



# 64-040 Modul InfB-RSB

## Rechnerstrukturen und Betriebssysteme

[https://tams.informatik.uni-hamburg.de/  
lectures/2019ws/vorlesung/rsb](https://tams.informatik.uni-hamburg.de/lectures/2019ws/vorlesung/rsb)

– Kapitel 7 –

Andreas Mäder



Universität Hamburg  
Fakultät für Mathematik, Informatik und Naturwissenschaften  
Fachbereich Informatik

Technische Aspekte Multimodaler Systeme

Wintersemester 2019/2020



## Codierung

Grundbegriffe

Ad-Hoc Codierungen

Einschrittige Codes

Quellencodierung

Symbolhäufigkeiten

Informationstheorie

Entropie

Kanalcodierung

Fehlererkennende Codes

Zyklische Codes

Praxisbeispiele

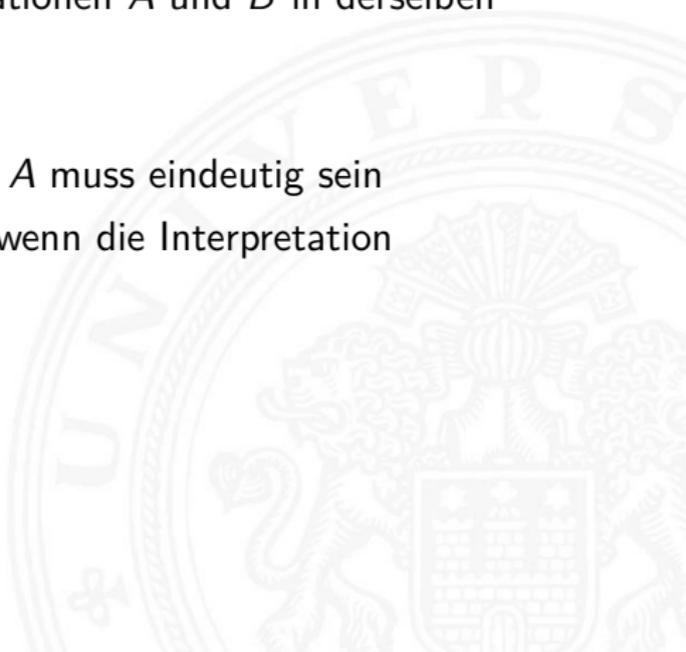
Literatur





Unter **Codierung** versteht man das Umsetzen einer vorliegenden Repräsentation  $A$  in eine andere Repräsentation  $B$

- ▶ häufig liegen beide Repräsentationen  $A$  und  $B$  in derselben Abstraktionsebene
- ▶ die Interpretation von  $B$  nach  $A$  muss eindeutig sein
- ▶ eine **Umcodierung** liegt vor, wenn die Interpretation umkehrbar eindeutig ist



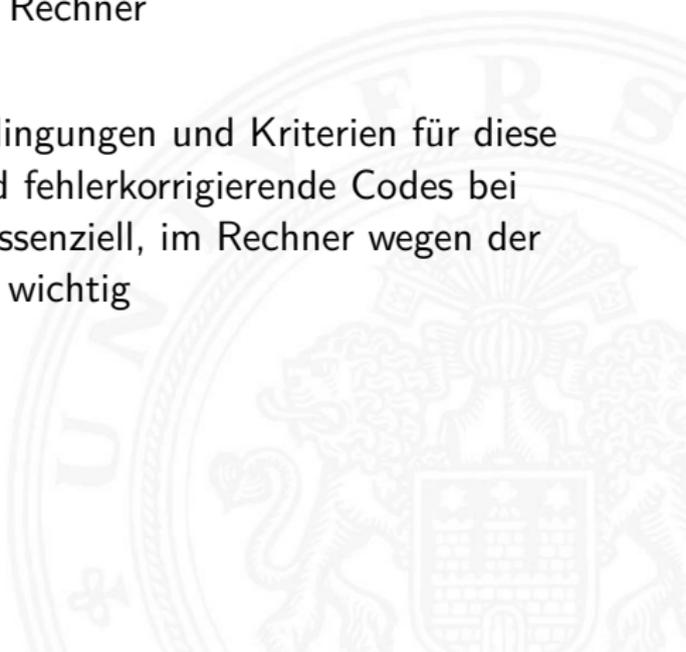
- ▶ **Codewörter:** die Wörter der Repräsentation  $B$  aus einem Zeichenvorrat  $Z$
- ▶ **Code:** die Menge aller Codewörter
- ▶ **Blockcode:** alle Codewörter haben dieselbe Länge
  
- ▶ **Binärzeichen:** der Zeichenvorrat  $z$  enthält genau zwei Zeichen
- ▶ **Binärwörter:** Codewörter aus Binärzeichen
- ▶ **Binärcode:** alle Codewörter sind Binärwörter

- ▶ effiziente Darstellung und Verarbeitung von Information
- ▶ Datenkompression, -reduktion
- ▶ Sicherheitsaspekte
  
- ▶ Übertragung von Information
  - ▶ Verkleinerung der zu übertragenden Datenmenge
  - ▶ Anpassung an die Technik des Übertragungskanal
  - ▶ Fehlererkennende und -korrigierende Codes
  
- ▶ Sicherheit von Information
  - ▶ Geheimhaltung, z.B. Chiffrierung in der Kryptologie
  - ▶ Identifikation, Authentifikation



Unterteilung gemäß der Aufgabenstellung

- ▶ **Quellencodierung:** Anpassung an Sender/Quelle
- ▶ **Kanalcodierung:** Anpassung an Übertragungsstrecke
- ▶ **Verarbeitungscodierung:** im Rechner
  
- ▶ sehr unterschiedliche Randbedingungen und Kriterien für diese Teilbereiche: zum Beispiel sind fehlerkorrigierende Codes bei der Nachrichtenübertragung essenziell, im Rechner wegen der hohen Zuverlässigkeit weniger wichtig



## ▶ Wertetabellen

- ▶ jede Zeile enthält das Urbild (zu codierende Symbol) und das zugehörige Codewort
- ▶ sortiert, um das Auffinden eines Codeworts zu erleichtern
- ▶ technische Realisierung durch Ablegen der Wertetabelle im Speicher, Zugriff über Adressierung anhand des Urbilds

## ▶ Codebäume

- ▶ Anordnung der Symbole als Baum
- ▶ die zu codierenden Symbole als Blätter
- ▶ die Zeichen an den Kanten auf dem Weg von der Wurzel zum Blatt bilden das Codewort

## ▶ Logische Gleichungen

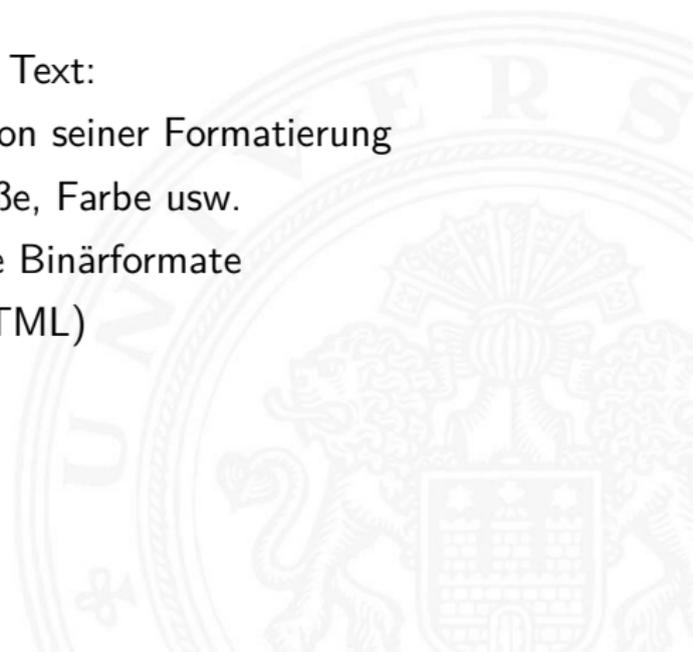
## ▶ Algebraische Ausdrücke



- ▶ siehe letzte Woche
- ▶ Text selbst als Reihenfolge von Zeichen
- ▶ ASCII, ISO-8859 und Varianten, Unicode, UTF-8

Für geschriebenen (formatierten) Text:

- ▶ Trennung des reinen Textes von seiner Formatierung
- ▶ Formatierung: Schriftart, Größe, Farbe usw.
- ▶ diverse applikationsspezifische Binärformate
- ▶ Markup-Sprachen (SGML, HTML)



# Codierungen für Dezimalziffern

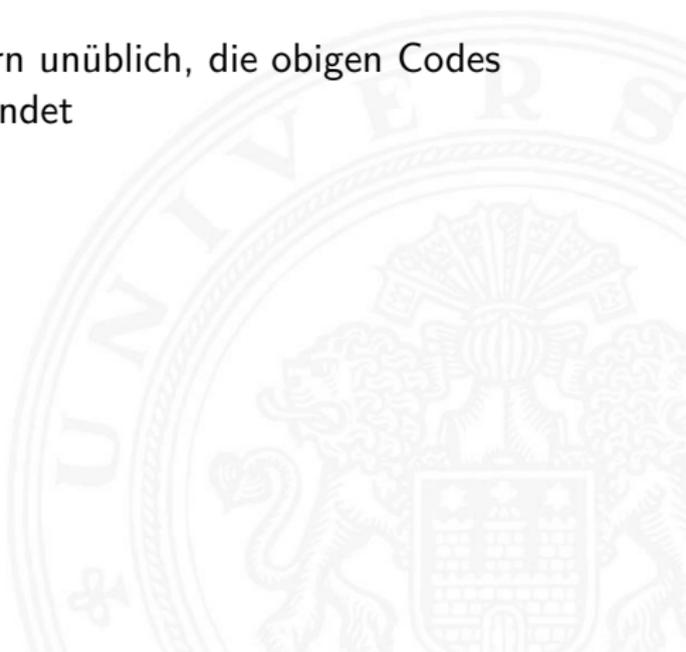
	BCD	Gray	Exzess-3	Aiken	biquinär	1-aus-10	2-aus-5
0	0000	0000	0011	0000	000001	0000000001	11000
1	0001	0001	0100	0001	000010	0000000010	00011
2	0010	0011	0101	0010	000100	0000000100	00101
3	0011	0010	0110	0011	001000	0000001000	00110
4	0100	0110	0111	0100	010000	0000010000	01001
5	0101	0111	1000	1011	100001	0000100000	01010
6	0110	0101	1001	1100	100010	0001000000	01100
7	0111	0100	1010	1101	100100	0010000000	10001
8	1000	1100	1011	1110	101000	0100000000	10010
9	1001	1101	1100	1111	110000	1000000000	10100

- ▶ alle Codes der Tabelle sind Binärcodes
- ▶ alle Codes der Tabelle sind Blockcodes
- ▶ jede Spalte der Tabelle listet alle Codewörter eines Codes



