

---

## Kapitel 6

# Weitere Anfrage-Paradigmen

Viele Folien in diesem Abschnitt sind eine deutsche Übersetzung der Folien von Raymond J. Mooney (<http://www.cs.utexas.edu/users/mooney/ir-course/>). Ein weiterer großer Anteil wurde mit freundlicher Genehmigung von Peter Becker übernommen (<http://www2.inf.fh-rhein-sieg.de/~pbecke2m/retrieval/>).

1

---

## Übersicht

- Boolesche Anfragen
- Näherungsanfragen
- String-Matching
- Reguläre Ausdrücke
- Approximatives String-Matching
- Phonetische Suche

2

---

## Boolesche Anfragen

- Schlüsselwörter kombiniert mit Booleschen Operatoren:
  - ODER: ( $e_1$  OR  $e_2$ )
  - UND: ( $e_1$  AND  $e_2$ )
  - AUSSER: ( $e_1$  BUT  $e_2$ ) erfüllt  $e_1$ , **aber nicht**  $e_2$ .
- Negation wird nur eingeschränkt als AUSSER erlaubt, um den invertierten Index nutzen zu können: effektives Bearbeiten von  $e_1$  durch inv. Index, dann Filtern der Ergebnisse.
- Problem: Untrainierte Anwender haben Probleme mit Boolescher Logik.

3

---

## Boolesches Retrieval mit invertierten Indizes

- **Einzelnes Schlüsselwort:** Finde die gesuchten Dokumente durch Verwendung des invertierten Index.
- **ODER:** Finde auf rekursive Weise  $e_1$  und  $e_2$  bilde die Vereinigung der Ergebnisse.
- **UND:** Finde auf rekursive Weise  $e_1$  und  $e_2$  und bilde den Durchschnitt der Ergebnisse.
- **AUSSER:** Finde auf rekursive Weise  $e_1$  und lösche dann alle Ergebnisse, auf die  $e_2$  zutrifft.

4

## “Natürlichsprachige” Anfragen

---

- Volltext-Anfragen als beliebige Strings.
- Typischerweise werden sie nur wie ein “bag of words” im Vektorraum-Modell behandelt und mit Standard-Vektor-Retrieval-Methoden verarbeitet.

5

## Phrasen-Retrieval mit invertierten Indizes

---

- Muss einen invertierten Index verwenden, der auch die *Positionen* der Schlüsselwörter in den Dokumenten speichert.
- Finde Dokumente und Positionen für jedes individuelle Wort, bilde Durchschnitt der Treffermengen, und prüfe abschließend auf den richtigen Zusammenhang der Schlüsselwort-Positionen.
- Am besten beginnt man die Prüfung der Zusammenhänge mit dem am wenigsten häufigen Wort in der Phrase.

7

## Phrasen-Anfragen

---

- Findet Dokumente, die spezifische Phrasen (geordnete Listen zusammenhängender Wörter) enthalten
  - “information theory”
- Kann intervenierende Stopwörter und/oder Stemming zulassen.
  - “buy camera” matches:
    - “buy a camera”
    - “buying the cameras”
    - etc.

6

## Phrasensuche

---

Aufgabe: Gegeben sei die Menge  $D$  von Dokumenten, in der alle Schlüsselwörter  $k_1 \dots k_m$  vorkommen. (Diese Menge wird vorher per UND-Anfrage bestimmt.)  
Gesucht ist die Teilmenge  $R$  von  $D$ , in der diese Schlüsselwörter in einer Phrase  $(k_1 \dots k_m)$  vorkommen.

Initialisiere eine leere Menge  $R$  von gefundenen Dokumenten.

Für jedes Dokument  $d$  in  $D$ :

Suche für jedes  $k_i$  die Folge der Positionen  $P_i$  der Vorkommen in  $d$

Bestimme die kürzeste Folge  $P_s$  der  $P_i$ 's

Für jede Position  $p$  des Schlüsselworts  $k_s$  in  $P_s$

Für jedes Schlüsselwort  $k_i$  außer  $k_s$

Verwende die binäre Suche, um eine Position  $(p - s + i)$  in der Folge  $P_i$  zu finden.

Falls für jedes Schlüsselwort die korrekte Position gefunden wurde, füge  $d$  zu  $R$  hinzu

Gib  $R$  aus.

8

## Näherungsanfragen

---

- Liste von Termen mit zusätzlichen maximalen Abstandsbeschränkungen zwischen den Termen.
- Beispiel: “dogs” und “race” in 4 Wörtern passt zu “...dogs will begin the race...”
- Man kann zusätzlich Stemming verwenden und/oder Stopwörter ignorieren.

9

## Näherungs-Retrieval mit invertiertem Index

---

- Benutze Ansatz ähnlich wie bei Phrasensuche, um alle Dokumente zu finden, die die Schlüsselwörter enthalten.
- Finde bei der binären Suche nach den Positionen der verbleibenden Schlüsselwörter die nächste Position von  $k_i$  nach  $p$  und überprüfe, dass diese innerhalb des maximal zulässigen Abstands ist.

10

## String-Matching

---

- Erlaubt allgemeinere Stringvergleiche in Anfragen, während der vorher diskutierte Ansatz die Wörter als atomare Einheiten (Tokens) betrachtet.
- Erfordert für effiziente Bearbeitung komplexere Datenstrukturen und Algorithmen als invertierte Indizes.

