



Grundlagen der Informatik

Vorlesungsskript

Mitschrift von Falk-Jonatan Strube

Vorlesung von Dr. Boris Hollas

18. Januar 2016

Inhaltsverzeichnis

1 Aussagenlogik	1
1.1 Syntax und Semantik	1
1.2 Rechenregeln	2
2 Beweistechniken	3
3 Elementare Kombinatorik	5
4 O-Notation	6
5 Graphen	8
5.1 Bäume	10
5.2 Datenstrukturen zur Repräsentation	11
5.3 Grundlegende Graphalgorithmen	11
5.3.1 Breitensuche	11
5.3.2 Tiefensuche	12
5.3.3 Topologisches Sortieren	13
5.3.4 Suche	13
5.3.5 Sortierverfahren	14
6 Codierungstheorie	15
6.1 Paritätsprüfung	16
6.1.1 ISBN-Code	17
6.2 Fehlerkorrigierende Codes	18
6.2.1 Lineare Codes	19

Allgemeine Informationen

Zugelassene Hilfsmittel Klausur: A-4 Blatt (doppelseitig, handbeschrieben)

Prüfungsvorleistung: alle paar Woche eine Lernabfrage in der Vorlesung (Bestanden wenn insgesamt im Schnitt 50%)

Grundlage der Vorlesung: Grundkurs theoretische Informatik [1]

Lernkontrolle ab 23.10.2015 alle zwei Wochen.

1 Aussagenlogik

Mit der Aussagenlogik lassen sich Aussagen formulieren, die entweder wahr oder falsch sind. Aussagen sind atomare Aussagen wie „die Straße ist nass“ oder mit Hilfe von logischen Operatoren zusammengesetzte Aussagen.

1.1 Syntax und Semantik

Definition: Die *Formeln der Aussagenlogik* sind induktiv definiert.

- Jede atomare Aussage ist eine Formel der Aussagenlogik. Diese heißen Atomformeln oder Variablen. Atomformeln bezeichnen wir mit Kleinbuchstaben oder durch Wörter in Kleinbuchstaben.
- Wenn F, G Formeln der Aussagenlogik sind, dann auch $(F \wedge G)$, $(F \vee G)$, $(\neg F)$.

Bsp.: Formeln der Aussagenlogik sind $x, y, x \wedge y, (x \wedge (y \wedge z)) \vee (\neg x \wedge (y \wedge \neg z))$, $regnet$, $regnet \wedge nass$, da sie jeweils aus atomaren Aussagen die nach der Definition zusammensetzen lassen bestehen. Keine Formeln der Aussagenlogik sind $x \wedge \vee x, x \wedge \vee y$.

Um Klammern zu sparen, legen wir Prioritäten fest:

Operator	Priorität
\neg	höchste
\wedge, \vee	
$\rightarrow, \leftrightarrow$	niedrigste

Definition: Eine *Belegung* einer Formel F der Aussagenlogik ist eine Zuordnung von Wahrheitswerten „wahr“ (1) oder „falsch“ (0) zu den Atomarformeln in F . Daraus ergibt sich der *Wahrheitswert* einer Formel:

- Eine Atomformel ist genau dann wahr, wenn sie mit „wahr“ belegt ist.
- Die Formel $F \wedge G$ ist genau dann wahr, wenn F „wahr“ ist und G „wahr“ ist.
 $F \vee G$ ist wahr, wenn F wahr ist oder G wahr.
 $\neg F$ ist wahr, wenn F falsch ist.

F	G	$F \wedge G$	$F \vee G$	$\neg F$	$F \rightarrow G$	$F \leftrightarrow G$
0	0	0	0	1	1	1
0	1	0	1	1	1	0
1	0	0	1	0	0	0
1	1	1	1	0	1	1

Bsp.: Wenn *regnet* bedeutet: „Es regnet.“

Wenn *nass* bedeutet: „Die Straße ist nass.“

Dann bedeutet $regnet \wedge nass$: „Es regnet und die Straße ist nass.“

„Wenn es regnet, dann ist die Straße nass“ ($regnet \rightarrow nass$). Es muss nur der Fall ausgeschlossen werden, der nicht eintreffen kann: $\neg(regnet \wedge \neg nass) \Rightarrow$ Folgendes darf nicht eintreffen: „Es regnet und die Straße ist nicht nass“.

Alles andere („Es regnet nicht und die Straße ist nicht nass“, „Es regnet nicht und die Straße ist nass“ und „Es regnet und die Straße ist nass“) darf eintreffen.

<i>regnet</i>	<i>nass</i>	$\neg(regnet \wedge \neg nass) = \neg regnet \vee nass$
0	0	1
0	1	1
1	0	0
1	1	1

Definition: Die Operatoren \rightarrow (*Implikation*) und \leftrightarrow (*Äquivalenz*) sind definiert durch:

- $F \rightarrow G = \neg F \vee G$
- $F \leftrightarrow G = (F \rightarrow G) \wedge (G \rightarrow F)$

(Siehe Tabelle oberhalb)

Bsp.: Berechnen des Betrags *y* einer Zahl *x*:

```

1 if (x >= 0)
2   y = x;
3 else
4   y = -x;
```

Dargestellt als Formel der Aussagenlogik: $((x \geq 0) \rightarrow y = x) \wedge (\neg(x \geq 0) \rightarrow y = -x)$

Definition: Eine Formel *F* der Aussagenlogik heißt

- *erfüllbar*, wenn es eine Belegung gibt, sodass *F* wahr ist, sonst *unerfüllbar*. Mit \perp bezeichnen wir eine unerfüllbare Formel (Widerspruch).
- *Tautologie* oder *gültig*, wenn *F* für jede Belegung wahr ist. Bezeichnung: \top

Bsp.:

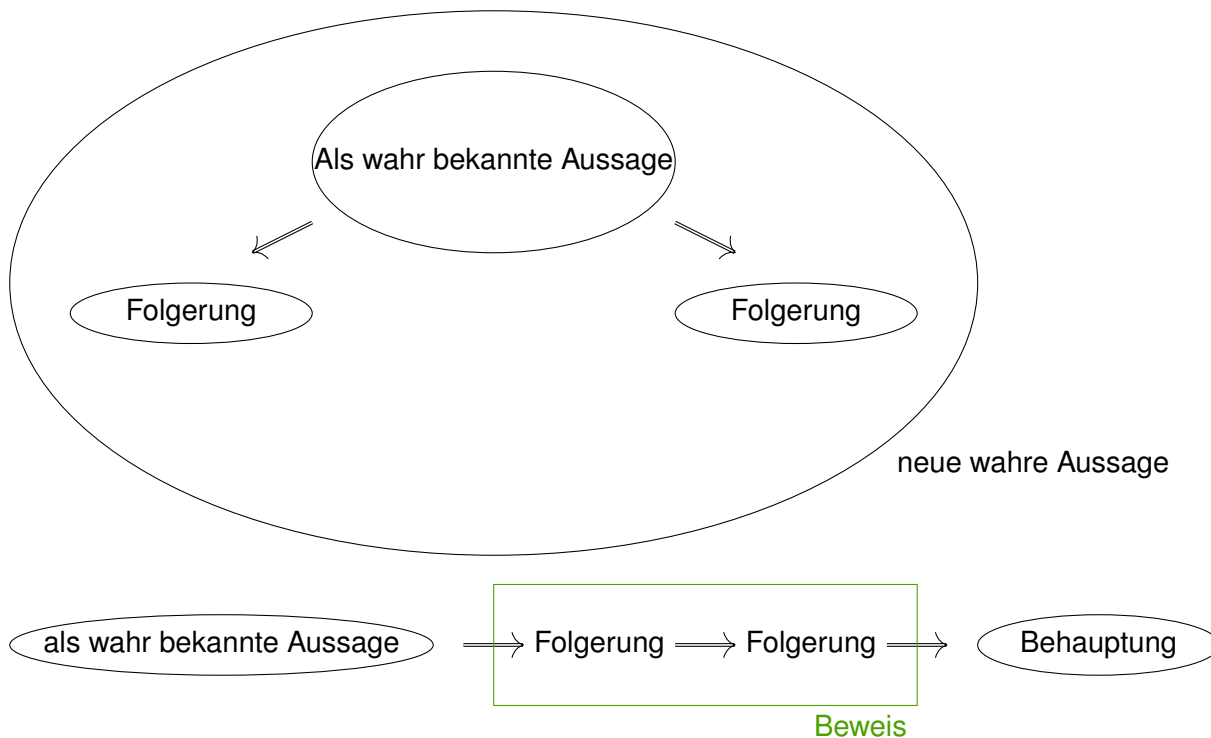
- $x \wedge y$ ist erfüllbar.
- $((\neg x \wedge y) \vee (x \wedge \neg y)) \wedge \neg(x \vee y)$ ist unerfüllbar (linke Seite: entweder x oder y falsch - rechte Seite: x oder y falsch)
- $x \vee \neg x$ ist eine Tautologie