# Codierungen für Dezimalziffern (cont.)

- ▶ jede Wandlung von einem Code der Tabelle in einen anderen Code ist eine Umcodierung
- ▶ aus den Codewörtern geht **nicht** hervor, welcher Code vorliegt
- ▶ Dezimaldarstellung in Rechnern unüblich, die obigen Codes werden also kaum noch verwendet





- ▶ **Minimalcode:** alle  $N = 2^n$  Codewörter bei Wortlänge  $n$  werden benutzt
- ▶ **Redundanter Code:** nicht alle möglichen Codewörter werden benutzt
- ▶ **Gewicht:** Anzahl der Einsen in einem Codewort
- ▶ **komplementär:** zu jedem Codewort  $c$  existiert ein gültiges Codewort  $\bar{c}$
- ▶ **einschrittig:** aufeinanderfolgende Codewörter unterscheiden sich nur an einer Stelle
- ▶ **zyklisch (einschr.):** bei  $n$  geordneten Codewörtern ist  $c_0 = c_n$

- ▶ der Name für Codierung der Integerzahlen im Stellenwertsystem
- ▶ Codewort

$$c = \sum_{i=0}^{n-1} a_i \cdot 2^i, \quad a_i \in \{0, 1\}$$

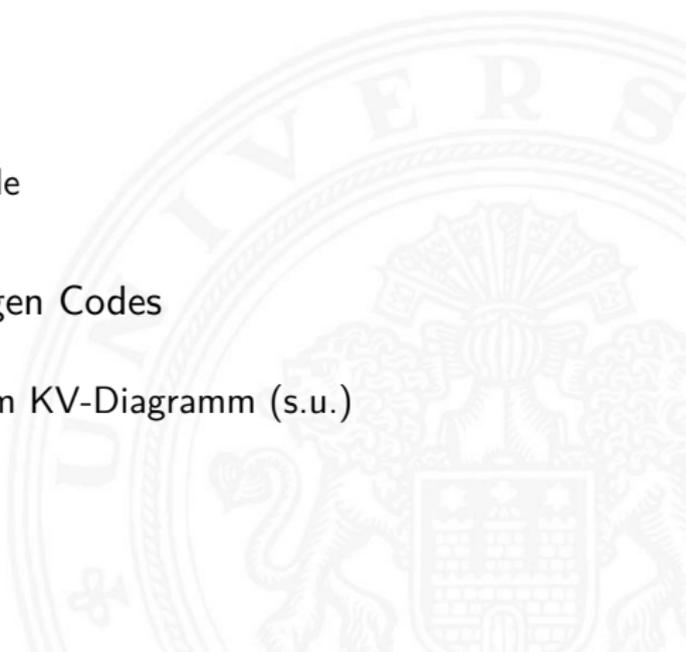
- ▶ alle Codewörter werden genutzt: Minimalcode
- ▶ zu jedem Codewort existiert ein komplementäres Codewort
- ▶ bei fester Wortbreite ist  $c_0$  gleich  $c_n \Rightarrow$  zyklisch
- ▶ nicht einschrittig



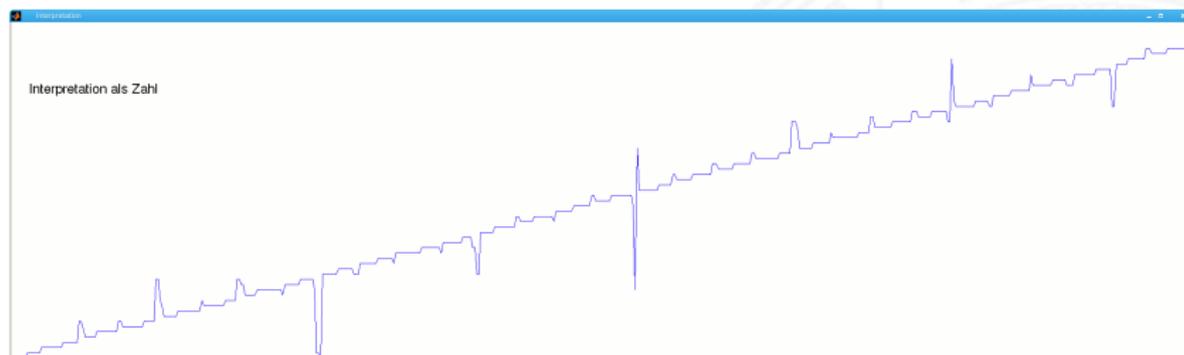
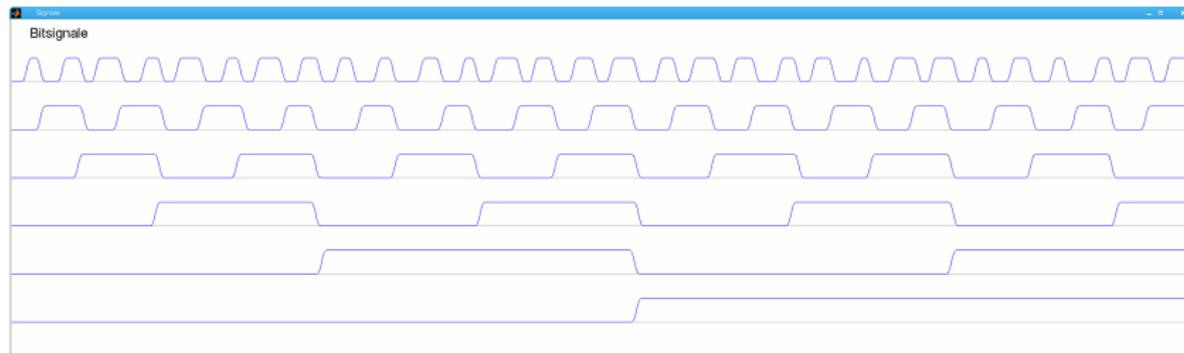
- ▶ möglich für Mengen mit Ordnungsrelation
- ▶ Elemente der Menge werden durch Binärwörter codiert
- ▶ **einschrittiger Code**: die Codewörter für benachbarte Elemente der Menge unterscheiden sich in genau einer Stelle
- ▶ **zyklisch einschrittig**: das erste und letzte Wort des Codes unterscheiden sich ebenfalls genau in einer Stelle
  
- ▶ Einschrittige Codes werden benutzt, wenn ein Ablesen der Bits auch beim Wechsel zwischen zwei Codeworten möglich ist (bzw. nicht verhindert werden kann)  
z.B.: Winkelcodierscheiben oder digitale Schieblehre
- ▶ viele interessante Varianten möglich (s. Knuth: *AoCP* [Knu11])



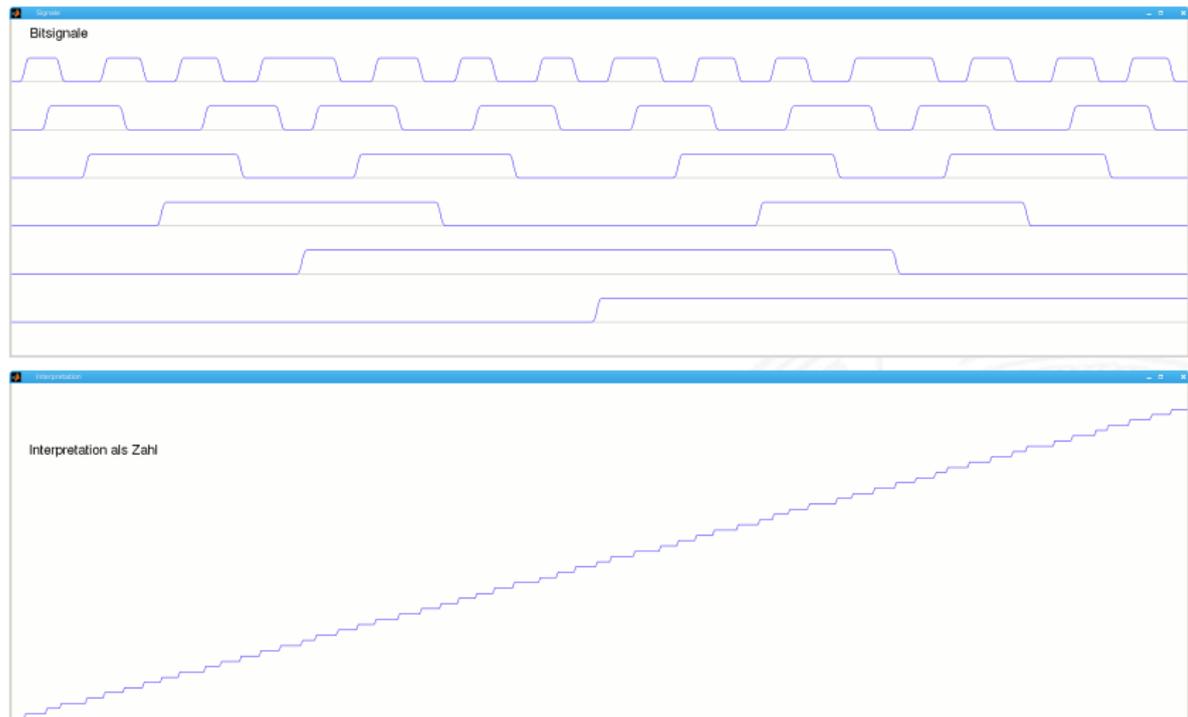
- ▶ Ablesen eines Wertes mit leicht gegeneinander verschobenen Übergängen der Bits [Hei05a], Kapitel 1.4
  - ▶ `demoeinschritt(0:59)` normaler Dualcode
  - ▶ `demoeinschritt(einschritt(60))` einschrittiger Code
- ▶ maximaler Ablesefehler
  - ▶  $2^{n-1}$  beim Dualcode
  - ▶ 1 beim einschrittigen Code
- ▶ Konstruktion eines einschrittigen Codes
  - ▶ rekursiv
  - ▶ als ununterbrochenen Pfad im KV-Diagramm (s.u.)