11

## String-Matching

---

- Die Suche von einem Muster in einem Text wird auch als *String Matching* oder *Pattern Matching* bezeichnet.
- Generell besteht die Aufgabe darin, einen String (das *Muster*, *Pattern*) der Länge  $m$  in einem Text der Länge  $n$  zu finden, wobei  $n > m$  gilt.
- Je nach Freiheitsgraden bei der Suche unterscheidet man verschiedene Arten von String-Matching-Problemen.

12

## Arten von String-Matching-Problemen

---

- **Exaktes String-Matching:** Wo tritt ein String  $pat$  in einem Text  $text$  auf? Beispiel: `fgrep`
- **Matching von Wortmengen:** Gegeben sei eine Menge  $S$  von Strings. Wo tritt in einem Text ein String aus  $S$  auf? Beispiel: `agrep`
- **Matching regulärer Ausdrücke:** Welche Stellen in einem Text passen auf einen regulären Ausdruck? Beispiel: `grep`, `egrep`
- **Approximatives String-Matching:** Welche Stellen in einem Text passen am besten auf ein Muster (Best-Match-Anfrage)?

13

## Arten von String-Matching-Problemen

---

- Welche Stellen in einem Text stimmen mit einem Muster bis auf  $d$  Fehler überein (Distance-Match-Anfrage)? Beispiel: `agrep`
- **Editierdistanz:** Wie kann man am “günstigsten” einen String  $s$  in einen String  $t$  überführen? Beispiel: `diff`

14

## Einfache Strukturen

---

- **Prefix:** Struktur, die zum Wortanfang passt.
  - “anti” passt zu “antiquity”, “antibody”, etc.
- **Suffix:** Struktur, die zum Wortende passt:
  - “ix” passt zu “fix”, “matrix”, etc.
- **Substring:** Struktur, die zu einer willkürlichen Teilfolge von Zeichen passt.
  - “rapt” passt zu “enrapture”, “velociraptor” etc.
- **Range:** Stringpaar, das zu jedem Wort passt, das lexikographisch (alphabetisch) dazwischen liegt.
  - “tin” to “tix” passt zu “tip”, “tire”, “title”, etc.

15

## Anwendungen

---

- Wo braucht man String-Matching-Verfahren? Z.B.:
  - Volltextdatenbanken
  - Retrievalsysteme
  - Suchmaschinen
  - Bioinformatik
- In diesem Abschnitt lernen wir effiziente Algorithmen für String-Matching kennen.

16

## Bezeichnungen

---

- Ein *Alphabet* ist eine endliche Menge  $\Sigma$  von Symbolen.  $|\Sigma|$  bezeichnet die Kardinalität von  $\Sigma$ .
- Ein *String* (*Zeichenkette, Wort*)  $s$  über einem Alphabet ist eine endliche Folge von Symbolen aus  $\Sigma$ .  $|s|$  bezeichnet die *Länge* von  $s$ .
- $\varepsilon$  bezeichnet den *leeren String*.
- Wenn  $x$  und  $y$  Strings sind, dann bezeichnet  $xy$  die *Konkatenation* von  $x$  und  $y$ .

17

## Bezeichnungen

---

- $s[i]$  bezeichnet das  $i$ -te Element eines Strings  $s$  ( $1 \leq i \leq |s|$ ).
- $s[i..j]$  bezeichnet den String  $s[i]s[i+1]...s[j]$ .
- Für  $i > j$  gelte  $s[i..j] = \varepsilon$
- Für zwei Strings  $x$  und  $y$  gilt  $x = y$  genau dann, wenn  $|x| = |y| = m$  und  $x[i] = y[i]$  für alle  $1 \leq i \leq m$  gilt.
- Wenn  $w = xyz$  ein String ist, dann ist  $x$  ein *Präfix* und  $z$  ein *Suffix* von  $w$ .
- Gilt  $w \neq x$  ( $w \neq z$ ), dann ist  $x$  ( $z$ ) ein *echter Präfix* (*echter Suffix*) von  $w$ .

18

- Ein String  $x$  (mit  $m = |x|$ ) heißt *Teil-String* (*Faktor*) von  $y$ , wenn ein  $i$  existiert mit  $x = y[i..i+m-1]$ . Andere Sprechweisen:  $x$  tritt in  $y$  an Position  $i$  auf bzw. Position  $i$  ist ein *Match* für  $x$  in  $y$ .

19

## Exaktes String-Matching

---

- **Problem 6.1. [Exaktes String-Matching]**  
Gegeben sind die Strings  $pat$  und  $text$ .
  - (a) Man bestimme, ob  $pat$  ein Teil-String von  $text$  ist.
  - (b) Man bestimme die Menge aller Positionen, an denen  $pat$  in  $text$  auftritt. Diese Menge wird mit  $MATCH(pat; text)$  bezeichnet.
- Im folgenden wird nur die Variante (a) von Problem 6.1 betrachtet.
- Algorithmen für die Variante (b) erhält man durch einfache Modifikationen der Algorithmen für (a).
- Im folgenden sei  $m = |pat|$  und  $n = |text|$ .