Definition: Wir schreiben $F \equiv G$ („*F* ist äquivalent zu *G*“), wenn für jede Belegung gilt: $F \leftrightarrow G$ wahr (d.h., $F \leftrightarrow G$ ist gültig).

1.2 Rechenregeln

siehe Mathematik I

2 Beweistechniken



Direkter Beweis

Bsp.: Wenn $a \in \mathbb{Z}$ gerade ist, dann ist auch a^2 gerade.
 $(a \in \mathbb{Z} \text{ gerade} \Rightarrow a^2 \text{ gerade})$

Beweis:

- Wenn a gerade ist, gibt es ein n mit $a = 2 \cdot n$.
- Dann gilt $a^2 = 4 \cdot n^2 = 2 \cdot 2n^2$,
- woraus a^2 gerade folgt.

Indirekter Beweis Mit einem indirekten Beweis wird $A \Rightarrow B$ bewiesen, indem die äquivalente Aussage $\neg B \Rightarrow \neg A$ bewiesen wird.

Bsp.: Wenn a^2 gerade ist, dann auch a .
 $(a^2 \text{ gerade} \Rightarrow a \text{ gerade})$

Beweis: Wir zeigen: Wenn a ungerade ist, dann auch a^2 .

- Aus a ungerade folgt $a = 2n - 1$ für ein n .
- Dann ist $a^2 = 4n^2 - 4n + 1 = \underbrace{4(n^2 - n)}_{\text{gerade}} + \underbrace{1}_{\text{ungerade}}$,
- Aus gerade + ungerade folgt ungerade, woraus a^2 ungerade folgt.

Beweis durch Widerspruch Mit einem Beweis durch Widerspruch wird eine Aussage A bewiesen, indem gezeigt wird, dass die Annahme „ A ist falsch“ zu einem Widerspruch führt.
(D.h., es wird $\neg A \rightarrow \perp$ gezeigt)

Bsp.: $\sqrt{2}$ ist irrational. Siehe Mathematik I.

Vollständige Induktion Mit einer vollständigen Induktion lassen sich Aussagen der Art „für alle $n \in \mathbb{N}$ gilt ...“ beweisen.

Prinzip: Gegeben eine Aussage der Form „für alle $n \in \mathbb{N}$ gilt $A(n)$ “

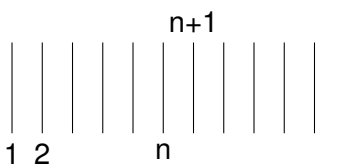
- **Induktionsanfang:** Man zeigt, die Wahrheit der Aussage für $n = 1$ (mit anderen Worten: Man zeigt, dass $A(1)$ wahr ist) [1: die kleinste mögliche Zahl \Rightarrow kann auch 0 oder eine andere sein]
- **Induktionsvoraussetzung:** Die Aussage ist für n wahr.
- **Induktionsschritt:** Wenn IV wahr ist, dann ist die Aussage auch für $n + 1$ wahr.

In Formeln: Man zeigt

- IA: $A(1)$
- IV: $A(n)$
- IS: für alle n : $A(n) \Rightarrow A(n + 1)$

Beispiel Dominosteine: Wenn der erste Stein fällt, fällt auch der Zweite. Und wenn der n -te Stein fällt, fällt auch der $n + 1$ -te:

- IA: 1. Umstoßen
- IV: Wenn der vorherige Stein umfällt, fällt auch der nächste
- IS: Wenn n -ter umgestoßen wird, dann auch $n + 1$ -ter



Bsp.: Für alle $n \geq 1$ gilt $\sum_{k=1}^n k = \frac{n(n+1)}{2}$

Beweis (Induktion):

IA $n = 1$: $1 = \frac{1 \cdot 2}{2}$ ist wahr.

IV Es gelte $\sum_{k=1}^n k = \frac{n(n+1)}{2}$ ist wahr.

IS $n \rightarrow n + 1$: Zu zeigen: $\sum_{k=1}^{n+1} k = \frac{(n+1)(n+2)}{2}$ Es gilt:

$$\begin{aligned} \sum_{k=1}^{n+1} k &= \left(\sum_{k=1}^n k \right) + n + 1 \\ &\stackrel{IV}{=} \frac{n(n+1)}{2} + n + 1 \\ &= \dots = \frac{(n+1)(n+2)}{2} \# \end{aligned}$$

3 Elementare Kombinatorik

Kreuzprodukt:

$$A \times B = \{(a, b) | a \in A, b \in B\}$$

$$A^n = \underbrace{A \times \dots \times A}_n$$

Die *Potenzmenge* einer Menge M ist die Menge aller Teilmengen von M : $\mathcal{P}(M) = \{A | A \subseteq M\}$

Bsp.: $\mathcal{P}(\{1, 2\}) = \{\emptyset, \{1\}, \{2\}, \{1, 2\}\}$

Definition: Die Mächtigkeit einer Menge A ist die Anzahl ihrer Elemente. Notation: $|A|$

Satz: Es gilt $|A^n| = |A|^n$

Beweis: Nach Def. ist $A^n = \{(a_1, \dots, a_n) | a_1, \dots, a_n \in A\}$. Um das n -Tupel (a_1, \dots, a_n) zu erzeugen, gibt es $|A|$ viele Möglichkeiten. Insgesamt gibt es daher $|A|^n$ Möglichkeiten das n -Tupel (a_1, \dots, a_n) auszuwählen.

Bsp.: Eine PIN bestehe aus 6 Ziffern. Mit $A = \{0, \dots, 9\}$ ist A^6 die Menge aller PINs. Mit obigen Satz folgt: Die Anzahl aller PINs ist $|A^6| = |A|^6 = 10^6$

Bsp.: In dem Programm

```
1 for (i=1 to n)
2   for (j=1 to n)
3     a[i][j]=i+j;
```

werden alle Paare (i, j) erzeugt. Die Anzahl der Paare ist $|\{1, \dots, n\}^2| = |\{1, \dots, n\}|^2 = n^2$. Es gibt daher n^2 Schleifendurchläufe.

