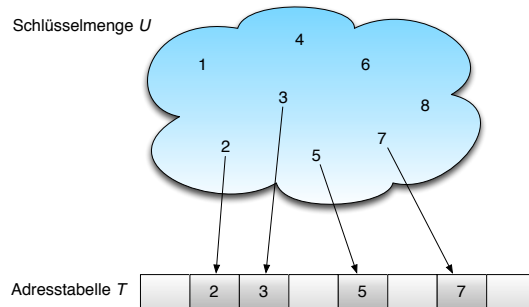
## Adresstabellen

Sei  $M$  Wörterbuch.

- Setze  $U := \{key(e) : e \in M\}$  die Menge aller Schlüssel
- Annahme:  $key(e_1) \neq key(e_2)$  für alle  $e_1 \neq e_2, e_1, e_2 \in M$

Wörterbuch mit Adresstabelle:

- sequentielle Liste  $T$  der Länge  $|U|$



5

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

## Operationen auf Adresstabellen

Adresstabelle  $T$  mit Länge  $|U|$ .

- **Input:** Tabelle  $T$ , Schlüssel  $k$   
**Output:** Element mit Schlüssel  $k$   
**search**( $T, k$ ):  
    **return**  $T[k]$ ;
- **Input:** Tabelle  $T$ , Element  $e$   
**insert**( $T, e$ ):  
     $T[key(e)] = e$ ;
- **Input:** Tabelle  $T$ , Schlüssel  $k$   
**erase**( $T, k$ ):  
     $T[k] = \text{null}$ ;

Alle Operationen: Laufzeit  $O(1)$

Speicherkomplexität:  $O(|U|)$  → Problem falls  $U$  groß!

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

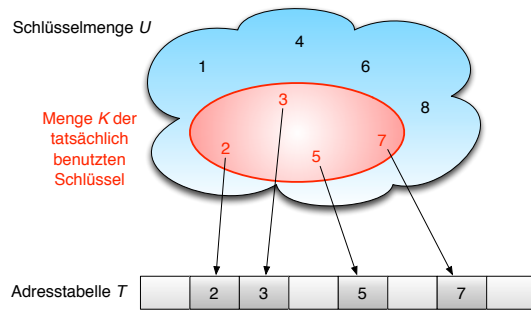
---

---

6

# Reduktion von Adresstabellen mittels Hashfunktion

- **Beobachtung:** Menge  $K$  der tatsächlich benutzten Schlüssel aus  $U$  oft klein



- **Idee:** wende Hashfunktion  $h$  auf  $key(e)$  an, um Adresstabelle auf  $|K|$  Elemente zu reduzieren → **Hashtabelle**

7

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

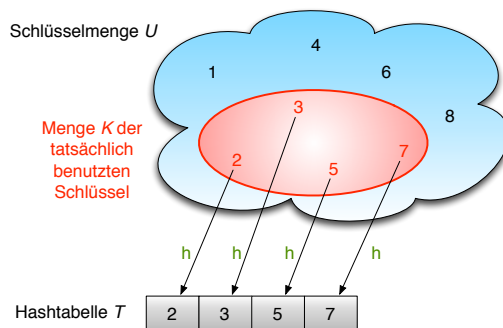
---

---

# Hashtabellen

Wörterbuch mit Hashtabelle:

- sequentielle Liste  $T$  mit Länge  $m := |K|$
- Hashfunktion  $h : U \rightarrow \{0, \dots, m - 1\}$



8

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

# Operationen auf Hashtabellen

Hashtabelle  $T$  mit Länge  $m$  und Hashfunktion  $h$ .

- **Input:** Tabelle  $T$ , Schlüssel  $k$   
**Output:** Element mit Schlüssel  $k$   
**search**( $T, k$ ):  
    **return**  $T[h(k)]$ ;
- **Input:** Tabelle  $T$ , Element  $e$   
**insert**( $T, e$ ):  
     $T[h(\text{key}(e))] = e$ ;
- **Input:** Tabelle  $T$ , Schlüssel  $k$   
**erase**( $T, k$ ):  
     $T[h(k)] = \text{null}$ ;

Alle Operationen: Laufzeit  $O(1)$  (sofern  $h$  auch  $O(1)$ )  
Speicherkomplexität:  $O(m)$