20

## Naiver Ansatz

- Der naive Ansatz besteht darin, für jede Position von  $text$  (bzw. solange  $pat$  ab der aktuellen Position in  $text$  passt) von neuem zu testen, ob  $pat$  an dieser Position auftritt.
- Das allgemeine Schema für solch einen naiven Algorithmus lautet:
  - **for**  $i := 1$  **to**  $n-m+1$  **do**  
    man prüfe, ob  $pat = text[i..i+m-1]$  gilt
- Die Prüfung kann nun “von links nach rechts” oder “von rechts nach links” erfolgen.
- Dies führt zu unterschiedlichen naiven Algorithmen und darauf aufbauend zu unterschiedlichen Ansätzen der Verbesserung:
  - „von links nach rechts“ → Algorithmus von Morris und Pratt
  - „von rechts nach links“ → Algorithmus von Boyer und Moore
- Wir betrachten hier nur die zweite Variante.

21

## Der Algorithmus von Boyer und Moore

- Der Algorithmus von Boyer und Moore kann als eine verbesserte Variante eines naiven String-Matching-Algorithmus angesehen werden, bei dem  $pat$  mit  $text$  von rechts nach links verglichen wird.
- **Algorithmus 6.1 [naives String-Matching von rechts nach links]**

```
i := 1
while i ≤ n-m+1 do
  j := m
  while j ≥ 1 and pat[j] = text[i+j-1] do j := j-1 end
  if j = 0 then return true
  i := i + 1
end
return false
```

22

## Analyse des naiven Algorithmus

- **Satz 6.1.** *Der naive Algorithmus 6.1 löst Problem 6.1 in Zeit  $O(nm)$  und Platz  $O(m)$ .*
- Für  $pat = ba^{m-1}$  und  $text = a^n$  benötigt Algorithmus 6.1  $(n-m+1)m = nm - m^2 + m$  Zeichenvergleiche. (Dies ist der ‚worst case‘.)
- Bei einem binären Alphabet und zufällig erzeugten  $pat$  und  $text$  (jedes Zeichen unabhängig und jedes Symbol mit Wahrscheinlichkeit  $1/2$ ) ergibt sich für die durchschnittliche Anzahl an Zeichenvergleichen:  $(2-2^{-m})n + O(1)$

23

## Analyse des naiven Algorithmus

- Trotz der im Durchschnitt linearen Laufzeit lohnt sich der Einsatz von “besseren” String-Matching-Algorithmen, denn:
  - die nachfolgenden String-Matching-Algorithmen haben sich nicht nur in der Theorie, sondern auch in der Praxis als erheblich effizienter erwiesen, und
  - die Verteilung der Buchstaben des Alphabets über den Text ist in der Regel nicht statistisch unabhängig.

24

## Der Algorithmus von Boyer und Moore

Der Algorithmus von Boyer und Moore basiert auf der folgenden Überlegung:

- Tritt in Algorithmus 6.1 an Stelle  $j$  ein Mismatch auf und kommt  $pat[j+1..m]$  nicht ein weiteres mal in  $pat$  als Teil-String vor, so kann  $pat$  gleich um  $m$  Zeichen nach rechts verschoben werden.
- (Vergleicht man dagegen von links nach rechts, kann  $pat$  nach einem Mismatch an Position  $j$  nie um mehr als  $j$  Positionen nach rechts verschoben werden. Dies ist das Prinzip des Algorithmus von Morris und Pratt).

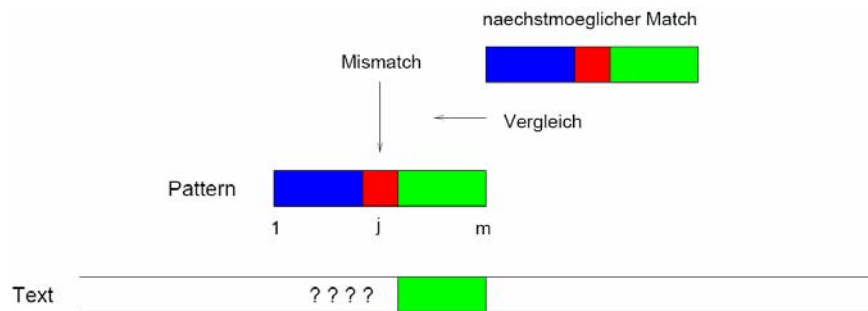
25

## Veranschaulichung

- Kommt es in Algorithmus 6.1 an Stelle  $j$  von  $pat$  zu einem Mismatch, so gilt  $pat[j+1..m] = text[i+j \dots i+m-1]$  und  $pat[j] \neq text[i+j-1]$ .
- Dies kann wie folgt ausgenutzt werden: Angenommen,  $pat$  tritt in  $text$  an einer Position  $i+s$  mit  $i < i+s < i+m$  auf. Dann müssen die beiden folgenden Bedingungen gelten:
  - (BM1)  $\forall j < k \leq m: k \leq s \vee pat[k-s] = pat[k]$
  - (BM2)  $s < j \Rightarrow pat[j-s] \neq pat[j]$