Satz: $|\mathcal{P}(M)| = 2^{|M|}$

Beweis: Für $M = \{m_1, \dots, m_n\}$ identifizieren wir eine Teilmenge $A \subseteq M$ durch das n -Tupel (a_1, \dots, a_n) mit $a_k \begin{cases} 0 \text{ für } m_k \notin A \\ 1 \text{ für } m_k \in A \end{cases}$. Nach obigen Satz gibt es $|\{0, 1\}^n| = 2^n = 2^{|M|}$ derartige Tupel.

Definition: Für eine n -elementige Menge ist $\binom{n}{k}$ die Anzahl ihrer k -elementigen Teilmengen ($n \geq k \geq 0$).

Bsp.:

$$\binom{n}{0} = 1, \text{ da } \emptyset \text{ die einzige 0-elementige Teilmenge ist.}$$

$$\binom{n}{n} = 1, \text{ da es nur eine n-elementige Teilmenge gibt (die Menge selber).}$$

$\binom{n}{1} = n$, da es n 1-elementige Teilmengen gibt.

$\binom{n}{2} = \frac{n(n-1)}{2}$, denn für das 1. Element gibt es n Möglichkeiten, für das 2. Element $n-1$ Möglichkeiten. Da das Element $\{a, b\} = \{b, a\}$ hierbei doppelt gezählt wird, müssen wir durch 2 teilen.

Definition: Eine Permutation der Folge $1, \dots, n$ ist eine neue Anordnung dieser Folge.

Bsp.: Alle Permutationen von $1, 2, 3$ sind $1, 2, 3; 1, 3, 2; 2, 1, 3; 2, 3, 1; 3, 1, 2; 3, 2, 1$.

Definition: $n! = 1 \cdot \dots \cdot n$ $0! = 1$.

Satz: Es gibt $n!$ Permutationen von n Zahlen.

Beweis: Für die 1. Stelle gibt es n Möglichkeiten, für die 2. Stelle $n-1$ usw. Für die letzte Stelle nur noch eine Möglichkeit. Insgesamt also $n \cdot \dots \cdot 1 = n!$ Möglichkeiten.

Satz: $\binom{n}{k} = \frac{n!}{k!(n-k)!}$

Beweis: Um aus einer n -elementigen Menge k Elemente auszuwählen, gibt es n Möglichkeiten, um das erste Element auszuwählen, für das zweite Element $n-1$ Möglichkeiten, ..., für das k . Element $n-k+1$ Möglichkeiten, insgesamt daher $n \cdot \dots \cdot (n-k+1)$ Möglichkeiten. Da die Reihenfolge, in der diese k Elemente ausgewählt werden, keine Rolle spielt, muss dieses Produkt durch $k!$ geteilt werden.

Daher erhalten wir $\binom{n}{k} = \frac{n \cdot \dots \cdot (n-k+1)}{k!} = \frac{n!}{k!(n-k)!}$

4 O-Notation

Mit Hilfe der O-Notation lassen sich obere Schranken für die Laufzeit eines Algorithmus angeben (Abschätzung mit \leq , die die maximale Laufzeit eines Algorithmus angibt, bspw. $\leq c \cdot n^2$). Um die Laufzeit eines Algorithmus zu messen, bestimmen wir die Anzahl Schritte und geben mit Hilfe der O-Notation deren Größenordnung in Abhängigkeit der Länge der Eingabe an.

Beispiel: lineare Suche

```

1 int lsearch (int a[], int n, int k) {
2     int i;
3     for (i=0; i<n; i++)
4         if ( a[i] == k) return 1; // gefunden
5     return 0; // nicht gefunden
6 }
```

Laufzeit dieser Funktion:

$\leq \underbrace{c_1 + n \cdot c_2 + c_3}_{g(n)} \stackrel{\text{Abschätzung}}{\leq} (c_1 + c_2 + c_3) \cdot n = c \cdot n$

$c_1 \dots$ Deklaration von i

$c_2 \dots$ Vergleich der Werte in der Schleife (in n Schleifedurchläufen)

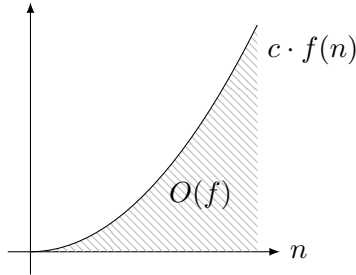
$c_3 \dots$ Ausführung return

(Durch den Worst-Case von annähernd unendlich vielen Durchläufen spielen die Konstanten, egal wie groß, keine besondere Rolle mehr und können, wie in der Abschätzung zu sehen, zusammengefasst werden).

Die Laufzeit der linearen Suche liegt in $O(n)$

Definition: Für eine Funktion $f > 0$ ist $O(f)$ die Menge aller Funktionen g , für die gilt:

$g(n) \leq c \cdot f(n)$ für ein $c > 0$ für alle großen n .



$$\begin{aligned} 2\log(n^2 + 1) &\leq 2\log((1 + 1)n^2) \\ &= 2\log(2n^2) \\ &= 2\log(2) + 2\log(n^2) \\ &\leq (2\log 2 + 2)\log(n^2) \\ &= 2(2\log 2 + 2)\log(n) \end{aligned}$$

Bsp.: $2n^3 - n + 5 \stackrel{1.)}{\leq} 2n^3 + 5 \leq 7n^3 \in O(n^3)$

1.) $-n$ ist kleiner Null, deswegen ist die rechte Seite ohne $-n$ nachgewiesener Maßen größer (Vorgehensweise Ungleichung aufstellen (siehe auch folgende): weg lassen, was kleiner Null ist; mit n^x o.ä. erweitern, um auszuklammern).

Bsp.:

```
1 for (i=0; i<n-1; i++)
2   for (j=i+1 ; j<n ; j++)
3     if ( a[i] == a[j] ) return 1;
4 return 0;
```

Die if-Anweisung wird höchstens $\binom{n}{2}$ mal durchlaufen. Die Laufzeit ist daher $\leq c_1 \cdot \binom{n}{2} + c_2 \leq$

$$(c_1 + c_2) \cdot \binom{n}{2} = \frac{c_1 + c_2}{2} \cdot n \cdot (n-1) \leq \frac{c_1 + c_2}{2} \cdot n^2 \in O(n^2) \text{ (mit } c_i \dots \text{ Zeiteinheiten für Rechenaufwand).}$$

Bsp.: $2 \cdot \log(n^2 + 1)$

$$\begin{aligned} &\leq 2 \cdot \log(n^2(1 + 1)) \\ &= 2\log(2n^2) = 2(\log(2) + \log(n^2)) \\ &\leq 2(\log(n) + 2\log(n)) \\ &\leq 6\log(n) \in O(\log(n)) \end{aligned}$$

Schneller mit:

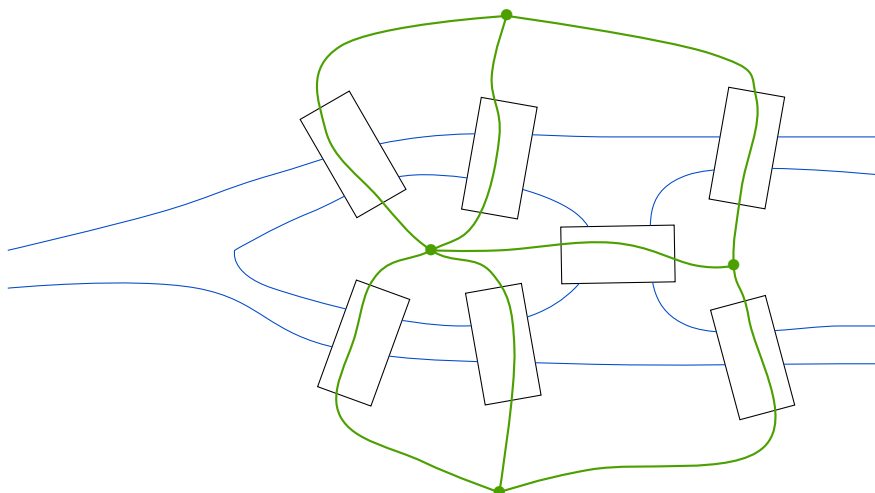
$$n^2 + 1 \leq n^3 \Leftrightarrow$$

$$\frac{1}{n} + \frac{1}{n^3} \leq 1 \Rightarrow$$

$$0 \leq 1 \quad \text{für } n \rightarrow \infty$$

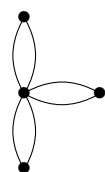
$$2 \cdot \log(n^2 + 1) \leq 2\log(n^3) = 6\log(n) \in O(\log(n))$$

5 Graphen



Gibt es einen Rundweg über alle Brücken?

↪ Abstraktion als Graph:

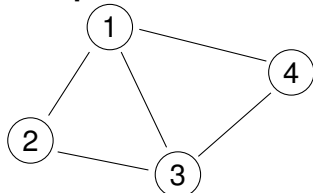


↪ Es gibt keinen Rundweg (\Rightarrow Euler)!

Definition: Ein (ungerichteter) Graph ist ein Paar $G = (V, E)$, wobei

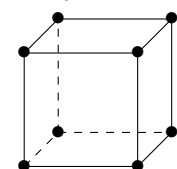
- V die Menge der Knoten und
- E die Menge der Kanten ist, die aus ungeordneten Paaren $\{u, v\}$ von Knoten besteht (also ungerichtet).

Bsp.:

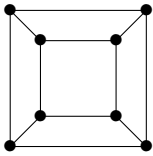


$(\{1, 2, 3, 4\}, \{\{1, 2\}, \{1, 3\}, \{2, 3\}, \{1, 4\}, \{3, 4\}\})$

Beispiel:



Die Punkte und Kanten eines 3D-Objektes werden auf einen Graph abgebildet \Rightarrow



Definition: Ein Graph heißt *vollständig*, wenn alle Knoten paarweise verbunden sind.

Ein vollständiger Graph mit n Knoten besitzt genau $\binom{n}{2}$ Kanten (jeder Knoten hat den Grad $n - 1$).

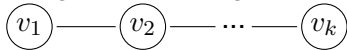
Definition: Ein Knoten v hat den Grad k , wenn v mit genau k anderen Knoten verbunden ist.

Notation: $\deg(v) = k$

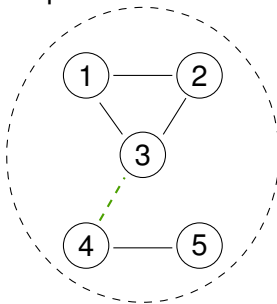
Satz: Für jeden Graphen gilt $\sum_{v \in V} \deg(v) = 2|E|$ (Sprich: Die Summe der Grade aller Knoten ist die zweifache Kanten-Anzahl).

Beweis: Wenn wir jede Kante in der Mitte durchschneiden, ist jeder Knoten mit genau $\deg(v)$ Hälften verbunden. Die Summe der Knotengrade ist dann die Anzahl der Kantenhälften, und diese ist $2|E|$.

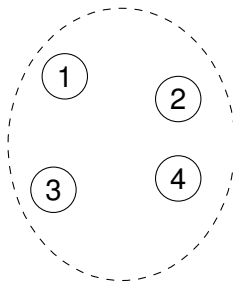
Definition: Ein *Weg* ist eine Folge von Knoten v_1, \dots, v_k mit $\{v_l, v_{l+1}\} \in E$ für $l = 1, \dots, k - 1$. Die Länge dieses Weges ist $k - 1$. Ein Weg heißt *Kreis*, wenn $v_1 = v_k$.



Beispiele:



ist ein Graph: $(\{1, 2, 3, 4, 5\}, \{\{1, 2\}, \{1, 3\}, \{2, 3\}, \{4, 5\}\})$
(der grüne Pfad würde ihn zusammenhängend machen).

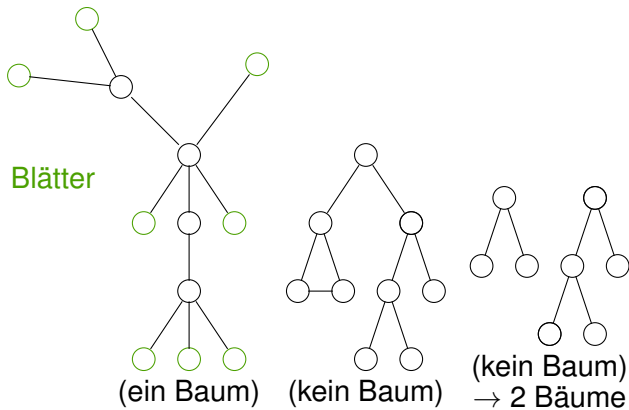


ist ein Graph: $(\{1, 2, 3, 4\}, \emptyset)$

Ein Graph heißt *zusammenhängend*, wenn es für alle Paare von Knoten u, v einen Weg von u nach v gibt.

Ein *Pfad* ist ein Weg, der keinen Knoten mehrfach enthält.

5.1 Bäume



Definition: Ein Baum ist ein zusammenhängender Graph der keine Kreise enthält. Ein Blatt ist ein Knoten v mit $\deg(v) \leq 1$ (dem Grad 1, also nur eine Kante hat).

Anmerkung: Auch ein Graph mit nur einem Knoten ist ein Baum - ein Baum der keine Blätter hat.

Satz: Sei $B = (V, E)$ ein Baum. Dann gilt $|E| = |V| - 1$.

Beweis: (Induktion)

IA: $|V| = 1$: Ein Baum mit nur einem Knoten enthält keine Kanten.

IV: $|E| = |V| - 1$.

IS: $|V| \rightarrow |V| + 1$: Sei B ein Baum mit $|V| + 1$ Knoten. B besitzt ein Blatt (siehe Übung). Indem wir dieses Blatt zusammen mit der zugehörigen Kante entfernen, erhalten wir ein Baum B' mit $|V|$ Knoten und nach Induktionsvoraussetzung $|V| - 1$ Kanten. Damit besitzt B $(|V| + 1) - 1$ Kanten.

Definition: Ein *Wurzelbaum* ist ein Baum mit einem als Wurzel ausgezeichnetem Knoten.

Definition: Ein *binärer Wurzelbaum* ist ein Wurzelbaum, in dem jeder Knoten, der kein Blatt ist, genau zwei Nachfolger besitzt.

ABB 4

Definition: (induktiv) ABB 5

- Ein einzelner Knoten ist ein binärer Wurzelbaum
- Wenn W_1, W_2 binäre Wurzelbäume sind, dann erhalten wir einen neuen Wurzelbaum, indem die Wurzeln von W_1, W_2 mit einer neuen Wurzel verbunden werden.