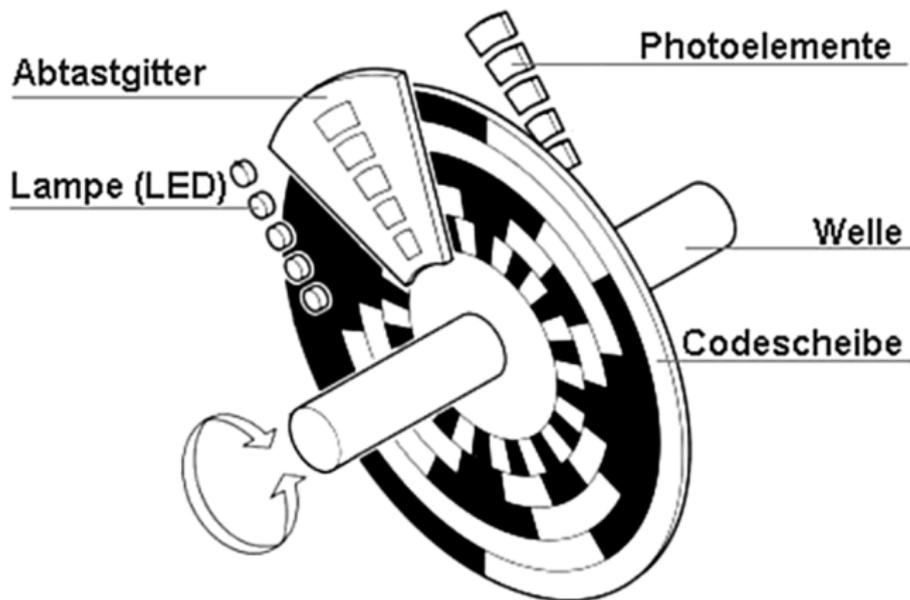
# Ablesen des Wertes aus Dualcode



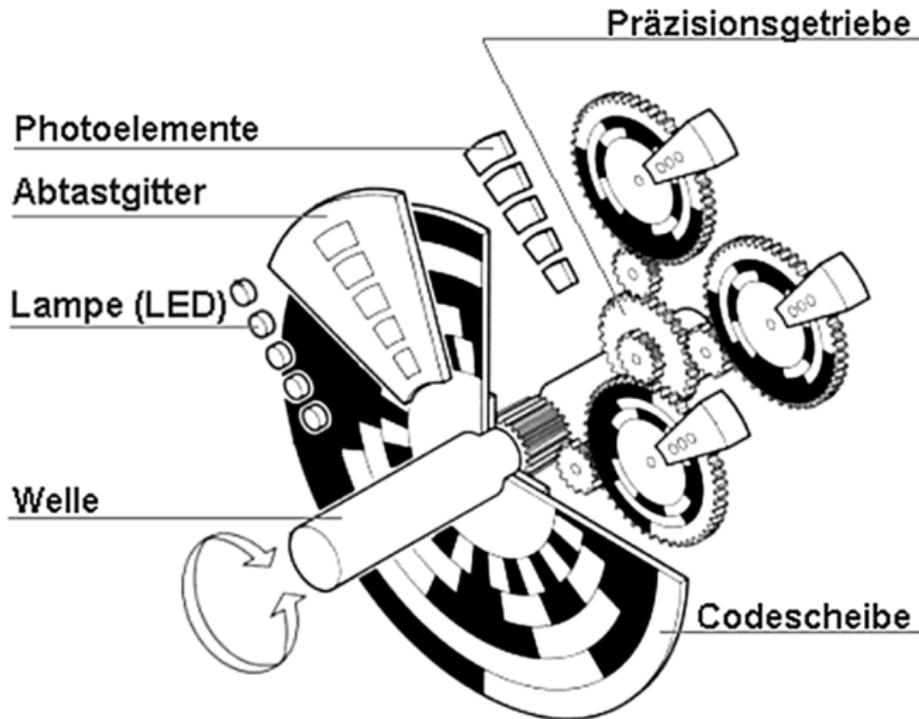
# Ablesen des Wertes aus einschrittigem Code



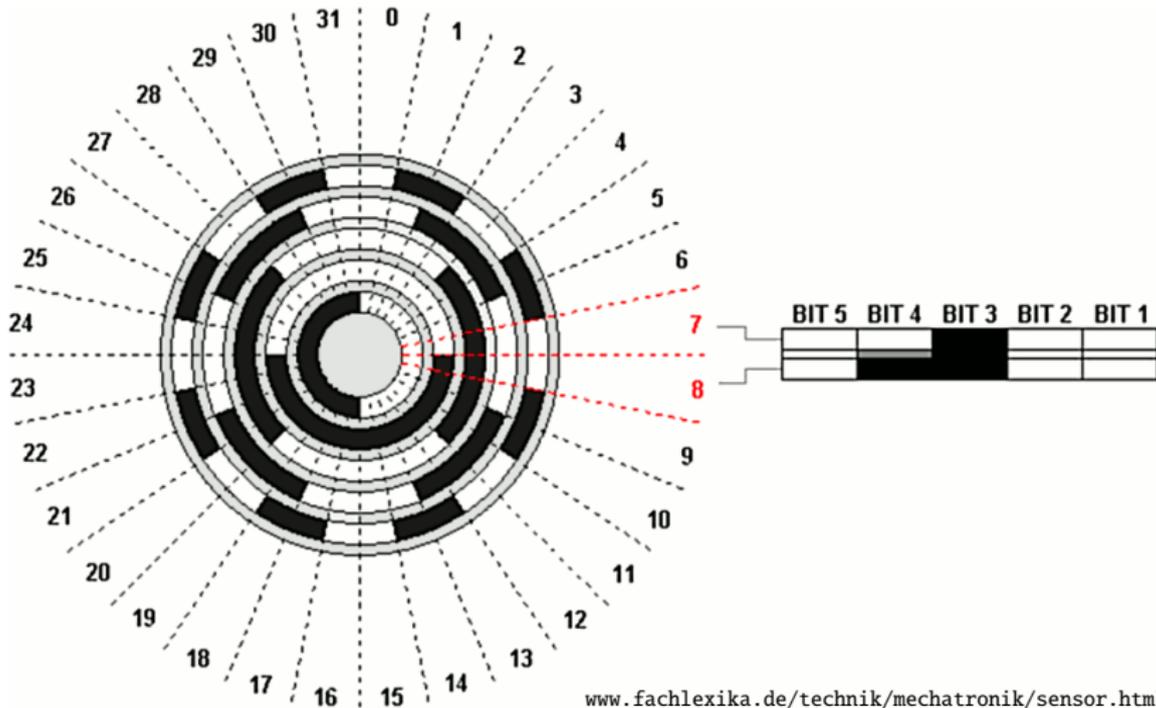
# Gray-Code: Prinzip eines Winkeldrehgebers



# Gray-Code: mehrstufiger Drehgeber



# Gray-Code: 5-bit Codierscheibe

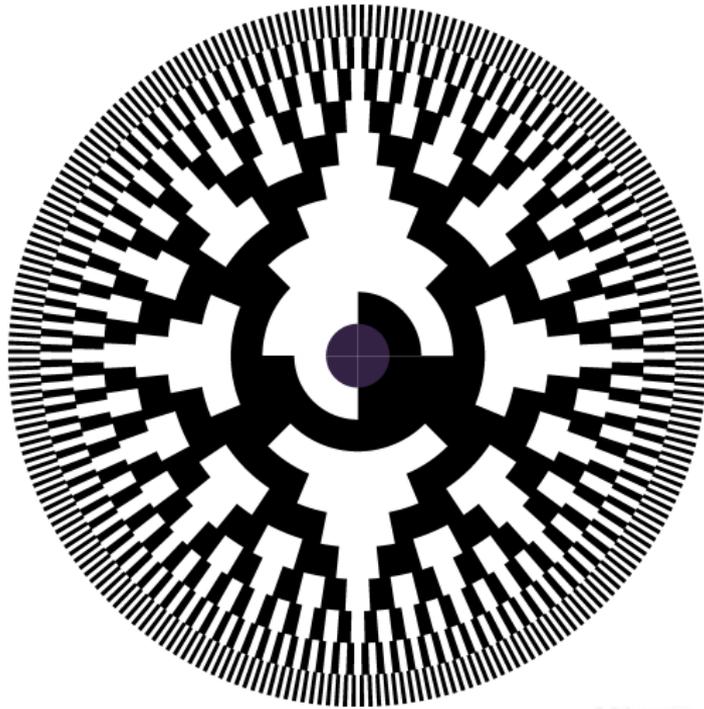




# Gray-Code: 10-bit Codierscheibe

7.3 Codierung - Einschrittige Codes

64-040 Rechnerstrukturen und Betriebssysteme



# Einschrittiger Code: rekursive Konstruktion

- ▶ Starte mit zwei Codewörtern: 0 und 1
- ▶ Gegeben: Einschrittiger Code  $C$  mit  $n$  Codewörtern
- ▶ Rekursion: Erzeuge Code  $C_2$  mit (bis zu)  $2n$  Codewörtern
  1. hänge eine führende 0 vor alle vorhandenen  $n$  Codewörter
  2. hänge eine führende 1 vor die in umgekehrter Reihenfolge notierten Codewörter

{ 0, 1 }

{ 00, 01, 11, 10 }

{ 000, 001, 011, 010, 110, 111, 101, 100 }

...

⇒ Gray-Code

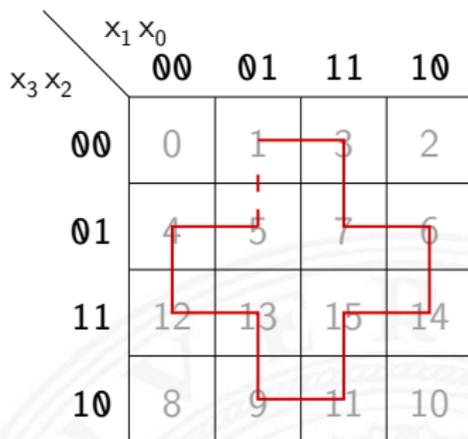
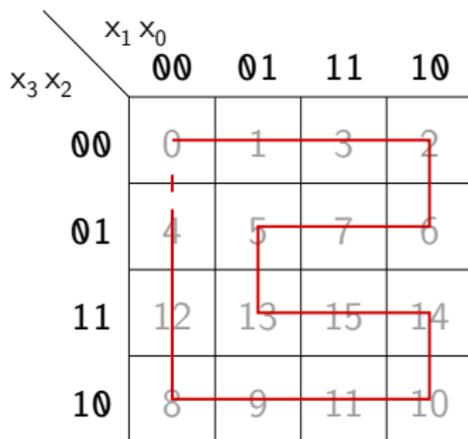
# Karnaugh-Veitch Diagramm

	$x_1 x_0$	00	01	11	10
$x_3 x_2$	00	0	1	3	2
	01	4	5	7	6
	11	12	13	15	14
	10	8	9	11	10

	$x_1 x_0$	00	01	11	10
$x_3 x_2$	00	0000	0001	0011	0010
	01	0100	0101	0111	0110
	11	1100	1101	1111	1110
	10	1000	1001	1011	1010

- ▶ 2D-Diagramm mit  $2^n = 2^{n_y} \times 2^{n_x}$  Feldern
  - ▶ gängige Größen sind:  $2 \times 2$ ,  $2 \times 4$ ,  $4 \times 4$   
darüber hinaus: mehrere Diagramme der Größe  $4 \times 4$
  - ▶ Anordnung der Indizes ist im einschrittigen-Code / Gray-Code
- ⇒ benachbarte Felder unterscheiden sich gerade um 1 Bit