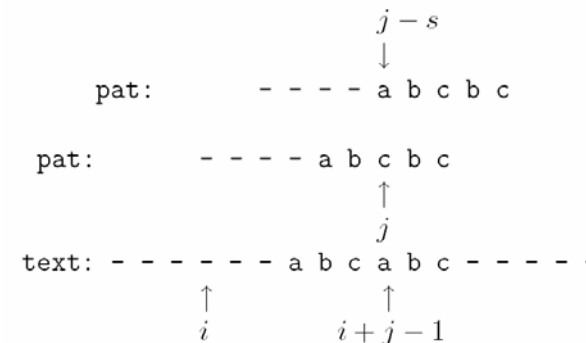
27

## Veranschaulichung



26

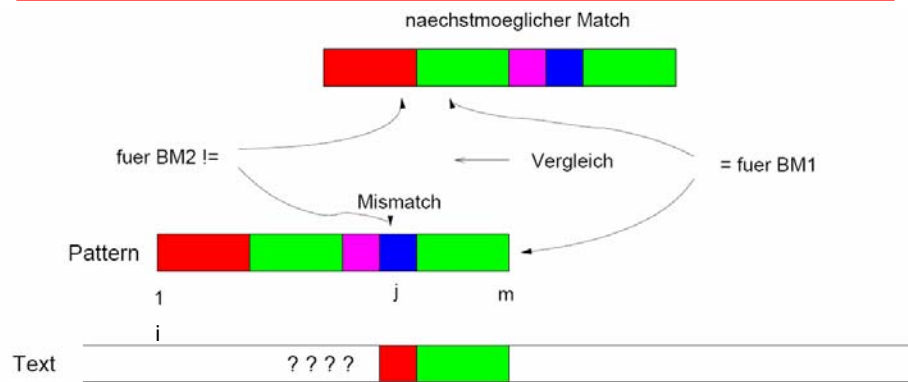
## Veranschaulichung



**Fazit:** Wir brauchen also erst wieder bei einer Stelle zu testen, bei der die beiden Bedingungen gelten. Damit man keinen Match verpasst, muss  $s$  möglichst klein gewählt werden.

28

# Veranschaulichung



Wdh.: Angenommen, es gibt einen Mismatch an Stelle  $j$  von  $pat$ , und  $pat$  tritt in  $text$  an einer Position  $i+s$  mit  $i < i+s < i+m$  auf. Dann gelten die beiden folgenden Bedingungen:

- (BM1)  $\forall j < k \leq m: k \leq s \vee pat[k-s] = pat[k]$
- (BM2)  $s < j \rightarrow pat[j-s] \neq pat[j]$

29

## Forts. Bayer-Moore-Algorithmus

- Die entsprechenden Werte werden in einer Preprocessingphase ermittelt und in der *Shift-Tabelle D* abgelegt. (Hierzu kann wiederum eine Variante des Boyer-Moore-Algorithmus genutzt werden.)

$$D[j] := \min_{s>0} \{s \mid (BM1) \text{ und } (BM2) \text{ gilt f\u00fcr } j \text{ und } s\}$$

- Der Algorithmus von Boyer und Moore verwendet nun im Falle eines Mismatches an Position  $j$  den in  $D[j]$  abgelegten Wert, um  $pat$  nach rechts zu verschieben.

30

## Algorithmus 6.2 [Algorithmus von Boyer und Moore]

```

i := 1
while i ≤ n - m + 1 do
  j := m
  while j ≥ 1 and pat[j] = text[i + j - 1] do
    j := j - 1
  end
  if j = 0 then return true
  i := i + D[j]
end
return false

```

31

## Beispiel

**Definition 6.1** Der  $n$ -te *Fibonacci-String*  $F_n$  ( $n \geq 0$ ) ist wie folgt definiert:

- $F_0 = \epsilon$
- $F_1 = b$
- $F_2 = a$
- $F_n = F_{n-1}F_{n-2}$  f\u00fcr  $n > 2$

- $D[j]$  lautet f\u00fcr  $F_7$ :

$j$	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13
$pat[j]$	$a$	$b$	$a$	$a$	$b$	$a$	$b$	$a$	$a$	$b$	$a$	$a$	$b$
$D[j]$	8	8	8	8	8	8	8	3	11	11	6	13	1

32



## Weitere Verbesserung von Boyer-Moore

Algorithmus 6.2 kann noch weiter verbessert werden: Tritt an Stelle  $m$  von  $pat$  (also bereits beim ersten Vergleich) ein Mismatch auf, so wird  $pat$  momentan nur um eine Stelle nach rechts verschoben.

Es sei

$$last[c] := \max_{1 \leq j \leq m} \{j \mid pat[j] = c\}$$

und  $last[c] := 0$  falls  $c$  nicht in  $pat$  auftritt.

$last[c]$  gibt für ein  $c \in \Sigma$  die jeweils letzte Position von  $c$  in  $pat$  an. Kommt es nun an Stelle  $j$  zu einem Mismatch, kann statt

$$i := i + D[j]$$

die Anweisung

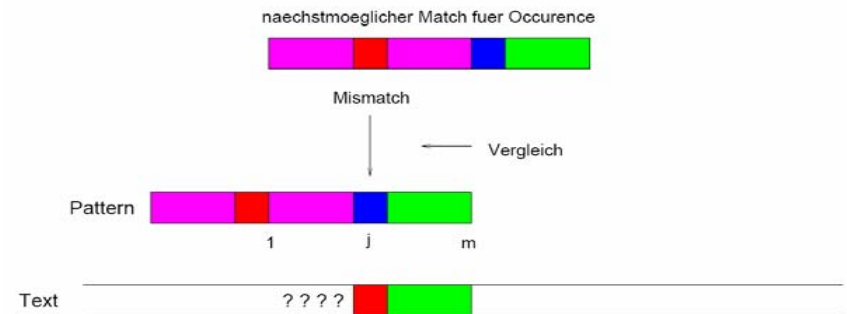
$$i := i + \max(D[j], j - last[text[i + j - 1]])$$

verwendet werden. Damit ergeben sich noch größere Verschiebungen.