Satz: Ein binärer Wurzelbaum mit Tiefe d (d.h. alle Pfade von Wurzel zu einem Blatt haben die Länge d) besitzt genau 2^d Blätter. ABB 6

Beweis: (Induktion)

IA: $d = 0$: Ein binärer Wurzelbaum, der nur aus der Wurzel besteht, enthält $2^0 = 1$ Blätter.

IV: $|V| = 2^d$

IS: $d \rightarrow d + 1$: Ein binärer Wurzelbaum der Tief $d + 1$ enthält zwei binäre Wurzelbäume (laut vorhergehender Definition) der Tiefe d .

ABB 7

Diese enthalten nach Induktionsvoraussetzung jeweils 2^d Blätter. Folglich besitzt der binäre Wurzelbaum der Tiefe $d + 1$ genau $2 \cdot 2^d = 2^{d+1}$ Blätter.

5.2 Datenstrukturen zur Repräsentation

Es gibt zwei Möglichkeiten, um Graphen darzustellen:

Adjazenzmatrix Für einen Graphen $G = (V, E)$ ist die Adjazenzmatrix eine $|V| \times |V|$ -Matrix (a_{uv}) mit $a_{uv} = \begin{cases} 1 & \text{für } \{u, v\} \in E \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$

Bsp.: ABB 8

Adjazenzliste Ein Array hat den Nachteil, dass es nicht in der Länge geändert werden kann. Der Vorteil ist allerdings, dass auf Elemente des Arrays in kurzer Zeit zugegriffen werden kann. Eine Liste kann wachsen und schrumpfen. Jedes Glied einer Liste verweist auf das nächste. Der Nachteil ist, dass der Zugriff auf Elemente aus der Liste nicht so schnell und einfach ist. Die Adjazenzliste ist ein Array, das an jeder Position v eine Liste der mit v verbundenen Knoten enthält.

Bsp.:

ABB 9

Bäume, insbesondere Binärbäume, lassen sich noch einfacher darstellen: Jeder Knoten wird dargestellt durch eine Datenstruktur, die einen Verweis auf die Nachfolger enthält.

Bsp.: ABB 10

5.3 Grundlegende Graphalgorithmen

5.3.1 Breitensuche

ABB 11

Mit der Breitensuche kann ein Graph systematisch durchsucht werden. Von einem Startknoten ausgehend, besucht die Breitensuche zuerst die dem Startknoten benachbarten Knoten. Anschließend werden die noch nicht besuchten Nachbarn dieser Knoten besucht, usw., bis das Ziel gefunden wurde oder alle Knoten besucht wurden.

```

1 boolean bfs (node start , node goal){
2     for (v ∈ V){
3         discovered[v] = false
4     }
5     queue.enqueue( start)
6     discovered[ start] = true
7     while (¬ queue.isEmpty){
8         u = queue.dequeue()
9         if (u = goal){
10            return true
11        }
12        else{
13            for (v ∈ adj[u]){
14                if (¬discovered[v]){
15                    queue.enqueue(v)
16                    discovered[v] = true
17                }
18            }
19        }
20    }
21    return false
22 }

```

Bsp.:

ABB71

5.3.2 Tiefensuche

Die Tiefensuche lässt sich implementieren...

- 1.) wie die Breitensuche, aber mit einem Stack anstelle einer Warteschlange
- 2.) rekursiv.

Eine Warteschlange ist eine FIFO (first in, first out) Datenstruktur, die sich implementieren lässt mit einer verketteten Liste, die einen Zeiger auf das letzte Element besitzt.

ABB 72

Ein Stack (auch „Keller“) ist eine LIFO (last in, first out) Datenstruktur, die sich durch eine verkettete Liste implementieren lässt.

ABB 73

```

1 boolean tfs (node start , node goal){
2     for (v ∈ V){
3         discovered[v] = false
4     }
5     stack.push( start)
6     discovered[ start] = true
7     while (¬stack.isEmpty){
8         u = stack.pop()
9         if (u = goal){
10            return true
11        }
12        else{
13            for (v ∈ adj[u]){
14                if (¬discovered[v]){
15                    stack.push(v)
16                    discovered[v] = true
17                }
18            }
19        }
20    }
21 }

```

```

19 }
20 }
21 return false
22 }

```

Bsp.:

ABB 74

Problem bei Breiten und Tiefensuche: Man braucht das Feld „discovered“. Das kann bei großer Anzahl von Knoten ein Problem sein → Speicheraufwändig

5.3.3 Topologisches Sortieren

ABB 75

Def.: Ein gerichteter Graph ist ein Paar (V, E) mit $V \neq \emptyset$ und $E \subseteq V \times V$. Die Begriffe Weg, Pfad, Kreis lassen sich entsprechend definieren. ABB 76

Def.: Sei $G = (V, E)$ ein gerichteter Graph. Eine *topologische Sortierung* von G ist eine Abbildung $t : V \rightarrow \mathbb{N}$ mit $(u, v) \in E \Rightarrow t(u) < t(v)$

ABB 77

Für einen Kreis oder einen Graph mit einer Schlinge existieren keine topologische Sortierungen.

Eine topologische Sortierung kann durch eine Tiefensuche bestimmt werden.

Algorithmus TopSort:

```

1 for v in V
2   markiere v mit weiß
3 for v in V
4   tiefensuche(v)
5
6 tiefensuche(v){
7   v grau: Fehler, Kreis vorhanden
8   v weiß: markieren v mit grau
9   for ( u | (v,u) in E )
10    tiefensuche (v)
11   markiere v mit schwarz und füge v an den Kopf einer Liste an
12 }

```

ABB 91

Laufzeit dieser topologischen Suche: $O(|V| + |E|)$

Sowohl die Tiefensuche als auch die Breitesuche besitzen eine Laufzeit in $O(|V| + |E|)$.

5.3.4 Suche

Lineare Suche Laufzeit: $O(n)$

Binäre Suche Voraussetzung: Sortiertes Array

ABB 92

Vorgehen: Es wird die Mitte des Arrays bestimmt (Länge/2 [abgerundet]) und der gesuchte Wert mit dem Wert an dieser Stelle verglichen. Dabei gibt es drei Möglichkeiten:

- Gleichheit: Wert gefunden.
- Gesuchter Wert kleiner als Wert an der Stelle im Array: Auf gleiche Weise weitersuchen in der linken Hälfte (ausschließlich des bereits betrachteten Elements).
- Gesuchter Wert größer: Auf gleiche Weise weitersuchen in der rechten Hälfte

Algorithmus wird beendet, wenn der Wert gefunden wurde oder die zu durchsuchende Arrayhälfte keine Elemente mehr enthält.

Laufzeit:

ABB 93

Zur Analyse der Laufzeit ändern wir den Algorithmus so, dass nur Vergleiche \leq und $>$ vorgenommen werden. Ferner sei die Länge des Arrays eine Zweierpotenz und das gesuchte Element nicht vorhanden (worst-case).

In diesem Fall lässt sich das Verhalten des Algorithmus als vollständiger binärer Wurzelbaum darstellen.

ABB 94

Wenn $n = 2^k$ die Länge des Arrays ist, dann besitzt dieser Wurzelbaum genau 2^k Blätter (die Vergleichen in einen 1-elementigen Array entsprechen). Dieser Binärbaum besitzt daher die Tiefe $k = \log_2(n)$. Die Laufzeit der binären Suche liegt daher in $O(\log n)$ (gilt auch, wenn n keine Zweierpotenz ist).