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

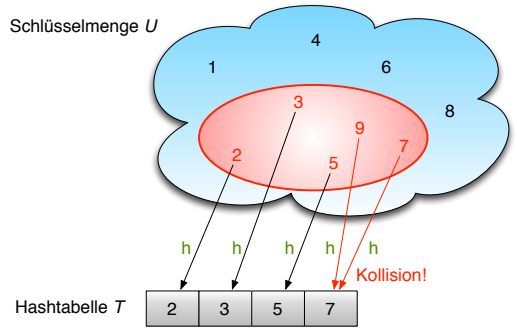
---

---

---

# Kollisionen bei Hashtabellen

- **Problem:** falls  $h$  nicht injektiv  $\rightarrow$  **Kollision!**
  - $h$  ist nie injektiv da  $|K| < |U|$



- **Offene Fragen:**
  - Strategie zur Kollisionsauflösung
  - Wahl von  $h$

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

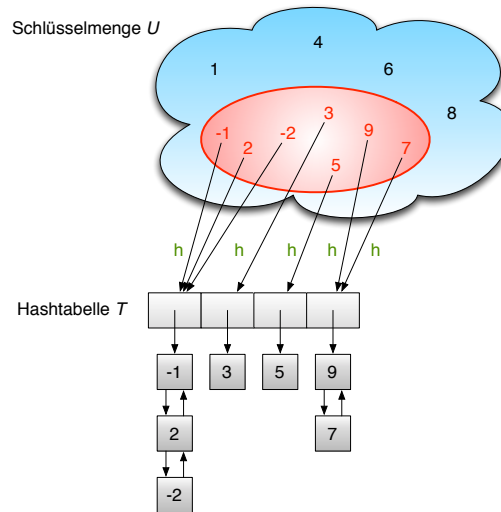
---

---

---

## Verkettung zur Kollisionsauflösung

- jeder Slot in  $T$  enthält statt Element Referenz auf verkettete Liste
- bei Kollision: füge Element am Anfang der Liste ein  $\rightarrow O(1)$
- search und erase müssen nun die Liste durchlaufen  $\rightarrow O(1)$  gefährdet!



Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

11

## Analyse von Hashing mit Verkettung

Sei  $T$  Hashtabelle mit  $m$  Slots und  $n$  gespeicherten Elementen.

- Belegungsfaktor  $\alpha = n/m$ 
  - mittlere Anzahl von Elementen in verketteten Listen
- es kann gezeigt werden:  
Anzahl der Listendurchläufe ist  $O(1+\alpha)$
- Annahme: es ist  $n = cm$  mit  $c$  Konstante, dann  
 $\alpha = n/m = O(m)/m = O(1)$
- Komplexität von search und erase:
  - im Mittel:  $O(1)$
  - worst case:  $O(n)$

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

12

# Hashfunktionen

Sei  $U$  Menge aller Schlüssel,  $T$  Hashtabelle mit  $m$  Einträgen.

$$h : U \rightarrow \{0, \dots, m - 1\}$$

- Anforderungen an Hashfunktion:
  - einfache Auswertung  $O(1)$
  - möglichst wenige Kollisionen
- viele Ansätze, zum Beispiel:
  - Divisionsmethode
  - Multiplikationsmethode
  - universelles Hashing
- Vereinbarung:  $U = \mathbb{N}_0$  zur Vereinfachung
  - Strings z.B. via ASCII Code auf Zahlen abbilden

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

# Divisionsmethode

**Divisionsmethode**

Sei  $U = \mathbb{N}_0$  die Schlüsselmenge, sei  $T$  Hashtabelle mit  $m$  Einträgen. Die Divisionsmethode wählt die Hashfunktion folgendermaßen:

$$h : U \rightarrow \{0, \dots, m - 1\}, \quad h(k) = k \bmod m.$$

- Beispiel:  $m = 12, k = 100$ , dann ist  $h(k) = 4$ .
- Problem: geschickte Wahl von  $m$ 
  - eher schlecht ist  $m = 2^p$  (wertet nur die untersten  $p$  Bits von  $k$  aus)
  - eher gut ist oft eine Primzahl, nicht nahe an Zweierpotenz
    - Beispiel: erwartete Anzahl von Einträgen in Hashtabelle: 2000, gewünschter Belegungsfaktor 3  $\rightarrow m = 701$  geeignete Primzahl

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

## Multiplikationsmethode

### Multiplikationsmethode

Sei  $U = \mathbb{N}_0$  die Schlüsselmenge, sei  $T$  Hashtabelle mit  $m$  Einträgen. Die **Multiplikationsmethode** wählt die Hashfunktion folgendermaßen:

$$h : U \rightarrow \{0, \dots, m-1\}, \quad h(k) = \lfloor m(kA \bmod 1) \rfloor,$$

wobei  $A \in (0, 1)$  Konstante.