33

## Bemerkungen

- Auf gewöhnlichen Texten verhält sich die vereinfachte Version i.d.R. nur marginal schlechter als die ursprüngliche Version.
- Bei kleinem  $|\Sigma|$  ist die Occurrence-Heuristik i.d.R. nutzlos.



35

## Bemerkungen

- Verschiebungen der Länge  $j - last[text[i + j - 1]]$  heißen *Occurrence-Shift*.
- Wird nur der Occurrence-Shift verwendet, d.h. die Verschiebe-Anweisung lautet
 
$$i := i + \max(1, j - last[text[i + j - 1]])$$
 so spricht man von einem *vereinfachten Boyer-Moore-Algorithmus*.
- Die Worst-Case-Laufzeit des vereinfachten Boyer-Moore-Algorithmus beträgt  $O(nm)$ .

34

## Beispiel: Algorithmus von Boyer und Moore

Der String  $F_7$  wird in dem String  $abaababaabacabaababaabaab$  gesucht.

```

                a b a a b a b a a b a a b
              a b a a b a b a a b a a b
            a b a a b a b a a b a a b
          a b a a b a b a a b a a b
        a b a a b a b a a b a a b
      a b a a b a b a a b a a b
    a b a a b a b a a b a a b
  a b a a b a b a a b a c a b a a b a b a a b a a b

```

36

## Beispiel-Shift-Tabellen / Komplexität

datenbank	retrieval	compiler	
999999991	999999991	88888881	
kuckuck	rokoko	papa	abrakadabra
3336661	662641	2241	77777771131
			00

**Satz 4.5.** Algorithmus 6.2 löst Problem 6.1(a) in Zeit  $O(n + m)$  und Platz  $O(m)$ .

37

## Bemerkungen

- Als scharfe obere Schranke für die Anzahl an Zeichenvergleichen ergibt sich  $3n$ .
- Würde man statt (BM1) und (BM2) nur (BM1) verwenden, so wäre keine lineare Laufzeit mehr gewährleistet ( $O(mn)$ ).
- Sucht man mit dem Algorithmus von Boyer und Moore nach allen Matches für  $pat$  in  $text$ , so ist die Laufzeit ebenfalls  $O(mn)$ .

38

## Reguläre Ausdrücke

- Sprache zur Bildung von komplexeren Suchmustern:
  - Ein individuelles Zeichen ist ein regex (regulärer Ausdruck) .
  - **Vereinigung:** Wenn  $e_1$  und  $e_2$  regexes sind, dann ist  $(e_1 | e_2)$  ein regex, der zu allem passt, was zu  $e_1$  oder zu  $e_2$  passt.
  - **Verknüpfung:** Wenn  $e_1$  und  $e_2$  regexes sind, dann ist  $e_1 e_2$  ein Regex, der zu einem String passt, der aus einem Substring besteht, der zu  $e_1$  passt, sofort gefolgt von einem Substring, der zu  $e_2$  passt.
  - **Wiederholung** (Kleene-Abschluss): Wenn  $e_1$  ein regex ist, dann ist  $e_1^*$  ein regex, der zu einer Folge von null oder mehr Strings passt, die zu  $e_1$  passen.

39

## Beispiele regulärer Ausdrücke

- $(u|e)nabl(e|ing)$  passt zu
  - unable
  - unabling
  - enable
  - enabling
- $(un|en)^*able$  passt zu
  - able
  - unable
  - unenable
  - enunenenable
  - ...

40

## Erweiterte Regex's (Perl)

---

- Perl enthält spezielle Terme für bestimmte Zeichentypen, wie alphabetische oder numerische oder allgemeine "Wildcards".
- Spezieller Wiederholungsoperator (+) für 1 oder mehrere Vorkommen.
- Spezieller optionaler Operator (?) für 0 oder 1 Vorkommen.
- Spezieller Wiederholungsoperator für spezifische Anzahl von Vorkommen : {min,max}.
  - A{1,5} - ein bis fünf A's.
  - A{5,} - fünf oder mehr A's
  - A{5} - genau fünf A's

41

## Perl

---

- Zeichenklassen:
  - \w (word char) jedes alpha-numerische Zeichen (Negation: \W)
  - \d (digit char) jede Zahl (Negation: \D)
  - \s (space char) jeder Zwischenraum (Negation: \S)
  - . (wildcard) alles
- Ankerpunkte:
  - \b (boundary) Wortgrenze
  - ^ Beginn eines Strings
  - \$ Ende eines Strings

42

## Perl-Regex-Beispiele

---

- U.S. Tel.Nr. ohne optionalen Bereichscode:
  - ^b(\d{3}\s)?\d{3}-\d{4}\b/
- (amer.) Email-Adresse:
  - ^b\S+@\S+(\.com|\.edu|\.gov|\.org|\.net)\b/

43

## Prinzip und Implementierung

---

- Reguläre Ausdrücke werden mit endlichen Automaten analysiert. (Siehe Vorlesung "Theoretische Informatik I")
- Pakete zur Unterstützung von Perl regex's sind in Java verfügbar.