Um auch dynamische Datenstrukturen effizient durchsuchen zu können, lassen sich binäre Suchbäume nutzen.

Suchbaum Ein *Suchbaum* ist ein binärer Wurzelbaum, in dem jeder linke Teilbaum eines Knotens kleinere Wert und jeder rechte Teilbaum größere Wert als der Vorgängerknoten besitzt.

Beispiel:

ABB 95

Ein Suchbaum lässt sich ähnlich der binären Suche rekursiv durchsuchen.

ABB 96

Die Laufzeit der Suche ist $O(\log(n))$, wenn der Baum vollständig balanciert ist und $O(n)$, wenn er linear entartet ist.

Hashing Prinzip: Mit Hilfe einer Hashfunktion h werden Schlüssel auf eine Position in einem Array (Hashtabelle) abgebildet.

Beispiel für eine Hashfunktion:

$$h(s) = s \bmod m$$

wobei m die Größe der Hashtabelle ist.

Problem: Es können Kollisionen auftreten, d.h. Schlüssel s_1, s_2 mit $h(s_1) = h(s_2)$.

Lösung: Überlauflisten:

An Position $h(s)$ wird eine Liste aller Elemente gespeichert, die diesen Hashwert besitzen.

Unter geeigneten Voraussetzungen besitzt Hashing eine Laufzeit von $O(1)$.

5.3.5 Sortiervverfahren

Quicksort partitioniert das zu sortierende Feld anhand eines Pivot-Elements und sortiert rekursiv die dadurch entstandenen Teilfelder.

ABB 101

Struktur der rekursiven Aufrufe:

ABB 102

in Scala:

```

1 package alg
2
3 object Quicksort{
4   def qs(l: List[Int]): List[Int] = l match {
5     case Nil => Nil
6     case h::t =>
7       val (li, re) = t.partition(x=> x <= h)
8       qs(li) ::: h :: qs(re)
9   }
10
11 def main(args: Array[String]) {
12   // println(List(423,2,3,4,67,8,7,12,3,4))
13   // wird folgende Zeile verwendet (zufällige Folge von 10000 Zahlen),
14   // ist der Ablauf relativ schnell
15   // val l = (for(i <- 0 until 100000) yield scala.util.Random.nextInt).toList
16   // sortiert man mit folgender Zeile eine sortierte Liste,
17   // dauert es sehr lange oder führt zu einem Fehler (aufgrund zu vieler Rekursionen)
18   val l = (for(i <- 0 until 100000) yield i).toList
19   val x = qs(l)
20 }
21 }

```

Die Laufzeitanalyse ist schwierig, weil die Länge der Teillisten vom Pivotelement abhängt. Wir betrachten stattdessen ein ähnliches Verfahren: Mergesort.

Hierbei werden die Listen halbiert, rekursiv sortiert und dann zusammengefügt.

Mergesort

ABB 103

Struktur der rekursiven Aufrufe:

ABB 104

Laufzeitanalyse: Wir stellen das Verhalten von Mergesort für $n = 2^k$ durch einen Binärbaum dar.

ABB 105

Zum Erzeugen der Hälften und dem Zusammenfügen fällt der Aufwand $O(|\text{linke Liste}| + |\text{rechte Liste}|)$. Dies ist $O(n)$ auf jeder Ebene des Baums. Der Baum hat $n = 2^k$ Blätter und daher die Tiefe k . Die Laufzeit von Mergesort ist daher $O(n \log(n))$ (Anzahl der Ebenen n mit LZ auf jeder Ebene).

Mergesort besitzt immer die LZ $O(n \log(n))$. Dies ist nahe am Optimum. Quicksort besitzt eine durchschnittliche LZ in $O(n \log(n))$ und eine Worst-Case-LZ in $O(n^2)$.

Da Quicksort mit vorsortierten Listen nicht so gut umgehen kann (wird linear entartet), ist es kein sehr gutes Suchverfahren.

6 Codierungstheorie

Gruppen Erläuternde Beispiele:

$(\mathbb{Z}_2, +)$ (Elemente dieser Menge werden im folgenden *Bits* genannt)

$a + b := a + b \bmod 2$

$\Rightarrow 1 + 1 \equiv 0 \pmod{2}$

inverses Element: $a + a^{-1} = 0 \rightarrow$ hier also: zu 1 ist 1 das inverse Element.

$(\mathbb{Z}_P, +)$ (\mathbb{Z}_P : alle Primzahlen)

$7 + 4 \equiv 0 \pmod{11}$

hier bspw. 4 das inverse Element zu 7.

Ausgangslage Codierungstheorie

Problem: Daten können bei der Übertragung verändert werden. Wie können diese Fehler erkannt und ggf. korrigiert werden?

ABB 201

Häufige Lösung zur Fehlererkennung: Prüfsummen.

6.1 Paritätsprüfung

Für eine Folge von Bits $b_1, \dots, b_{n-1} \in \{0, 1\}$ wird das *Paritätsbit* $b_n = \left(\sum_{i=1}^{n-1} b_i \right) \bmod 2$ berechnet. Das enthaltene Codewort ist $b_1 \dots b_n$.

Bsp.: Für die Folge von Bits 0, 1, 1, 0, 1, 0 ist 1 (Anzahl aller 1er-Bits $\bmod 2$) das Paritätsbit. Das Codewort ist also 0, 1, 1, 0, 1, 0, 1.

Aus $\sum_{i=1}^{n-1} b_i \equiv b_n \pmod{2}$ folgt daher (indem auf beiden Seiten $+b_n$ rechnet) $\sum_{i=1}^n b_i \equiv 0 \pmod{2}$.

Die Menge der Wörter des *Parity-Check-Code* lässt sich damit durch $\{(b_1, \dots, b_n) \in \{0, 1\}^n \mid \sum_{i=1}^n b_i \equiv 0 \pmod{2}\}$ darstellen. $|P_n| = 2^{n-1}$ bezeichnet die Mächtigkeit dieser Menge (alle Bits, bis auf das letzte, können frei gewählt werden).

Bsp.: Für $n = 8$ ist 00110011 (4 Einsen $\Rightarrow 4 \bmod 2 = 0 \Rightarrow \text{OK}$) ein Element des Parity-Check-Code, 01110011 kein Element des Parity-Check-Code.

ABB 202

Satz: Der Parity-Check-Code ist 1-fehlererkennend.

Beweis: Seien $b_1 \dots b_n$ ein Codewort und $b'_1 \dots b'_n$ ein Wort, das sich an Stelle k von $b_1 \dots b_n$ unterscheidet. Angenommen, $b'_1 \dots b'_n$ ist ein Codewort. Dann gilt, $0 \equiv \sum_{i=1}^n b'_i \equiv \underbrace{\sum_{i=1}^n b_i}_{=0} + \underbrace{(b'_k - b_k)}_{=1 \text{ (da ungleich)}} \equiv 1$,

Widerspruch. Also ist $b'_1 \dots b'_n$ kein Codewort. Dies kann der Empfänger erkennen.

Bemerkung: Der Parity-Check-Code ist nicht 2-fehlerkorrigierend.

Anwendungen:

- Speicherkontroller, Festplattenkontroller
- Netzwerkprotokolle
- 7-bit-ASCII (Bit 8 als Parität)

Ferner kann das Verfahren zur Rekonstruktion eines verloren gegangenen Bits verwendet werden, wenn die restlichen Bits fehlerfrei sind. Denn aus $0 \equiv \sum_{i=1}^n b_i \pmod{2}$ folgt für $1 \leq k \leq n$:

$b_k \equiv \sum_{i=1, i \neq k}^n b_i \pmod{2}$. Damit kann Bit b_k aus den anderen Bits rekonstruiert werden.