# Einschrittiger Code: KV-Diagramm



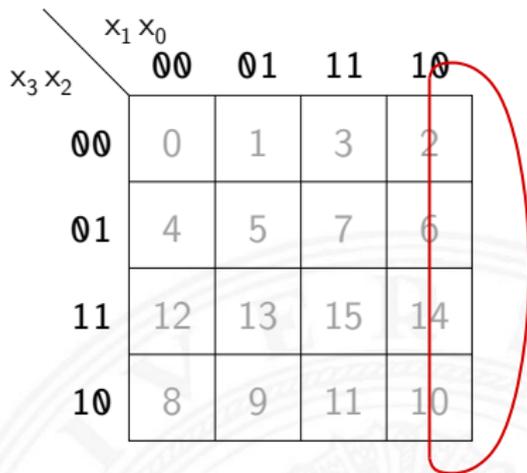
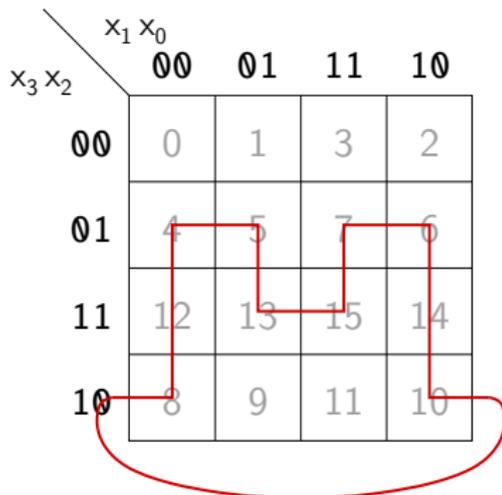
► Pfade

0,1,3,2,6,7,5,13,15,14,10,11,9,8,12,4      1,3,7,6,14,15,11,9,13,12,4,5

► jeder Pfad entspricht einem einschrittigen Code

► geschlossener Pfad: zyklisch einschrittiger Code

# Einschrittiger Code: KV-Diagramm (cont.)



► Pfade

4,5,13,15,7,6,14,10,8,12

2,6,14,10

- linke und rechte Spalte unterscheiden sich um 1 Bit  
obere und untere Zeile unterscheiden sich um 1 Bit

⇒ KV-Diagramm als „außen zusammengeklebt“ denken

⇒ Pfade können auch „außen herum“ geführt werden



## Umwandlung: Dual- in Graywort

1. MSB des Dualworts wird MSB des Grayworts
2. von links nach rechts: bei jedem Koeffizientenwechsel im Dualwort wird das entsprechende Bit im Graywort 1, sonst 0
  - ▶ Beispiele  $0011 \rightarrow 0010$ ,  $1110 \rightarrow 1001$ ,  $0110 \rightarrow 0101$  usw.
  - ▶  $\text{gray}(x) = x \wedge (x \ggg 1)$
  - ▶ in Hardware einfach durch paarweise XOR-Operationen  
[HenHA] Hades Demo: [10-gates/15-graycode/dual2gray](#)



## Umwandlung: Gray- in Dualwort

1. MSB wird übernommen
  2. von links nach rechts: wenn das Graywort eine Eins aufweist, wird das vorhergehende Bit des Dualworts invertiert in die entsprechende Stelle geschrieben, sonst wird das Zeichen der vorhergehenden Stelle direkt übernommen
- ▶ Beispiele  $0010 \rightarrow 0011$ ,  $1001 \rightarrow 1110$ ,  $0101 \rightarrow 0110$  usw.
  - ▶ in Hardware einfach durch Kette von XOR-Operationen

- ▶ Einsatz zur Quellencodierung
- ▶ Minimierung der Datenmenge durch Anpassung an die Symbolhäufigkeiten
- ▶ häufige Symbole bekommen kurze Codewörter, seltene Symbole längere Codewörter
  
- ▶ anders als bei Blockcodes ist die Trennung zwischen Codewörtern nicht durch Abzählen möglich
- ⇒ Einhalten der **Fano-Bedingung** notwendig oder Einführen von **Markern** zwischen den Codewörtern



Eindeutige Decodierung eines Codes mit variabler Wortlänge?

## Fano-Bedingung

Kein Wort aus einem Code bildet den Anfang eines anderen Codeworts

- ▶ die sogenannte **Präfix-Eigenschaft**
- ▶ nach R. M. Fano (1961)
  
- ▶ ein **Präfix-Code** ist eindeutig decodierbar
- ▶ Blockcodes sind Präfix-Codes



- ▶ Telefonnummern: das Vorwahlsystem gewährleistet die Fano-Bedingung

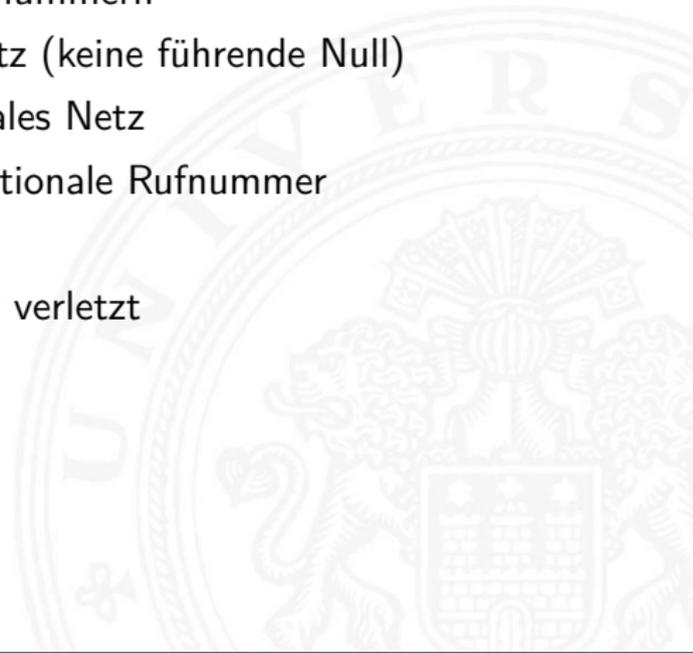
110, 112 : Notrufnummern

42883 2502 : Ortsnetz (keine führende Null)

040 42883 2502 : nationales Netz

0049 40 42883 2502 : internationale Rufnummer

- ▶ Morse-Code: Fano-Bedingung verletzt



## Codetabelle

		• kurzer Ton	– langer Ton
A	• –	S	• • •
B	– • • •	T	–
C	– • – •	U	• • –
D	– • •	V	• • • –
E	•	W	• – –
F	• • – •	X	– • • –
G	– – •	Y	– • – –
H	• • • •	Z	– – • •
I	• •	0	– – – – –
J	• – – –	1	• – – – –
K	– • –	2	• • – – –
L	• – • •	3	• • • – –
M	– –	4	• • • • –
N	– •	5	• • • • •
O	– – –	6	– • • • •
P	• – – •	7	– – • • •
Q	– – • –	8	– – – • •
R	• – •	9	– – – – •
.	• – • – • –	,	– – • • – –
?	• • – – • •	'	• – – – – •
!	– • – • – –	/	– • • – •
(	– • – – •	&	• – • • •
)	– • – – • –	:	– – – • • •
&	• – • • •	;	– • – • • •
=	– • • • –	=	– • • • –
+	• – • • •	+	• – • • •
-	– • • • • –	-	– • • • • –
–	• • – – • –	–	• • – – • –
"	• – • • – •	"	• – • • – •
\$	• • • – • • –	\$	• • • – • • –
@	• – – • • •	@	• – – • • •
S-Start	– • – • –	S-Start	– • – • –
Verst.	• • • – •	Verst.	• • • – •
S-Ende	• – • – •	S-Ende	• – • – •
V-Ende	• • • – • –	V-Ende	• • • – • –
Error	• • • • • • • •	Error	• • • • • • • •
Ä	• – • –	Ä	• – • –
À	• – – • –	À	• – – • –
É	• • – • •	É	• • – • •
È	• – • • –	È	• – • • –
Ö	– – – •	Ö	– – – •
Ü	• • – –	Ü	• • – –
ß	• • • – – • •	ß	• • • – – • •
CH	– – – –	CH	– – – –
Ñ	– – • – –	Ñ	– – • – –
...		...	
SOS	• • • – – – • • •	SOS	• • • – – – • • •

▶ Eindeutigkeit Codewort: ● ● ● ● ● — ●

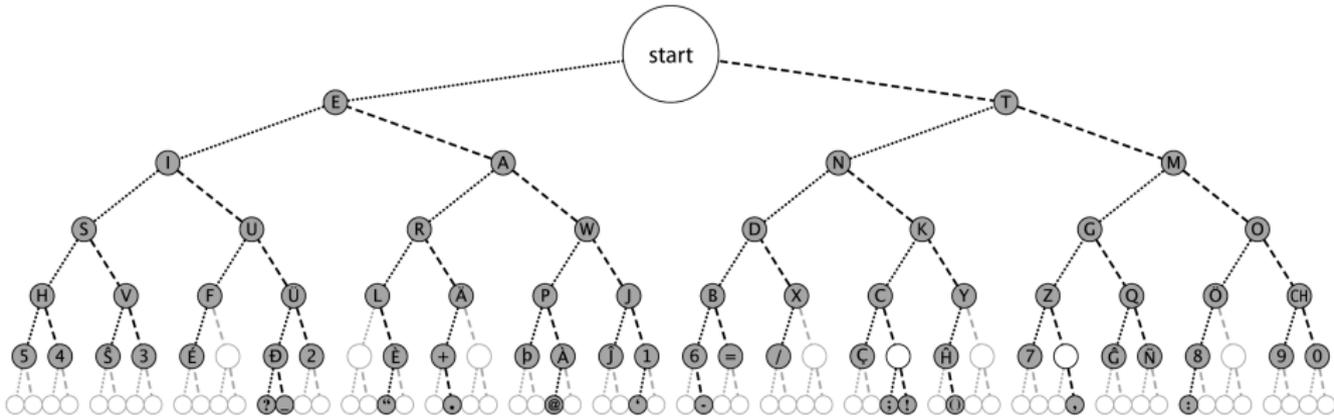
E	●
I	● ●
N	— ●
R	● — ●
S	● ● ●

- ▶ bestimmte Morse-Sequenzen sind mehrdeutig
- ▶ Pause zwischen den Symbolen notwendig

▶ Codierung

- ▶ Häufigkeit der Buchstaben =  $1 / \text{Länge des Codewortes}$
- ▶ Effizienz: kürzere Codeworte
- ▶ Darstellung als Codebaum

# Morse-Code: Codebaum (Ausschnitt)



- ▶ Symbole als Knoten oder Blätter
- ▶ Knoten: Fano-Bedingung verletzt
- ▶ Codewort am Pfad von Wurzel zum Knoten/Blatt ablesen