44

## Approximatives String-Matching

---

- Was ist, wenn ein Dokument Tippfehler oder falsche Buchstaben enthält?
- Ähnlichkeitsmaße zwischen Wörtern (beliebigen Strings):
  - Editier-Abstand (Levenstein distance)
  - Längste gemeinsame Teilfolge (longest common substring, LCS)
- Suche alle Strings, die näher sind als ein vorgegebener Schwellwert.

45

## Anwendungsbeispiele

---

- Molekularbiologie (Erkennung von DNA-Sequenzen)
- Ausgleich verschiedener Schreibweisen (Grafik vs. Graphik)
- Ausgleich von Beugungen
- Toleranz gegenüber Tippfehlern
- Toleranz gegenüber OCR-Fehlern

47

## Approximatives String-Matching

---

- Bisher haben wir String-Matching-Probleme betrachtet, bei denen das Muster *pat* exakt mit einem Substring von *text* übereinstimmen musste.
- Beim Matching von regulären Ausdrücken lässt man zwar Varianten zu, aber ebenfalls keine Fehler.
- In vielen praktischen Fällen ist es wünschenswert, die Stellen von *text* zu finden, die mit *pat* “nahezu” übereinstimmen, d.h. man erlaubt Abweichungen zwischen *pat* und *text*.

46

## String-Metriken

---

- Der Begriff “nahezu” wird durch eine Metrik auf Strings formalisiert.
  - Zur Erinnerung: Sei  $M$  eine Menge. Eine Funktion  $d : M \times M \rightarrow \mathbb{R}$  heißt *Metrik*, wenn die folgenden Bedingungen erfüllt sind:
    - $d(x,y) \geq 0$  für alle  $x,y \in M$
    - $d(x,y) = 0 \Leftrightarrow x = y$  für alle  $x, y \in M$
    - $d(x,y) = d(y,x)$  für alle  $x,y \in M$
    - $d(x,z) \leq d(x,y) + d(y,z)$  für alle  $x,y,z \in M$ .
- $(M,d)$  ist dann ein *metrischer Raum*.

48

## String-Metriken

---

**Problem 6.2.** Gegeben seien ein String  $pat$ , ein String  $text$ , eine Metrik  $d$  für Strings und ein ganze Zahl  $k \geq 0$ . Man finde alle Teil-Strings  $y$  von  $text$  mit  $d(pat, y) \leq k$ .

**Bemerkungen:**

- Für  $k = 0$  erhält man das exakte String-Matching-Problem.
- Problem 4.2 ist zunächst ein “abstraktes” Problem, da nichts über die Metrik  $d$  ausgesagt wird.
- Zur Konkretisierung von Problem 6.2 und zur Entwicklung von entsprechenden Algorithmen müssen zunächst sinnvolle Metriken betrachtet werden.

49

## Längste gemeinsame Teilfolge (LCS)

---

- Länge der längsten Teilfolge von Zeichen, die zwei Strings gemeinsam ist.
- Eine *Teilfolge* eines String wird durch das Löschen von null oder mehreren Zeichen erreicht.
- Beispiele:
  - $LCS(\text{misspell}, \text{mispell}) = 7$
  - $LCS(\text{misspelled}, \text{misinterpreted}) = 7$   
“mis...p...e...ed”

50

## Hamming-Distanz

---

**Definition 6.2.** Für zwei Strings  $x$  und  $y$  mit  $|x| = |y| = m$  ergibt sich die *Hamming-Distanz (Hamming Distance)* durch:

$$d(x, y) = |\{1 \leq i \leq m \mid x[i] \neq y[i]\}|$$

**Bemerkungen:**

Die Hamming-Distanz ist die Anzahl der Positionen, an denen sich  $x$  und  $y$  unterscheiden. Sie ist nur für Strings gleicher Länge definiert. Wird in Problem 6.2 für  $d$  die Hamming-Distanz verwendet, so spricht man auch von “string matching with  $k$  mismatches”.

**Beispiel:**  $d(\text{abcabb}, \text{cbacba}) = 4$

51

## Editier- (Levenstein-)Abstand

---

- Die minimale Anzahl von *Löschungen*, *Hinzufügungen* und *Änderungen* von Zeichen, um zwei Strings gleich zu machen.
  - $edit(\text{misspell}, \text{mispell}) = 1$
  - $edit(\text{misspell}, \text{mistell}) = 2$
  - $edit(\text{misspell}, \text{misspelling}) = 3$

52

## Editier-/Levenstein-Distanz

---

### Definition 6.3.

Für zwei Strings  $x$  und  $y$  ist die *Editierdistanz* (*Edit Distance*)  $edit(x, y)$  definiert als die kleinste Anzahl an Einfüge- und Löschoptionen, die notwendig sind, um  $x$  in  $y$  zu überführen.

Läßt man zusätzlich auch die Ersetzung eines Symbols zu, so spricht man von einer *Levenstein-Metrik* (*Levenshtein Distance*)  $lev(x, y)$ .

Nimmt man als weitere Operation die Transposition (Vertauschung zweier benachbarter Symbole) hinzu, so erhält man die *Damerau-Levenstein-Metrik*  $dlev(x, y)$ .