Anwendung: RAID4, RAID5 – Daten und Parität werden auf n Festplatten verteilt. Beim Ausfall einer Platte können die Daten rechnerisch rekonstruiert werden.

ABB 203

Bsp.: 0100x110 wird korrigiert zu 01001110 (da Parity-Check-Code $\text{mod } 2 = 0$ ergeben muss).

6.1.1 ISBN-Code

Der ISBN-Code enthält eine Prüfsumme.

Bsp.: $\overbrace{382741826}^{9\text{-stellige Buchnummer}} \overbrace{7}^{\text{Prüfziffer}}$

Für die Prüfziffer gilt:

$$z_{10} = \left(\sum_{i=1}^9 i \cdot z_i \right) \text{mod } 11$$

Dabei wird X für den Wert 10 verwendet. Wegen $10 + 1 \equiv 0(\text{mod } 11)$ ist 10 das inverse Element zu 1 bezüglich $+$ (d.h. 10 entspricht -1). Aus obiger Gleichung folgt damit:

$$0 \equiv \sum_{i=1}^{10} i \cdot z_i (\text{mod } 11)$$

Die Menge der Codewörter ist daher:

$$\left\{ z_1, \dots, z_{10} \mid z_1, \dots, z_9 \in \{0, \dots, 9\}, z_{10} \in \{0, \dots, X\}, \sum_{i=1}^{10} i \cdot z_i \equiv 0(\text{mod } 11) \right\}$$

$(\mathbb{Z}_{11}, +, \cdot)$ ist ein Körper.

Beispiele:

$$1 + 10 \equiv 0$$

$$2 \cdot 6 \equiv 1 \quad (6 \hat{=} 2^{-1})$$

$$6 \cdot 2 \equiv 1 \quad (2 \hat{=} 6^{-1})$$

$$\text{damit: } 6 \equiv x \quad \Leftrightarrow \quad 1 \equiv 2x$$

auf beiden Seiten mit 6 dividieren

Satz: Der ISBN-Code ist 1-fehler-erkennend.

Beweis: Seien $z_1 \dots z_{10}$ ein Codewort und $z'_1 \dots z'_{10}$ ein Wort, das sich an Stelle k von $z_1 \dots z_{10}$ unterscheidet. Angenommen $z'_1 \dots z'_{10}$ ist ein Codewort. Dann gilt $0(\text{mod } 11) \equiv \sum_{i=1}^{10} i \cdot z'_i$. Da sich $z'_1 \dots z'_{10}$ an Stelle

k von $z_1 \dots z_{10}$ unterscheidet, folgt:

$$0 \equiv \sum_{i=1}^{10} i \cdot z_i + k(z'_k - z_k) \Leftrightarrow$$

$$0 \equiv k(z'_k - z_k)$$

Da $k \neq 0$, besitzt k ein bezüglich \cdot inverses Element k^{-1} , womit folgt:

$$0 \equiv z'_k - z_k$$

und damit

$$z_k \equiv z'_k. \text{ Widerspruch!}$$

Satz: Der ISBN-Code erkennt Vertauschungen von Ziffern (Zahlendreher).

Beweis: Seien $z_1 \dots z_{10}$ ein Codewort und $z'_1 \dots z'_{10}$ ein daraus erhaltenes Wort, in dem die Stellen $k, l (k < l)$ vertauscht wurden. Angenommen $z'_1 \dots z'_{10}$ ist ein Codewort. Dann gilt:

$$\begin{aligned} 0 &\equiv \sum_{i=1}^{10} i \cdot z'_i \\ &\equiv 1 \cdot z'_1 + \dots + k \cdot z'_k + \dots + l \cdot z'_l + \dots + 10 \cdot z'_{10} \\ &\equiv 1 \cdot z'_1 + \dots + k \cdot z_l + \dots + l \cdot z_k + \dots + 10 \cdot z'_{10} \\ &\equiv 1 \cdot z_1 + \dots + k \cdot z_l + \dots + l \cdot z_k + \dots + 10 \cdot z_{10} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} &\equiv \sum_{i=1}^{10} i \cdot z_i + k(z_l - z_k) + l(z_k - z_l) \\ &\equiv k(z_l - z_k) + l(z_k - z_l) \\ &\equiv k(z_l - z_k) - l(z_k - z_k) \Leftrightarrow \\ &k(z_l - z_k) \equiv l(z_k - z_k) \end{aligned}$$

Da für $z_l \neq z_k$ das Element $(z_l - z_k) \neq 0$ und daher $(z_l - z_k)^{-1}$ existiert, folgt $k \equiv l$. Widerspruch zu der Annahme $k < l$!

6.2 Fehlerkorrigierende Codes

Idee: Für ein empfangenes Wort w suchen wir ein Codewort v , so dass der Abstand $d(v, w)$ minimal ist (nearest neighbor decoding).

ABB 51

Def.: Für Wörter $v, v' \in \{0, 1\}^n$ ist der *Hamming-Abstand* $d(v, v')$ die Anzahl Stellen, in denen sich v, v' unterscheiden. Der *Minimalabstand* eines Codes C ist $\min\{d(v, v') \mid v, v' \in C, v \neq v'\}$.

Bsp.: Parity-Check-Code

$d(0101, 1010) = 4$ (Codewörter unterscheiden sich in allen 4 Stellen)

$d(0101, 0110) = 2$ (Codewörter unterscheiden sich an 2 Stellen)

Der Minimalabstand beim Parity-Check-Code ist 2, da beides laut Def. ungleiche Codewörter sind. Der Abstand zweier gültiger Parity-Check-Codewörter ist mindestens 2, somit ist auch der Minimalabstand 2.

Satz:

- 1.) Ein Code ist k -fehlererkennend gdw. sein Minimalabstand mindestens $k + 1$ ist.
- 2.) Ein Code ist k -fehlerkorrigierend gdw. sein Minimalabstand mindestens $2k + 1$ ist.

Bsp.: Der Parity-Check-Code besitzt den Minimalabstand 2 und ist daher 1-fehlererkennend und 0-fehlerkorrigierend¹.

ABB 52 (Kreise überlappen sich. Deswegen kann der Fehler nicht eindeutig einem Codewort zugewiesen werden)

Beweis:

- 1.) Fehlererkennung:

(\Rightarrow) Sei C k -fehlererkennend. Seien ferner $c \in C$ und $w \in \{0, 1\}^n$ mit $d(c, w) \leq k$. Da C k -fehlererkennend ist, muss für jedes $c' \in C, c' \neq c$ gelten: $w \neq c'$. Daraus folgt $d(c, c') \geq k + 1$, woraus folgt, dass der Minimalabstand von C mindestens $k + 1$ ($\geq k + 1$) ist.

ABB 1U

(\Leftarrow) Sei der Minimalabstand von C mindestens $k + 1$. Seien ferner $c \in C$ und $w \in \{0, 1\}^n$ mit $d(c, w) \leq k$. Da C den Minimalabstand $\geq k + 1$ besitzt, kann w kein Codewort $\neq c$ sein (w liegt innerhalb des Radius k). Daher ist C k -fehlererkennend.

- 2.) Fehlerkorrektur:

(\Rightarrow) Wenn der Code k -fehlerkorrigierend ist, darf es nur ein Codewort v mit $d(v, w) \leq k$ für ein empfangenes Wort w geben.