## Umschlüsselung des Codes für binäre Nachrichtenübertragung

- ▶ 110 als Umschlüsselung des langen Tons –  
10 als Umschlüsselung des kurzen Tons •  
0 als Trennzeichen zwischen Morse-Codewörtern
- ▶ der neue Code erfüllt die Fano-Bedingung  
jetzt eindeutig decodierbar: 101010011011011001010100 (SOS)
- ▶ viele andere Umschlüsselungen möglich, z.B.:  
1 als Umschlüsselung des langen Tons –  
01 als Umschlüsselung des kurzen Tons •  
00 als Trennzeichen zwischen Morse-Codewörtern

# Codierung nach Fano (Shannon-Fano Codierung)

Gegeben: die zu codierenden Urwörter  $a_i$   
und die zugehörigen Wahrscheinlichkeiten  $p(a_i)$

- ▶ Ordnung der Urwörter anhand ihrer Wahrscheinlichkeiten  $p(a_1) \geq p(a_2) \geq \dots \geq p(a_n)$
- ▶ Einteilung der geordneten Urwörter in zwei Gruppen mit möglichst gleicher Gesamtwahrscheinlichkeit:  $a_1 \dots a_i$  und  $a_{i+1} \dots a_n$ . Eine Gruppe bekommt als erste Codewortstelle eine 0, die andere eine 1
- ▶ Diese Teilgruppen werden erneut geteilt und den Hälften wieder eine 0, bzw. eine 1, als nächste Codewortstelle zugeordnet
- ▶ Das Verfahren wird wiederholt, bis jede Teilgruppe nur noch ein Element enthält
- ▶ bessere Codierung, je größer die Anzahl der Urwörter
- ▶ nicht eindeutig

Urbildmenge  $\{A, B, C, D\}$  und zugehörige  
Wahrscheinlichkeiten  $\{0.45, 0.1, 0.15, 0.3\}$

0. Sortierung nach Wahrscheinlichkeiten ergibt  $\{A, D, C, B\}$
  1. Gruppenaufteilung ergibt  $\{A\}$  und  $\{D, C, B\}$   
Codierung von  $A$  mit 0 und den anderen Symbolen als  $1*$
  2. weitere Teilung ergibt  $\{D\}$  und  $\{C, B\}$
  3. letzte Teilung ergibt  $\{C\}$  und  $\{B\}$
- ⇒ Codewörter sind  $A = 0$ ,  $D = 10$ ,  $C = 110$  und  $B = 111$

mittlere Codewortlänge  $L$

- ▶  $L = 0.45 \cdot 1 + 0.3 \cdot 2 + 0.15 \cdot 3 + 0.1 \cdot 3 = 1.8$
- ▶ zum Vergleich: Blockcode mit 2 Bits benötigt  $L = 2$

# Codierung nach Fano: Deutsche Großbuchstaben

7.5 Codierung - Symbolhäufigkeiten

64-040 Rechnerstrukturen und Betriebssysteme

Buchstabe $a_i$	Wahrscheinlichkeit $p(a_i)$	Code (Fano)	Bits
Leerzeichen	0.15149	000	3
E	0.14700	001	3
N	0.08835	010	3
R	0.06858	0110	4
I	0.06377	0111	4
S	0.05388	1000	4
...	...	...	...
Ö	0.00255	111111110	9
J	0.00165	1111111110	10
Y	0.00017	111111111110	11
Q	0.00015	1111111111110	12
X	0.00013	1111111111111	12

Ameling: *Fano-Code der Buchstaben der deutschen Sprache*, 1992

Gegeben: die zu codierenden Urwörter  $a_i$   
und die zugehörigen Wahrscheinlichkeiten  $p(a_i)$

- ▶ Ordnung der Urwörter anhand ihrer Wahrscheinlichkeiten  
 $p(a_1) \leq p(a_2) \leq \dots \leq p(a_n)$
- ▶ in jedem Schritt werden die zwei Wörter mit der geringsten Wahrscheinlichkeit zusammengefasst und durch ein neues ersetzt
- ▶ das Verfahren wird wiederholt, bis eine Menge mit nur noch zwei Wörtern resultiert
- ▶ rekursive Codierung als Baum (z.B.: links 0, rechts 1)
- ▶ ergibt die kleinstmöglichen mittleren Codewortlängen
- ▶ Abweichungen zum Verfahren nach Fano sind aber gering
- ▶ vielfältiger Einsatz (u.a. bei JPEG, MPEG ...)

Urbildmenge  $\{A, B, C, D\}$  und zugehörige  
Wahrscheinlichkeiten  $\{0.45, 0.1, 0.15, 0.3\}$

0. Sortierung nach Wahrscheinlichkeiten ergibt  $\{B, C, D, A\}$
  1. Zusammenfassen von  $B$  und  $C$  als neues Wort  $E$ ,  
Wahrscheinlichkeit von  $E$  ist dann  $p(E) = 0.1 + 0.15 = 0.25$
  2. Zusammenfassen von  $E$  und  $D$  als neues Wort  $F$  mit  
 $p(F) = 0.55$
  3. Zuordnung der Bits entsprechend der Wahrscheinlichkeiten
    - ▶  $F = 0$  und  $A = 1$
    - ▶ Split von  $F$  in  $D = 00$  und  $E = 01$
    - ▶ Split von  $E$  in  $C = 010$  und  $B = 011$
- ⇒ Codewörter sind  $A = 1$ ,  $D = 00$ ,  $C = 010$  und  $B = 011$



# Bildung eines Huffman-Baums

- ▶ Alphabet =  $\{E, I, N, S, D, L, R\}$
- ▶ relative Häufigkeiten  
 $E = 18, I = 10, N = 6, S = 7, D = 2, L = 5, R = 4$
  
- ▶ Sortieren anhand der Häufigkeiten
- ▶ Gruppierung (rekursiv)
- ▶ Aufbau des Codebaums
- ▶ Ablesen der Codebits



# Bildung eines Huffman-Baums (cont.)

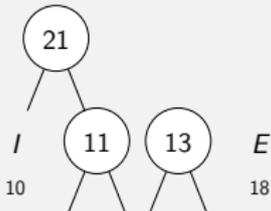
7.5 Codierung - Symbolhäufigkeiten

64-040 Rechnerstrukturen und Betriebssysteme

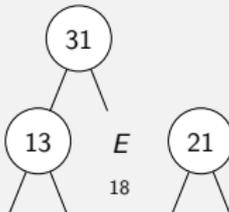
<i>D</i>	<i>R</i>	<i>L</i>	<i>N</i>	<i>S</i>	<i>I</i>	<i>E</i>
2	4	5	6	7	10	18



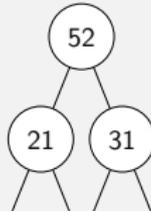
<i>D</i>	<i>R</i>	<i>L</i>	<i>N</i>	<i>S</i>	<i>I</i>	<i>E</i>
2	4	5	6	7	10	18



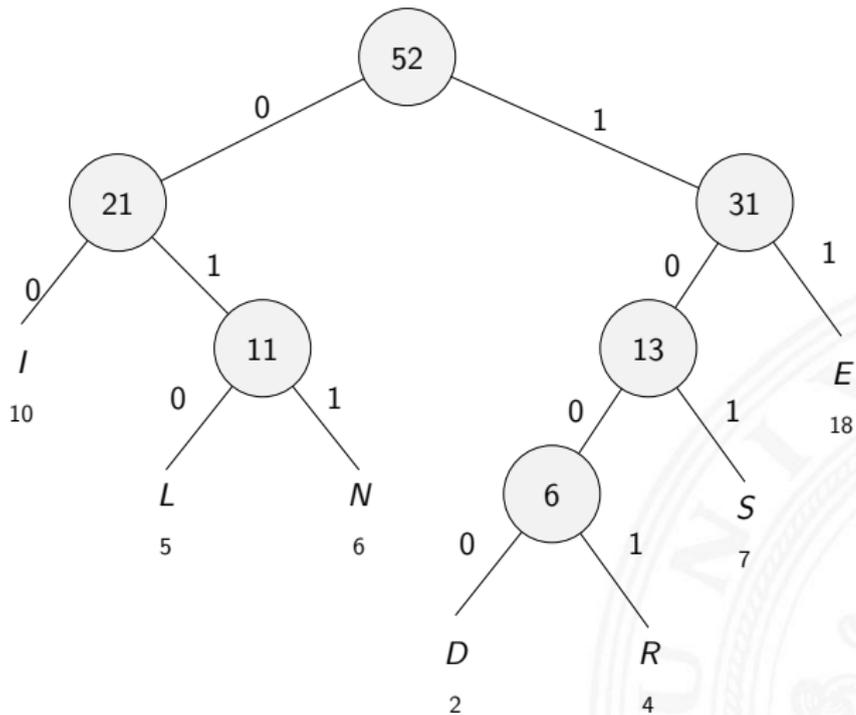
<i>L</i>	<i>N</i>	<i>6</i>	<i>S</i>	<i>I</i>	<i>E</i>
5	6		7	10	18



<i>6</i>	<i>S</i>	<i>I</i>	<i>11</i>	<i>E</i>
	7	10		18



# Bildung eines Huffman-Baums (cont.)



I	00
L	010
N	011
D	1000
R	1001
S	101
E	11

1001 00 11 101 11  
R I E S E

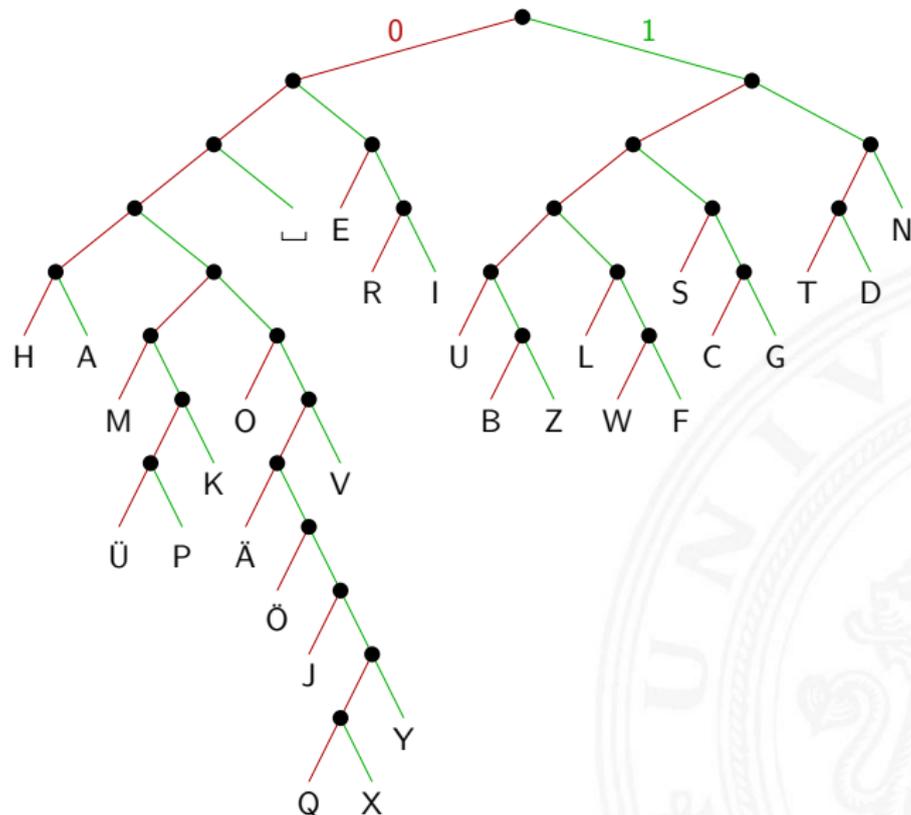
# Codierung nach Huffman: Deutsche Großbuchstaben