53

### Beispiel:

Für  $x = abcabba$  und  $y = cbabac$  gilt:

$$edit(x, y) = 5$$

- $abcabba \rightarrow bcabba \rightarrow cabba \rightarrow cbba \rightarrow cbaba \rightarrow cbabac$

$$dlev(x, y) = lev(x, y) = 4$$

- $abcabba \rightarrow cbcabba \rightarrow cbabba \rightarrow cbaba \rightarrow cbabac$
- $abcabba \rightarrow bcabba \rightarrow cbabba \rightarrow cbabab \rightarrow cbabac$

55

## Editier-/Levenstein-Distanz

---

### Bemerkungen:

- Offensichtlich gilt stets  $dlev(x, y) \leq lev(x, y) \leq edit(x, y)$ .
- Die Damerau-Levenstein-Metrik wurde speziell zur Tippfehlerkorrektur entworfen.
- Wird in Problem 6.2 für  $d$  eine der Metriken aus Definition 6.3 verwendet, dann spricht man auch von "string matching with  $k$  differences" bzw. von "string matching with  $k$  errors".

54

## Berechnung der String-Distanz

---

**Problem 6.3.** Gegeben seien zwei Strings  $x$  und  $y$ . Man ermittle  $edit(x, y)$  bzw.  $lev(x, y)$  bzw.  $dlev(x, y)$  sowie die zugehörigen Operationen zur Überführung der Strings.

### Bemerkungen:

- Wenn  $x$  und  $y$  Dateien repräsentieren, wobei  $x[i]$  bzw.  $y[j]$  die  $i$ -te Zeile bzw.  $j$ -te Zeile darstellt, dann spricht man auch vom *File Difference Problem*.
- Unter UNIX steht das Kommando `diff` zur Lösung des File Difference Problems zur Verfügung.
- Da die Metriken  $edit$ ,  $lev$  und  $dlev$  sehr ähnlich sind, wird im folgenden nur die Levenstein-Metrik betrachtet.
- Algorithmen für die anderen Metriken erhält man durch einfache Modifikationen der folgenden Verfahren.

56

## Berechnung der String-Distanz

---

- Im folgenden sei  $m = |x|$  und  $n = |y|$  und es gelte  $m \leq n$ .
- Lösungsansatz: dynamische Programmierung
- Genauer: berechne die Distanz der Teilstrings  $x[1 \dots i]$  und  $y[1 \dots j]$  auf Basis bereits berechneter Distanzen.

57

## Berechnung der String-Distanz

---

### Bemerkungen:

- Die Rekursionsformel spiegelt die drei Operation Löschen, Einfügen und Substitution wider.
- Die Stringdistanz ergibt sich als  $LEV[m, n]$ .
- Möchte man nur die Stringdistanz berechnen, so genügt es, sich auf Stufe  $i$  der Rekursion die Werte von  $LEV$  der Stufe  $i - 1$  zu merken.
- Benötigt man die zugehörigen Operationen, speichert man  $LEV$  als Matrix und ermittelt die zugehörigen Operationen in einer "Rückwärtsrechnung".

59

## Berechnung der String-Distanz

---

Die Tabelle  $LEV$  sei definiert durch:

$LEV[i, j] := lev(x[1 \dots i], y[1 \dots j])$  mit  $0 \leq i \leq m, 0 \leq j \leq n$

Die Werte für  $LEV[i, j]$  können mit Hilfe der folgenden Rekursionsformeln berechnet werden:

- $LEV[0, j] = j$  für  $0 \leq j \leq n$ ,
- $LEV[i, 0] = i$  für  $0 \leq i \leq m$
- $LEV[i, j] = \min\{LEV[i - 1, j] + 1, LEV[i, j - 1] + 1, LEV[i - 1, j - 1] + \delta(x[i], y[j])\}$

mit  $\delta(a, b) = \begin{cases} 0, & \text{falls } a = b \\ 1, & \text{sonst} \end{cases}$

58

## Berechnung der String-Distanz

---

### Algorithmus 6.4. [Berechnung der Stringdistanz]

```
for i := 0 to m do LEV[i, 0] := i end
for j := 1 to n do LEV[0, j] := j end
for i := 1 to m do
  for j := 1 to n do
    LEV[i, j] := min{LEV[i - 1, j] + 1,
                    LEV[i, j - 1] + 1,
                    LEV[i - 1, j - 1] + δ(x[i], y[j])}
  end
end
return LEV[m, n]
```

60

## Berechnung der String-Distanz

- **Beispiel:**
- Darstellung von  $LEV$  als Matrix für  $x = cbabac$  und  $y = abcabbbaa$ :

		a	b	c	a	b	b	b	a	a
	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
c	1	1	2	2	3	4	5	6	7	8
b	2	2	1	2	3	3	4	5	6	7
a	3	2	2	2	2	3	4	5	5	6
b	4	3	2	3	3	2	3	4	5	6
a	5	4	3	3	3	3	3	4	4	5
c	6	5	4	3	4	4	4	4	5	5

- Die zugehörigen Umwandlungen lauten:  
 $cbabac \rightarrow ababac \rightarrow abcabac \rightarrow abcabbac \rightarrow abcabbac \rightarrow abcabbbaa$

61

## Komplexität

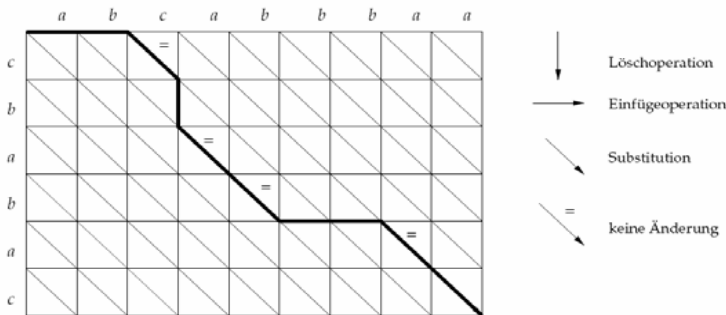
Aus der Rekursionsformel und den Bemerkungen folgt:

**Satz 6.2.** Die Stringdistanz (für edit, lev und dlev) kann in Zeit  $O(mn)$  und Platz  $O(m)$  berechnet werden. Problem 6.3 kann mit Platz  $O(mn)$  gelöst werden.