- Vorschlag von Knuth:  $A \approx \frac{1}{2}(\sqrt{5} - 1)$
- typische Wahl:  $m = 2^p$
- **Beispiel:**  $m = 2^{14} = 16384$ ,  $A = 2654435769/2^{32}$ , und  $k = 123456$ , dann ist  $h(k) = 67$ .

15

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

## Universelles Hashing

- **Problem:** für jede feste Hashfunktion gibt es Eingabesequenzen, die worst-case Laufzeit  $O(n)$  verursachen
- **Lösung:**

### Universelles Hashing

Sei  $U = \mathbb{N}_0$  die Schlüsselmenge, sei  $T$  Hashtabelle mit  $m$  Einträgen. Sei  $\mathcal{H}$  eine endliche Menge von Hashfunktionen:

$$\mathcal{H} = \{h : U \rightarrow \{0, \dots, m-1\} \mid h \text{ Hashfunktion}\}.$$

$\mathcal{H}$  heißt **universell**, falls für jedes Schlüsselpaar  $k, l \in U$ ,  $k \neq l$ , die Anzahl der Hashfunktionen  $h$  mit  $h(k) = h(l)$  durch  $|\mathcal{H}|/m$  nach oben beschränkt ist.

- **Idee:** wähle zufällig ein  $h \in \mathcal{H}$
- **Resultat:** Hashing mit Verkettung liefert im Mittel  $O(1)$  Laufzeit der Wörterbuch-Operationen

16

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

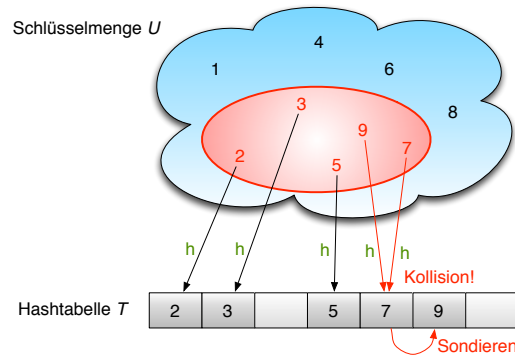
---

---



## Kollisionsauflösung mit offener Adressierung

- Idee: statt Verkettung bei Kollision, suche systematisch nächsten freien Platz in Hashtabelle → Sondieren



- Probleme:
  - Löschen von Elementen (erase) sehr problematisch
  - Falls Hashtabelle  $T$  voll, kein insert mehr möglich

17

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

## Offene Adressierung

Sei  $U$  Schlüsselmenge,  $T$  Hashtabelle mit  $m$  Einträgen.

- erweitere Hashfunktion zu

$$h : U \times \{0, \dots, m-1\} \rightarrow \{0, \dots, m-1\}$$

- fordere, daß Sondierungssequenz

$$(h(k, 0), h(k, 1), \dots, h(k, m-1))$$

eine Permutation von  $(0, \dots, m-1)$  ist

→ jeder Slot in  $T$  ist mögliches Ziel für Schlüssel  $k$

- viele mögliche Sondierungssequenzen, zum Beispiel:
  - lineares Sondieren
  - quadratisches Sondieren
  - doppeltes Hashing

18

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

# Hashing: Ausblick

- nachträgliche **Änderung der Tabellengröße** aufwendig
  - erfordert neue Tabelle und neue Hashfunktion
  - übertragen aller Elemente (und Berechnung neuer Hashfunktion) nötig
- ist  $U$  statisch, so ist **perfektes Hashing** möglich
  - auch im worst-case sind alle Operationen  $O(1)$
  - umgesetzt durch zwei Ebenen von universellem Hashing
  - Zeitgewinn erkauft durch zusätzlichen Speicherbedarf von  $O(n)$

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

# Programm heute

- ⑦ Fortgeschrittene Datenstrukturen
- ⑧ Such-Algorithmen
  - Lineare Suche
  - Binäre Suche
  - Binäre Suchbäume
  - Balancierte Suchbäume
  - Suchen mit Hashtabellen
  - Suchen in Zeichenketten