7.5 Codierung - Symbolhäufigkeiten

64-040 Rechnerstrukturen und Betriebssysteme

Zeichen	Code	Zeichen	Code
Leerzeichen	001	O	000110
E	010	B	100010
N	111	Z	100011
R	0110	W	100110
I	0111	F	100111
S	1010	K	0001011
T	1100	V	0001111
D	1101	Ü	00010100
H	00000	P	00010101
A	00001	Ä	00011100
U	10000	Ö	000111010
L	10010	J	0001110110
C	10110	Y	00011101111
G	10111	Q	000111011100
M	000100	X	000111011101

# Codierung nach Huffman: Codebaum



ca. 4.5 Bits/Zeichen,  
1.7-Mal besser als ASCII

## Beweis der Minimalität

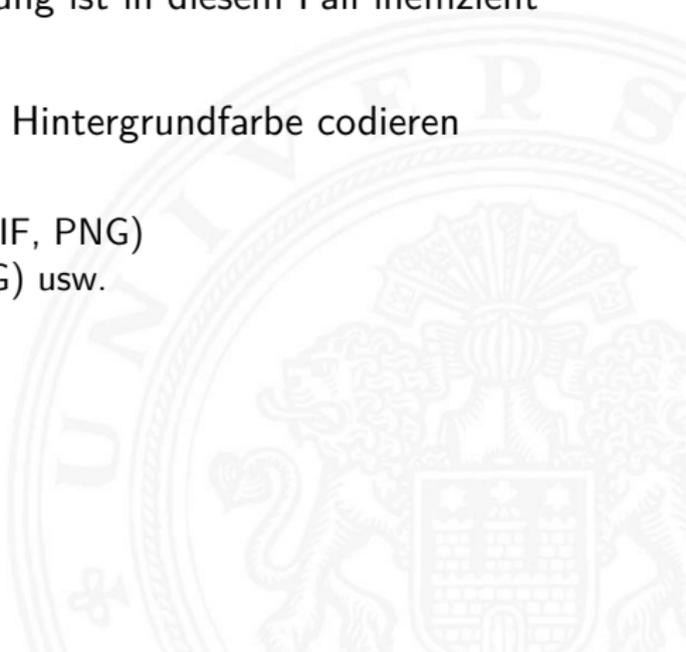
- ▶ Sei  $C$  ein Huffman-Code mit durchschnittlicher Codelänge  $L$
- ▶ Sei  $D$  ein weiterer Präfix-Code mit durchschnittlicher Codelänge  $M$ , mit  $M < L$  und  $M$  minimal
- ▶ Berechne die  $C$  und  $D$  zugeordneten Decodierbäume  $A$  und  $B$
- ▶ Betrachte die beiden Endknoten für Symbole kleinster Wahrscheinlichkeit:
  - ▶ Weise dem Vorgängerknoten das Gewicht  $p_{s-1} + p_s$  zu
  - ▶ streiche die Endknoten
  - ▶ mittlere Codelänge reduziert sich um  $p_{s-1} + p_s$
- ▶ Fortsetzung führt dazu, dass Baum  $C$  sich auf Baum mit durchschnittlicher Länge 1 reduziert und  $D$  auf Länge  $< 1$ . Dies ist aber nicht möglich  $\square$



# Codierung nach Huffman: Symbole mit $p \geq 0.5$

Was passiert, wenn ein Symbol eine Häufigkeit  $p_0 \geq 0.5$  aufweist?

- ▶ die Huffman-Codierung müsste weniger als ein Bit zuordnen, dies ist jedoch nicht möglich
- ⇒ Huffman- (und Fano-) Codierung ist in diesem Fall ineffizient
  
- ▶ Beispiel: Bild mit einheitlicher Hintergrundfarbe codieren
- ▶ andere Ideen notwendig
  - ▶ Lauflängencodierung (Fax, GIF, PNG)
  - ▶ Cosinustransformation (JPEG) usw.



was tun, wenn

- ▶ die Symbolhäufigkeiten nicht vorab bekannt sind?
- ▶ die Symbolhäufigkeiten sich ändern können?

Dynamic Huffman Coding (Knuth 1985)

- ▶ Encoder protokolliert die (bisherigen) Symbolhäufigkeiten
- ▶ Codebaum wird dynamisch aufgebaut und ggf. umgebaut
- ▶ Decoder arbeitet entsprechend:  
Codebaum wird mit jedem decodierten Zeichen angepasst
- ▶ Symbolhäufigkeiten werden nicht explizit übertragen

D. E. Knuth: *Dynamic Huffman Coding*, 1985 [Knu85]

- ▶ Leon G. Kraft, 1949

<https://de.wikipedia.org/wiki/Kraft-Ungleichung>

- ▶ Eine notwendige und hinreichende Bedingung für die Existenz eines eindeutig decodierbaren  $s$ -elementigen Codes  $C$  mit Codelängen  $l_1 \leq l_2 \leq l_3 \leq \dots \leq l_s$  über einem  $q$ -nären Zeichenvorrat  $F$  ist:

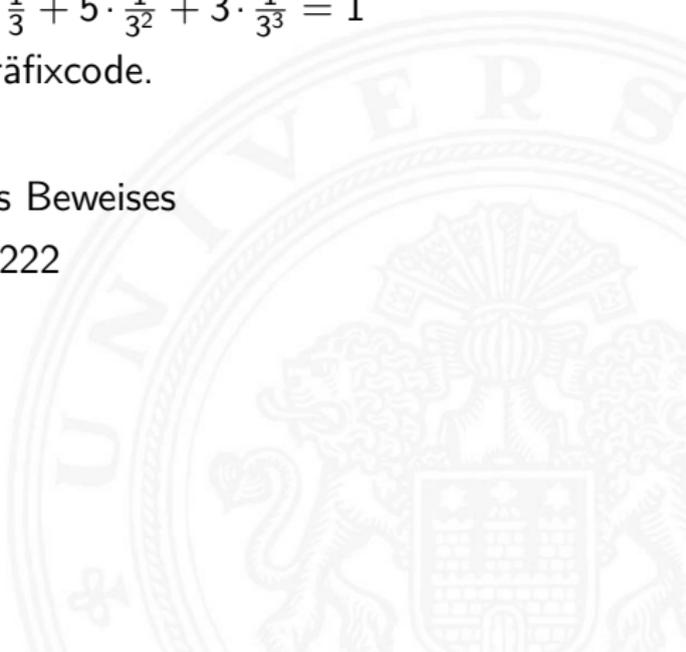
$$\sum_{i=1}^s \frac{1}{q^{l_i}} \leq 1$$

- ▶ Beispiel

$\{1, 00, 01, 11\}$  ist nicht eindeutig decodierbar,  
denn  $\frac{1}{2} + 3 \cdot \frac{1}{4} = 1.25 > 1$



- ▶ Sei  $F = \{0, 1, 2\}$  (ternäres Alphabet)
  - ▶ Seien die geforderten Längen der Codewörter: 1,2,2,2,2,2,3,3,3
  - ▶ Einsetzen in die Ungleichung:  $\frac{1}{3} + 5 \cdot \frac{1}{3^2} + 3 \cdot \frac{1}{3^3} = 1$
- ⇒ Also existiert ein passender Präfixcode.
- ▶ Konstruktion entsprechend des Beweises
- 0 10 11 12 20 21 220 221 222



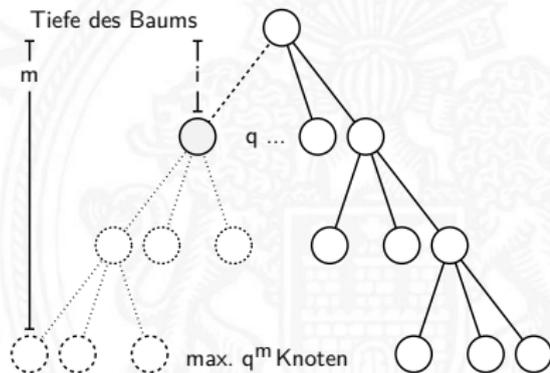
Sei  $l_s = m$  und seien  $u_i$  die Zahl der Codewörter der Länge  $i$

► Wir schreiben

$$\sum_{i=1}^s \frac{1}{q^i} = \sum_{j=1}^m \frac{u_j}{q^j} = \frac{1}{q^m} \sum_{j=1}^m u_j \cdot q^{m-j} \leq 1$$

$$u_m + \sum_{j=1}^{m-1} u_j \cdot q^{m-j} \leq q^m \quad (*)$$

- Jedes Codewort der Länge  $i$  „verbraucht“  $q^{m-i}$  Wörter aus  $F^m$
  - Summe auf der linken Seite von (\*) ist die Zahl der durch den Code  $C$  benutzten Wörter von  $F^m$
- ⇒ erfüllt  $C$  die Präfix-Bedingung, dann gilt (\*)



- ▶  $n$  mögliche sich gegenseitig ausschließende Ereignisse  $A_i$  die zufällig nacheinander mit Wahrscheinlichkeiten  $p_i$  eintreten
- ▶ stochastisches Modell  $W\{A_i\} = p_i$
  
- ▶ angewendet auf Informationsübertragung: das Symbol  $a_i$  wird mit Wahrscheinlichkeit  $p_i$  empfangen
  
- ▶ Beispiel
  - ▶  $p_i = 1$  und  $p_j = 0 \quad \forall j \neq i$
  - ▶ dann wird mit Sicherheit das Symbol  $A_i$  empfangen
  - ▶ der Empfang bringt keinen Informationsgewinn
  
- ⇒ Informationsgewinn („Überraschung“) wird größer, je kleiner  $p_i$



- ▶ Wir erhalten die Nachricht  $A$  mit der Wahrscheinlichkeit  $p_A$  und anschließend die unabhängige Nachricht  $B$  mit der Wahrscheinlichkeit  $p_B$
- ▶ Wegen der Unabhängigkeit ist die Wahrscheinlichkeit beider Ereignisse gegeben durch das Produkt  $p_A \cdot p_B$
- ▶ Informationsgewinn („Überraschung“) größer, je kleiner  $p_i$
- ▶ Wahl von  $1/p$  als Maß für den Informationsgewinn?
- ▶ möglich, aber der Gesamtinformationsgehalt zweier (mehrerer) Ereignisse wäre das Produkt der einzelnen Informationsgehalte
- ▶ additive Größe wäre besser  $\Rightarrow$  Logarithmus von  $1/p$  bilden

- ▶ Umkehrfunktion zur Exponentialfunktion
- ▶ formal: für gegebenes  $a$  und  $b$  ist der Logarithmus die Lösung der Gleichung  $a = b^x$
- ▶ falls die Lösung existiert, gilt:  $x = \log_b(a)$
  
- ▶ Beispiel  $3 = \log_2(8)$ , denn  $2^3 = 8$
  
- ▶ Rechenregeln
  - ▶  $\log(x \cdot y) = \log(x) + \log(y)$  (Addition statt Multiplikation)
  - ▶  $b^{\log_b(x)} = x$  und  $\log_b(b^x) = x$
  - ▶  $\log_b(x) = \frac{\log_a(x)}{\log_a(b)}$
  - ▶  $\log_2(x) = \ln(x) / \ln(2) = \ln(x) / 0,693141718$

# Definition: Informationsgehalt

Informationsgehalt eines Ereignisses  $A_i$  mit Wahrscheinlichkeit  $p_i$ ?