63

## Berechnung der String-Distanz

- **Veranschaulichung:** Die Berechnung der Stringdistanz kann als Pfad in einem Graphen veranschaulicht werden.



Der dargestellte Pfad entspricht der folgenden (nicht optimalen) Umwandlung:  
 $cbabac \rightarrow acbabac \rightarrow abcabac \rightarrow abcabbac \rightarrow abcabbac \rightarrow abcabbbaa$

62

## Berechnung der String-Distanz

Mit einer kleinen Änderung kann die angegebene Rekursionsformel auch zur Lösung von Problem 6.2 eingesetzt werden:

Es sei  $MLEV$  definiert durch:

$$MLEV [i, j] := \min_{1 \leq l \leq j} \{lev(pat[1 \dots i], text[l \dots j])\}$$

d.h.,  $MLEV [i, j]$  ist die kleinste Distanz zwischen  $pat[1 \dots i]$  und einem Suffix von  $text[1, j]$ .

Es gilt nun:  $MLEV [0, j] = 0$  für  $0 \leq j \leq n$ , denn  $pat[1 \dots 0] = \epsilon$  und  $\epsilon$  ist stets in  $text[1 \dots j]$  ohne Fehler enthalten.

64



## Berechnung der String-Distanz

Ansonsten berechnet sich  $MLEV[i, j]$  wie  $LEV[i, j]$ , d.h.:

$$MLEV[i, 0] = i \text{ für } 0 \leq i \leq m$$

$$MLEV[i, j] = \min \{MLEV[i-1, j] + 1, \\ MLEV[i, j-1] + 1, \\ MLEV[i-1, j-1] + \delta(x[i], y[j])\}$$

Gilt nun  $MLEV[m, j] \leq k$ , so endet in Position  $j$  ein Substring  $y$  von  $text$  mit  $lev(pat, y) \leq k$  (wobei  $m$  die Patternlänge ist).

65

## Berechnung der String-Distanz

**Beispiel:** Die Tabelle  $MLEV$  für  $pat = ABCDE$  und  $text = ACEABPCQDEABCR$ .

	j	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14
i			A	C	E	A	B	P	C	Q	D	E	A	B	C	R
0		0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
1	A	1	0	1	1	0	1	1	1	1	1	1	0	1	1	1
2	B	2	1	1	2	1	0	1	2	2	2	2	1	0	1	2
3	C	3	2	1	2	2	1	1	1	2	3	3	2	1	0	1
4	D	4	3	2	2	3	2	2	2	2	2	3	3	2	1	1
5	E	5	4	3	2	3	3	3	3	3	3	2	3	3	2	2

Für  $k = 2$  ergeben sich die Positionen 3, 10, 13 und 14. Die zugehörigen Substrings von  $text$  sind  $ACE$ ,  $ABPCQDE$ ,  $ABC$  und  $ABCR$ .

**Satz 6.3.** Problem 6.2 kann für die Metriken  $edit$ ,  $lev$  und  $dlev$  in Zeit  $O(mn)$  gelöst werden.

66

## Das Soundex-Verfahren

**Problem:** Suche nach phonetisch ähnlichen Wörtern.

- Wörter werden hierzu auf interne Codes abgebildet.
- Phonetisch ähnliche Wörter sollen auf möglichst gleiche Codes abgebildet werden.
- Das bekannteste Verfahren ist der SOUNDEX-Algorithmus.

67

## Das Soundex-Verfahren

### SOUNDEX-Algorithmus

Der SOUNDEX-Algorithmus besteht aus den folgenden Schritten:

1. Nimm den ersten Buchstaben des Wortes und transformiere die restlichen Buchstaben (unabhängig von Groß- und Kleinschreibung) nach der folgenden Tabelle.

a e i o u h w y	→ 0
b f p v	→ 1
c g j k q s x z	→ 2
d t	→ 3
l	→ 4
m n	→ 5
r	→ 6

2. Streiche alle Nullen.
3. Reduziere alle hintereinander vorkommenden gleichen Zahlen auf eine Zahl.
4. Beschränke den ganzen Code auf maximal vier Stellen.

68

## Beispiel

---

Die Namen *Neumann* und *Newman* werden als gleich erkannt:

- Neumann → N005055 → N555 → N5
- Newman → N00505 → N55 → N5

69

## Bemerkungen

---

- Der SOUNDEX-Algorithmus dient insbesondere der Suche nach Namen.
- Der Code ist nicht immer erfolgreich, denn ähnlich geschriebene Wörter werden oft auf unterschiedliche Codes abgebildet:
  - Beispiel: Rodgers und Rogers.
  - Rodgers → R032062 → R3262 → R326
  - Rogers → R02062 → R262
- In der Praxis wird der SOUNDEX-Algorithmus z.T. in leicht abgeänderter Form eingesetzt.

70