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

# Suchen in Zeichenketten

- **Problem:** find Teilwort in (langem) anderen Wort
- auch genannt: **String-Matching**
- Beispiele:
  - Suche Text in Textverarbeitung / Web-Browser
  - Suche Text in Dateien auf Festplatte (z.B. Spotlight, Windows Search)
  - Suche Text im Internet (z.B. Google)
- **Maß der Effizienz:** Anzahl der Vergleiche zwischen Buchstaben der Worte

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

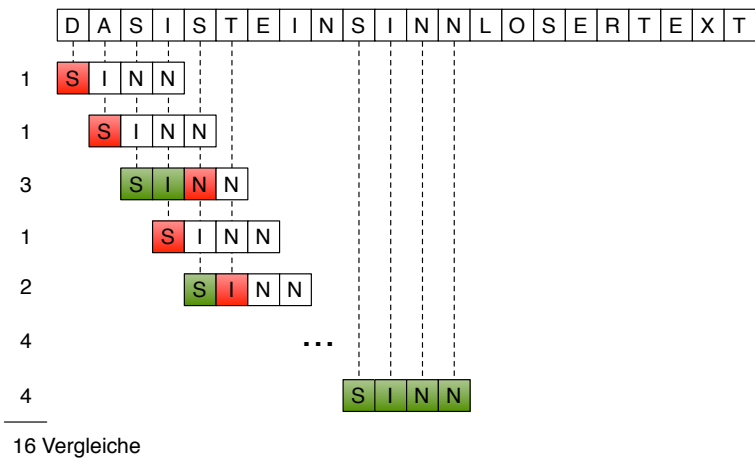
---

---

---

21

# Brute-Force Suche



Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

22

## Notationen

- Zu durchsuchender Text:
  - $text[0..n - 1]$
  - Länge  $n$
- gesuchtes Muster = Pattern:
  - $pat[0..m - 1]$
  - Länge  $m$
- **Problem:** finde Position  $i$ , so daß  $pat == text[i..i + m - 1]$

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

23

## Brute-Force Algorithmus

**Input:** zu durchsuchender Text  $text$  Länge  $n$ ,  
gesuchtes Muster  $pat$  Länge  $m$

**Output:** Index  $i$  von Match (oder -1 falls nicht gefunden)

**bruteForceSearch**( $text, pat$ ):

```
for  $i = 0$  to  $n - m$  {  
     $j = 0$ ;  
    while ( ( $j < m$ ) && ( $pat[j] == text[i + j]$ ) )  
         $j = j + 1$ ;  
    if ( $j \geq m$ ) return  $i$ ; // fündig geworden  
}  
return -1; // nichts gefunden
```

- Komplexität:  $O((n - m)m) = O(nm)$

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

24

# Knuth-Morris-Pratt Algorithmus

Knuth-Morris-Pratt Algorithmus (kurz: KMP)

- Idee: verbessere Brute-Force Algorithmus durch Ausnutzung der bereits gelesenen Information bei einem Mismatch
- Mismatch an Stelle  $j$  von  $pat$  impliziert

$$pat[0..j-1] == text[i..i+j-1]$$

text: D A S I S T E I N S I N N L O S E R T E X T  
 pat: S I N N

- Vorverarbeitungsschritt: analysiere vor Suche das Muster  $pat$ , speichere mögliche Überspringungen in Feld *shift*

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

# Alphabet und Wörter

**Wörter**  
 Ein Alphabet  $\Sigma$  ist eine endliche Menge von Symbolen. Ein Wort  $w$  der Länge  $n$  über  $\Sigma$  ist eine endliche Folge von Symbolen

$$w = w_1 \cdots w_n, \quad w_i \in \Sigma, \quad i = 1, \dots, n.$$

Beispiel:

- Alphabet  $\Sigma = \{ a, \dots, z, A, \dots, Z \}$ 
  - Wörter: Daten, Algorithmen, aabb
  - keine Wörter: über, t35t
- Alphabet  $\Sigma = \{ 0, \dots, 9, A, B, C, D, E, F \}$ 
  - Wörter: 09FF, ABC, A3E
  - keine Wörter: 1f, 1gH

Das leere Wort wird mit  $\epsilon$  bezeichnet.

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

## Präfix und Suffix von einem Wort

### Präfix, Suffix

Sei  $w = w_1 \cdots w_n$  Wort der Länge  $n$  über einem Alphabet  $\Sigma$ .