- ▶ als messbare und daher additive Größe
- ▶ durch Logarithmierung (Basis 2) der Wahrscheinlichkeit:

$$I(A_i) = \log_2\left(\frac{1}{p_i}\right) = -\log_2(p_i)$$

- ▶ **Informationsgehalt**  $I$  (oder Information) von  $A_i$   
auch **Entscheidungsgehalt** genannt
- ▶ Beispiel: zwei Nachrichten  $A$  und  $B$

$$I(A) + I(B) = \log_2\left(\frac{1}{p_A \cdot p_B}\right) = \log_2\left(\frac{1}{p_A}\right) + \log_2\left(\frac{1}{p_B}\right)$$

$$I(A_i) = \log_2\left(\frac{1}{p_i}\right) = -\log_2(p_i)$$

- ▶ Wert von  $I$  ist eine reelle Größe
- ▶ gemessen in der Einheit **1 Bit**
- ▶ Beispiel: nur zwei mögliche Symbole 0 und 1 mit gleichen Wahrscheinlichkeiten  $p_0 = p_1 = \frac{1}{2}$   
Der Informationsgehalt des Empfangs einer 0 oder 1 ist dann  
 $I(0) = I(1) = \log_2(1/\frac{1}{2}) = 1 \text{ Bit}$

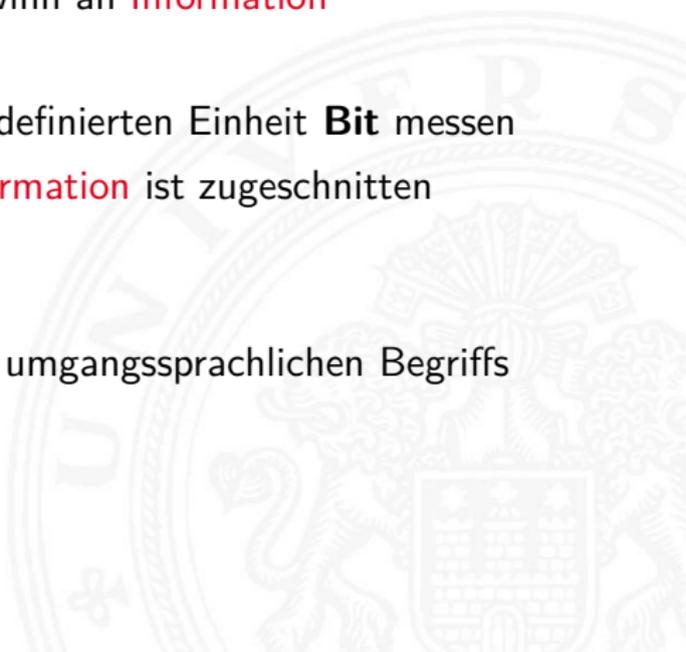
## „Bit“ Verwechslungsgefahr

<b>Bit</b> : als Maß für den Informationsgehalt	Maßeinheit
<b>bit</b> : Anzahl der Binärstellen	–“–
Bit: Binärzeichen, Symbol 0 oder 1 (Kap. „5 Zeichen und Text“)	



# Ungewissheit, Überraschung, Information

- ▶ Vor dem Empfang einer Nachricht gibt es **Ungewissheit** über das Kommende  
Beim Empfang gibt es die **Überraschung**  
Und danach hat man den Gewinn an **Information**
- ▶ Alle drei Begriffe in der oben definierten Einheit **Bit** messen
- ▶ Diese Quantifizierung der **Information** ist zugeschnitten auf die Nachrichtentechnik
- ▶ umfasst nur einen Aspekt des umgangssprachlichen Begriffs **Information**





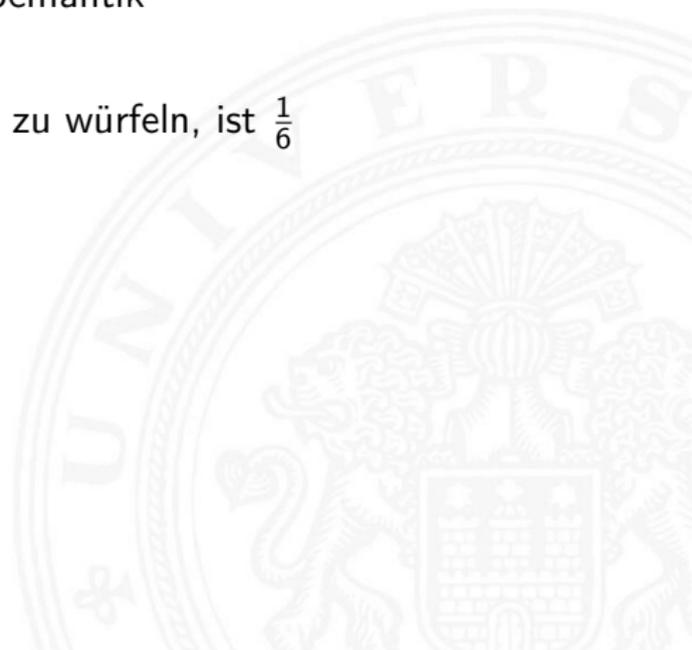
## Meteorit

- ▶ die Wahrscheinlichkeit, an einem Tag von einem Meteor getroffen zu werden, sei  $p_M = 10^{-16}$
- ▶ Kein Grund zur Sorge, weil die Ungewissheit von  $I = \log_2(1/(1 - p_M)) \approx 3,2 \cdot 10^{-16}$  sehr klein ist  
Ebenso klein ist die Überraschung, wenn das Unglück nicht passiert  $\Rightarrow$  Informationsgehalt der Nachricht „Ich wurde nicht vom Meteor erschlagen“ ist sehr klein
- ▶ Umgekehrt wäre die Überraschung groß:  $\log_2(1/p_M) = 53,15$



## Würfeln

- ▶ bei vielen Spielen hat die 6 eine besondere Bedeutung
- ▶ hier betrachten wir aber zunächst nur die Wahrscheinlichkeit von Ereignissen, nicht deren Semantik
- ▶ die Wahrscheinlichkeit, eine 6 zu würfeln, ist  $\frac{1}{6}$
- ▶  $I(6) = \log_2(1/\frac{1}{6}) = 2,585$



## Information eines Buchs

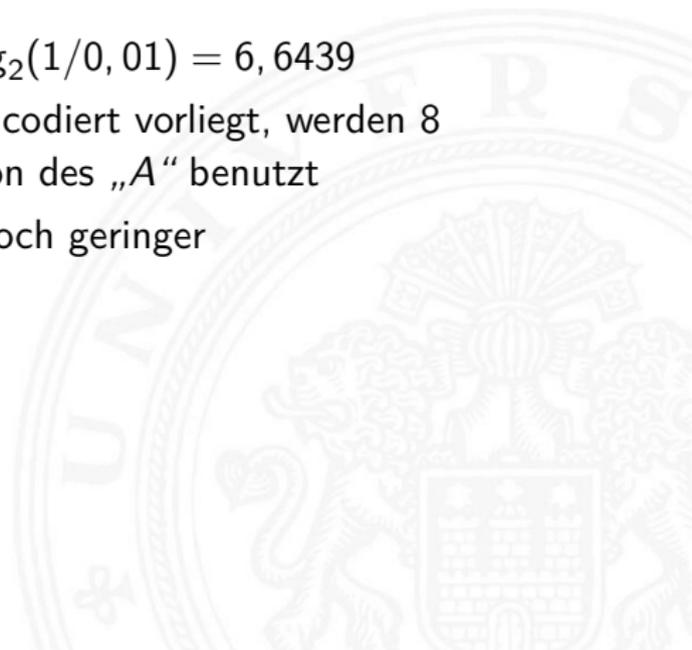
- ▶ Gegeben seien zwei Bücher
  1. deutscher Text
  2. mit Zufallsgenerator mit Gleichverteilung aus Alphabet mit 80-Zeichen erzeugt
- ▶ Informationsgehalt in beiden Fällen?
  1. Im deutschen Text abhängig vom Kontext!  
Beispiel: Empfangen wir als deutschen Text „*Der Begriff*“, so ist „*f*“ als nächstes Symbol sehr wahrscheinlich
  2. beim Zufallstext liefert jedes neue Symbol die zusätzliche Information  $I = \log_2(1/\frac{1}{80})$

⇒ der Zufallstext enthält die größtmögliche Information



## Einzelner Buchstabe

- ▶ die Wahrscheinlichkeit, in einem Text an einer gegebenen Stelle das Zeichen „A“ anzutreffen sei  $W\{A\} = p = 0,01$
- ▶ Informationsgehalt  $I(A) = \log_2(1/0,01) = 6,6439$
- ▶ wenn der Text in ISO-8859-1 codiert vorliegt, werden 8 Binärstellen zur Repräsentation des „A“ benutzt
- ▶ der Informationsgehalt ist jedoch geringer





Obige Definition der Information lässt sich nur jeweils auf den Empfang eines speziellen Zeichens anwenden

- ▶ Was ist die **durchschnittliche Information** bei Empfang eines Symbols?
- ▶ diesen Erwartungswert bezeichnet man als **Entropie** des Systems (auch **mittlerer Informationsgehalt**)
- ▶ Wahrscheinlichkeiten aller möglichen Ereignisse  $A_i$  seien  $W\{A_i\} = p_i$
- ▶ da jeweils eines der möglichen Symbole eintrifft, gilt  $\sum_i p_i = 1$