¹ein Fehler kann nur korrigiert werden, wenn die Position des fehlerhaften Bits bekannt ist.
Deswegen im Allgemein nur 0-fehlerkorrigierend

ABB 53 (Die Kugeln dürfen sich nicht überschneiden. Es muss eindeutig bleiben.)

Folglich muss $d(v', w) \geq k + 1$ für alle Codewörter $v' \neq v$ gelten, woraus $d(v, v') \geq 2k + 1$ folgt.

ABB 54

(\Leftarrow) Für ein Codewort v sei $S(v) = \{w | d(v, w) \leq k\}$. Zu zeigen: aus v, v' Codewörter mit $v \neq v'$ folgt $S(v) \cap S(v') = \emptyset$. Angenommen, es gibt ein $w \in S(v) \cap S(v')$. Dann gilt $d(v, w) \leq k$ und $d(w, v') \leq k$.

ABB 55

Daraus folgt mit der Dreiecksungleichung $d(v, v') \leq d(v, w) + d(w, v') = 2k$. Dies ist ein Widerspruch, da der Minimalabstand des Codes mindestens $2k + 1$ ist.

ABB 56 (Wort w kann eindeutig zum Codewort v dekodiert werden.)

Naiver Ansatz zur Fehlerkorrektur: Nachricht mehrfach senden.

Bsp.: $0 \rightarrow 000, 1 \rightarrow 111$

Der Code $\{000, 111\}$ hat Minimalabstand 3 (Nachricht wurde 3 mal gesendet) und ist daher 1-fehlerkorrigierend.

Nachteil: Platzverschwendung.

Effizienter sind lineare Codes.

6.2.1 Lineare Codes

Die Decodierung durch eine Nearest-Neighbor-Suche im Coderaum ist ineffizient. Um ein effizienteres Verfahren zu erhalten, beschreiben wir Codes durch Matrix-Vektor-Operationen.

Bsp.: Mit $A = (\underbrace{1 \dots 1}_n)$ lässt sich der Parity-Check-Code beschreiben durch $\{w \in \{0, 1\}^n | A \cdot w^T = 0\}$ (w, A : Zeilenvektoren) [Veranschaulichung: $(1111) \cdot (0101)^T = 0$]

Def.: Ein Code C heißt *linear*, wenn es eine Matrix A gibt, sodass $C = \{w | A \cdot w^T = 0\}$. Die Matrix A heißt *Parity-Check-Matrix*.

Satz: Ein binärer linearer Code C ist ein Vektorraum über $\mathbb{Z}_2(+, \cdot)$.

Beweis(Skizze):

1.) Abgeschlossenheit der Vektoraddition:

Zu zeigen: $w_1, w_2 \in C \Rightarrow w_1 + w_2 \in C$ (+: Komponentenweise Addition im Vektorraum)

Aus $w_1, w_2 \in C$ folgt $Aw_1^T = 0, Aw_2^T = 0$ (0 ist der Nullvektor) und daraus $0 = Aw_1^T + Aw_2^T = A(w_1^T + w_2^T) = A(w_1 + w_2)^T$ und daraus $w_1, w_2 \in C$.

2.) Abgeschlossenheit der Multiplikation (mit Skalaren):

Zu zeigen: $\alpha \in \mathbb{Z}_2, w \in C \Rightarrow \alpha \cdot w \in C$

Dies gilt, da $\alpha \cdot w = \begin{cases} 0 & \text{für } \alpha = 0 \\ w & \text{für } \alpha = 1 \end{cases}$ und $0, w \in C$.

- Andere Vektoraxiome folgen entsprechend.

Da ein linearer Code ein Vektorraum ist, besitzt er eine Basis¹.

Def.: Sei C ein linearer Code. Eine Matrix G , deren Zeilen eine Basis von C bilden heißt *Generatormatrix*.

¹Eine Menge von linear unabhängigen Vektoren, mit der sich alle anderen Punkte erzeugen lassen

Bsp.: Sei $G = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 \end{pmatrix}$. Da die Zeilen von G linear unabhängig sind¹, bilden sie eine

Basis eines Vektorraumes. Folglich ist G eine Generatormatrix.

Es gilt $\begin{pmatrix} b_1 & b_2 & b_3 \end{pmatrix} \cdot \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} b_1 & b_2 & b_3 & \sum_{i=1}^3 b_i \end{pmatrix}$ (alle Linearkombinationen der Matrix G).

Der durch G induzierte Code ist daher $C = \left\{ \begin{pmatrix} b_1 & b_2 & b_3 & \sum_{i=1}^3 b_i \end{pmatrix} \mid b_1, b_2, b_3 \in \{0, 1\} \right\}$.

Dies ist der Parity-Check-Code der Länge 4.

Wenn C ein linearer Code mit Parity-Check-Matrix A (Achtung $C \neq A$) und Generatormatrix G ist, dann können wir G zum Codieren und A zum Decodieren verwenden.

Bsp.: Wir betrachten den Parity-Check-Code der Länge 4.

Wir wollen die Nachricht $(1 \ 0 \ 1)$ codieren:

Das entsprechende Codewort ist $\begin{pmatrix} 1 & 0 & 1 \end{pmatrix} \cdot \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 1 & 0 \end{pmatrix}$.

Zum Dekodieren berechnen wir $\begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 \end{pmatrix} \cdot \begin{pmatrix} 1 \\ 0 \\ 1 \\ 0 \end{pmatrix} = 0$.

In diesem Fall wurde die Nachricht fehlerfrei übertragen.

Vorteil dieses Ansatzes: Mit Hilfe einer Generatormatrix lassen sich beliebige weitere Codes definieren. Dies wird insbesondere zur Konstruktion von fehlerkorrigierenden Codes genutzt.

Eine auf diese Weise systematisch konstruierbare Klasse von Codes sind die Hamming-Codes.

Die Generatormatrix eines Hamming-Codes besteht aus allen Vektoren in $\{0, 1\}^n$ außer dem Nullvektor. Auf diese Weise lassen sich fehlerkorrigierende Codes erzeugen.

Die Codierung und Decodierung (einschließlich der Fehlerkorrektur) lässt sich für Hamming-Codes sehr effizient durch Matrix-Vektor-Operationen realisieren. Es gibt dazu eine umfangreiche Theorie. Die Hamming-Codes sind eine weit verbreitete und genutzte Klasse von fehlerkorrigierenden Codes. Hamming-Codes sind perfekte Codes.

Anhand der Parity-Check Generatormatrix lässt sich die Struktur einer Generatormatrix erkennen: In den ersten Spalten steht die Einheitsmatrix, um im Codewort wieder den Input wieder zu bekommen. Alle weiteren Spalten sind zum Verifizieren da.

$\begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & | & 1 \\ 0 & 1 & 0 & | & 1 \\ 0 & 0 & 1 & | & 1 \end{pmatrix}$. Dem entsprechend auch dieser (Hamming-)Code $\begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & | & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & | & 1 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & | & 1 & 1 & 0 & 1 \end{pmatrix}$

ABB 61

FINE.

¹Nachweis lineare Unabhängigkeit (allgemein):

$\sum a_i v_i = 0$. Vektoren sind dann unabhängig, wenn Gleichung nur lösbar, wenn alle $a_i = 0$.

Literatur

- [1] Boris Hollas. *Grundkurs Theoretische Informatik mit Aufgaben und Prüfungsfragen*. Spektrum Akademischer Verlag, 2007.