- Das Wort  $w'$  heißt **Präfix** von  $w$ , falls  $w' = w_1 \cdots w_l$  für  $0 \leq l \leq n$ .
- Das Wort  $w'$  heißt **Suffix** von  $w$ , falls  $w' = w_l \cdots w_n$  für  $1 \leq l \leq n + 1$ .

Beispiele für Wort  $w = \text{Algorithmen}$ :

- Präfixe von  $w$  sind: A, Alg, Algorit, Algorithmen
- Suffixe von  $w$  sind: n, men, gorithmen, Algorithmen

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

27

## Rand von einem Wort

### Rand

Sei  $w$  Wort über einem Alphabet  $\Sigma$ . Ein Wort  $r$  heißt **Rand** von  $w$ , falls  $r$  sowohl Präfix als auch Suffix von  $w$  ist.

Ein Rand  $r$  von  $w$  heißt **eigentlicher Rand**, wenn  $r \neq w$  und wenn es außer  $w$  selbst keinen längeren Rand gibt. Der eigentliche Rand von  $w$  wird mit  $\partial(w)$  bezeichnet.

Beispiel: Wort  $w = \text{aabaabaa}$  hat folgende Ränder:

- $\varepsilon$
- a
- aa
- aabaa ← **eigentlicher Rand**
- aabaabaa =  $w$

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

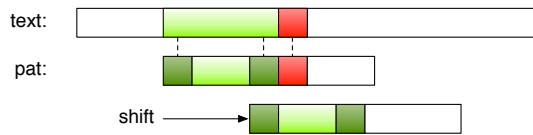
---

---

---

28

# Überspringen beim Suchen



- Idee: verschiebe Pattern so, daß im bereits geprüften Bereich wieder Übereinstimmung herrscht
  - dazu müssen Präfix und Suffix dieses Bereichs übereinstimmen → eigentlicher Rand

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

29

# Shift-Tabelle

## Shift-Tabelle

Sei  $pat = s_0 \cdots s_{m-1}$  Wort der Länge  $m$ . Die Shift-Tabelle von  $pat$  gibt die Länge des eigentlichen Randes des Präfixes der Länge  $j$  von  $pat$  an. Sie hat folgende Gestalt:

$$shift[j] = \begin{cases} -1 & \text{für } j = 0 \\ |\partial(s_0 \cdots s_{j-1})| & \text{für } j \geq 1 \end{cases}$$

wobei  $j = 0, \dots, m - 1$ .

- Ist das Präfix der Länge  $j$  gematcht, und an Stelle  $j$  ein Mismatch, so ist der Shift  $j - shift[j] > 0$  korrekt

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

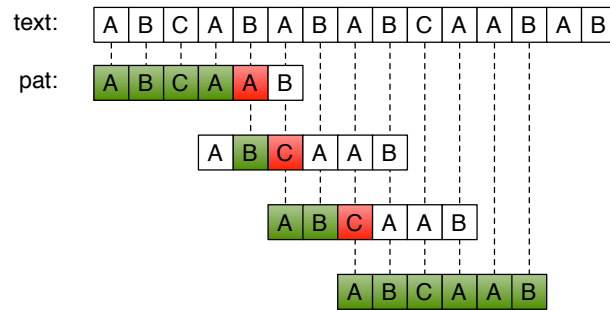
---

---

---

30

## KMP Algorithmus: Beispiel I



$j$	0	1	2	3	4	5
$shift[j]$	-1	0	0	0	1	1

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

31

## KMP Algorithmus

**Input:** zu durchsuchender Text  $text$  Länge  $n$ ,  
 gesuchtes Muster  $pat$  Länge  $m$

**Output:** Index  $i$  von Match (oder -1 falls nicht gefunden)

**KMPSearch**( $text, pat$ ):

```

initShift(pat); // Initialisierung shift Tabelle, siehe später
i = 0; j = 0;
while (i ≤ n - m) {
    while ( $text[i + j] == pat[j]$ ) {
        j = j + 1;
        if (j == m)
            return i; // fündig geworden
    }
    i = i + (j -  $shift[j]$ ); // j -  $shift[j]$  ist immer > 0
    j = max(0,  $shift[j]$ );
}
return -1; // war wohl nix
    
```

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

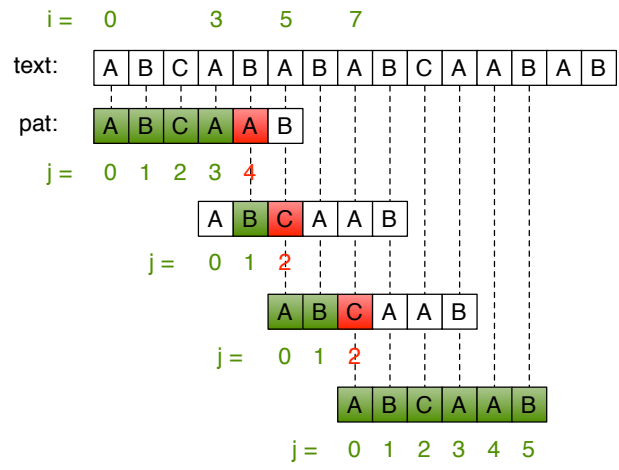
---

---

32



# KMP Algorithmus: Beispiel II



$j$	0	1	2	3	4	5
$shift[j]$	-1	0	0	0	1	1

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

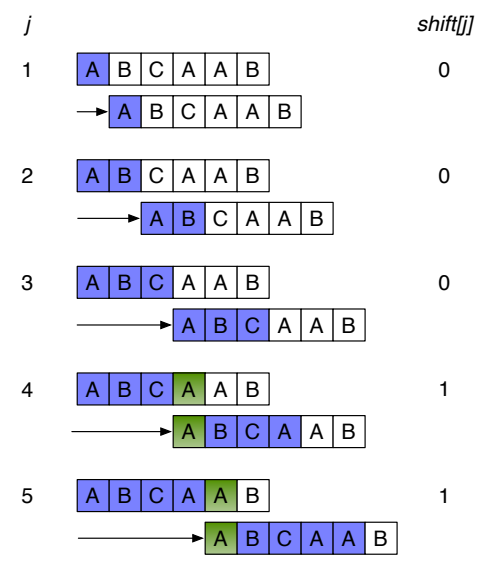
---

---

---

---

# Shift Tabelle Beispiel I



Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

## KMP Algorithmus: Shift Tabelle

**Input:** Muster  $pat$  der Länge  $m$

**initShift**( $pat$ ):

$shift[0] = -1;$

$shift[1] = 0;$

$i = 0;$

**for**  $j = 2$  **to**  $m$  {

  // hier ist:  $i == shift[j - 1]$

**while** ( $i \geq 0$  &&  $pat[i] \neq pat[j - 1]$ )

$i = shift[i];$

$i = i + 1;$

$shift[j] = i;$

}

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

35

## KMP Algorithmus: Komplexität

**Komplexität** von KMP Algorithmus:

- **KMPSearch:**
  - erfolglose Vergleiche (äußere while-Schleife): maximal  $n - m + 1$  Vergleiche
  - erfolgreiche Vergleiche (innere while-Schleife): insgesamt maximal  $n$  Vergleiche
  - insgesamt: maximal  $2n - m + 1$  Vergleiche
- **initShift:**
  - erfolgreiche Vergleiche (for-Schleife): maximal  $m - 1$  Vergleiche
  - erfolglose Vergleiche (while-Schleife): maximal  $m$  Vergleiche
  - insgesamt: maximal  $2m - 1$  Vergleiche
- insgesamt: maximal  $2n + m$  Vergleiche, also  $O(n + m)$
- Platzbedarf:  $O(m)$

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

36

## Ausblick: Suchen in Zeichenketten

- Brute-Force Algorithmus
  - Komplexität:  $O(mn)$
- Knuth-Morris-Pratt Algorithmus
  - Komplexität:  $O(m + n)$
- Rabin-Karp Algorithmus: Suchen mit Hash-Funktion
  - Komplexität im Mittel:  $O(m + n)$
  - Komplexität worst-case:  $O(mn)$
- Boyer-Moore Algorithmus: Suchen rückwärts
  - Komplexität:  $O(n)$
  - Komplexität best-case:  $O(n/m)$
- Reguläre Ausdrücke mit endlichen Automaten
- Suche nach ähnlichen Zeichenketten

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

37

## Zusammenfassung

### 7 Fortgeschrittene Datenstrukturen

### 8 Such-Algorithmen

- Lineare Suche
- Binäre Suche
- Binäre Suchbäume
- Balancierte Suchbäume
- Suchen mit Hashtabellen
- Suchen in Zeichenketten

Notizen

---

---

---

---

---

---

---

---

---

---

38