- ▶ dann berechnet sich die Entropie  $H$  als Erwartungswert

$$\begin{aligned} H &= E\{I(A_i)\} \\ &= \sum_i p_i \cdot I(A_i) \\ &= \sum_i p_i \cdot \log_2\left(\frac{1}{p_i}\right) \\ &= - \sum_i p_i \cdot \log_2(p_i) \end{aligned}$$

- ▶ als Funktion der Symbol-Wahrscheinlichkeiten nur abhängig vom stochastischen Modell



1. drei mögliche Ereignisse mit Wahrscheinlichkeiten  $\{\frac{1}{2}, \frac{1}{3}, \frac{1}{6}\}$

- ▶ dann berechnet sich die Entropie zu

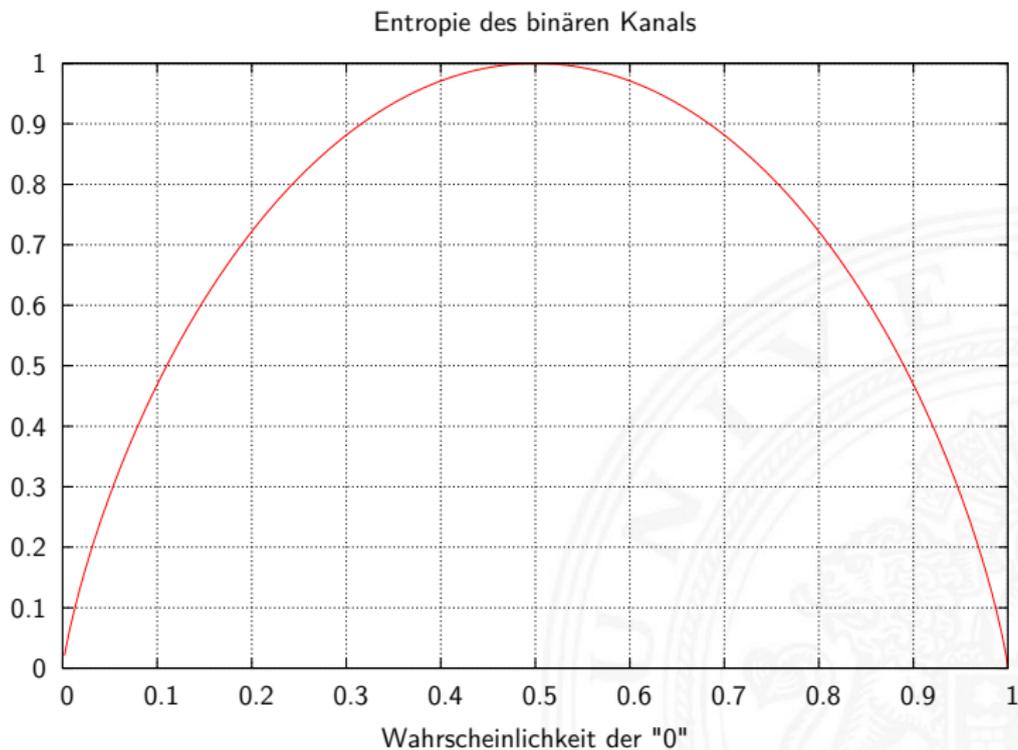
$$H = -\left(\frac{1}{2} \log_2\left(\frac{1}{2}\right) + \frac{1}{3} \log_2\left(\frac{1}{3}\right) + \frac{1}{6} \log_2\left(\frac{1}{6}\right)\right) = 1,4591$$

2. Empfang einer Binärstelle mit den Wahrscheinlichkeiten  $p_0 = q$  und  $p_1 = (1 - q)$ .

- ▶ für  $q = \frac{1}{2}$  erhält man

$$H = -\left(\frac{1}{2} \log_2\left(\frac{1}{2}\right) + \left(1 - \frac{1}{2}\right) \log_2\left(1 - \frac{1}{2}\right)\right) = 1.0$$

- ▶ mittlerer Informationsgehalt beim Empfang einer Binärstelle mit gleicher Wahrscheinlichkeit für beide Symbole ist genau 1 Bit

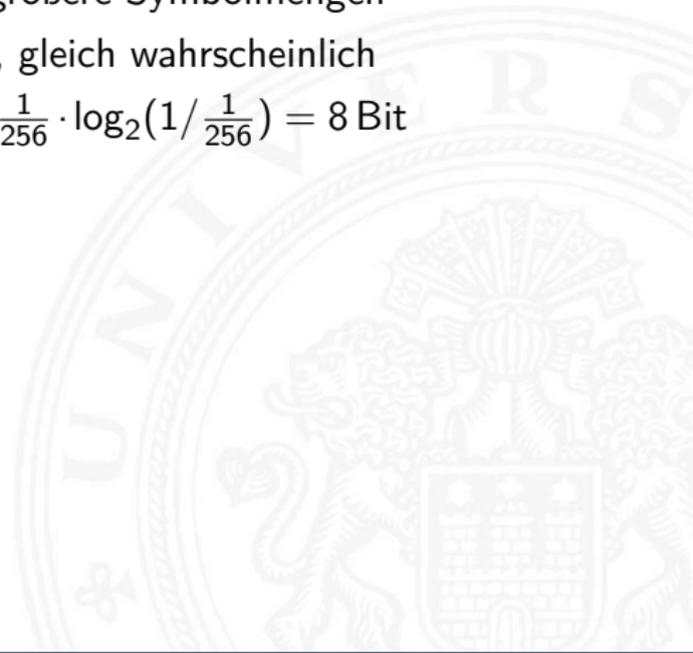


Entropie bei Empfang einer Binärstelle mit den Wahrscheinlichkeiten  $p_0 = q$  und  $p_1 = (1 - q)$



- ▶ mittlerer Informationsgehalt einer Binärstelle nur dann 1 Bit, wenn beide möglichen Symbole gleich wahrscheinlich
- ▶ entsprechendes gilt auch für größere Symbolmengen
- ▶ Beispiel: 256 Symbole (8-bit), gleich wahrscheinlich

$$H = \sum_i p_i \log_2(1/p_i) = 256 \cdot \frac{1}{256} \cdot \log_2(1/\frac{1}{256}) = 8 \text{ Bit}$$





1.  $H(p_1, p_2, \dots, p_n)$  ist maximal, falls  $p_i = 1/n$  ( $1 \leq i \leq n$ )
2.  $H$  ist symmetrisch, für jede Permutation  $\pi$  von  $1, 2, \dots, n$  gilt:  
$$H(p_1, p_2, \dots, p_n) = H(p_{\pi(1)}, p_{\pi(2)}, \dots, p_{\pi(n)})$$
3.  $H(p_1, p_2, \dots, p_n) \geq 0$  mit  $H(0, 0 \dots 0, 1, 0 \dots 0, 0) = 0$
4.  $H(p_1, p_2, \dots, p_n, 0) = H(p_1, p_2, \dots, p_n)$
5.  $H(1/n, 1/n, \dots, 1/n) \leq H(1/(n+1), 1/(n+1), \dots, 1/(n+1))$
6.  $H$  ist stetig in seinen Argumenten
7. Additivität: seien  $n, m \in \mathbb{N}^+$   
$$H\left(\frac{1}{n \cdot m}, \frac{1}{n \cdot m}, \dots, \frac{1}{n \cdot m}\right) = H\left(\frac{1}{n}, \frac{1}{n}, \dots, \frac{1}{n}\right) + H\left(\frac{1}{m}, \frac{1}{m}, \dots, \frac{1}{m}\right)$$

- ▶ **möglicher Informationsgehalt**  $H_0$  ist durch Symbolcodierung festgelegt (entspricht **mittlerer Codewortlänge**  $\bar{l}$ )

$$H_0 = \sum_i p_i \cdot \log_2(q^{l_i})$$

- ▶ stochastisches Modell  $W\{A_i\} = p_i$   
(Wahrscheinlichkeiten von Ereignissen  $A_i$ )
- ▶ Codierung der Ereignisse (der Symbole)  $C(A_i)$  durch Code der Länge  $l_i$  über einem  $q$ -nären Alphabet
- ▶ für Binärcodes gilt 
$$H_0 = \sum_i p_i \cdot l_i$$
- ▶ binäre Blockcodes mit Wortlänge  $N$  bits:  $H_0 = N$

- ▶ **Redundanz** (engl. *code redundancy*):  
die Differenz zwischen dem möglichen und dem tatsächlich genutzten Informationsgehalt  $R = H_0 - H$ 
  - ▶ möglicher Informationsgehalt  $H_0$  ist durch Symbolcodierung festgelegt = mittlere Codewortlänge
  - ▶ tatsächliche Informationsgehalt ist die Entropie  $H$
- ▶ **relative Redundanz:**  $r = \frac{H_0 - H}{H_0}$
- ▶ binäre Blockcodes mit Wortlänge  $N$  bits:  $H_0 = N$   
gegebener Code mit  $m$  Wörtern  $a_i$  und  $p(a_i)$ :

$$\begin{aligned} R = H_0 - H &= H_0 - \left( - \sum_{i=1}^m p(a_i) \cdot \log_2(p(a_i)) \right) \\ &= N + \sum_{i=1}^m p(a_i) \cdot \log_2(p(a_i)) \end{aligned}$$



Informationstheorie ursprünglich entwickelt zur

- ▶ formalen Behandlung der Übertragung von Information
- ▶ über reale, nicht fehlerfreie Kanäle
- ▶ deren Verhalten als stochastisches Modell formuliert werden kann
  
- ▶ zentrales Resultat ist die **Kanalkapazität  $C$**  des **binären symmetrischen Kanals**
- ▶ der maximal pro Binärstelle übertragbare Informationsgehalt

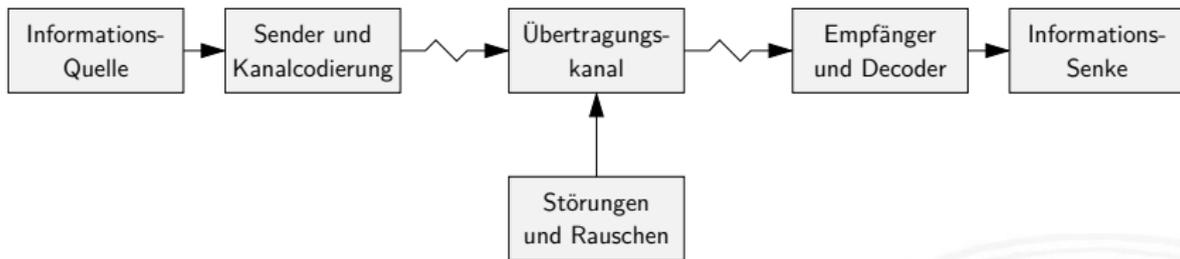
$$C = 1 - H(F)$$

mit  $H(F)$  der Entropie des Fehlerverhaltens

# Erinnerung: Modell der Informationsübertragung

7.8 Codierung - Kanalcodierung

64-040 Rechnerstrukturen und Betriebssysteme



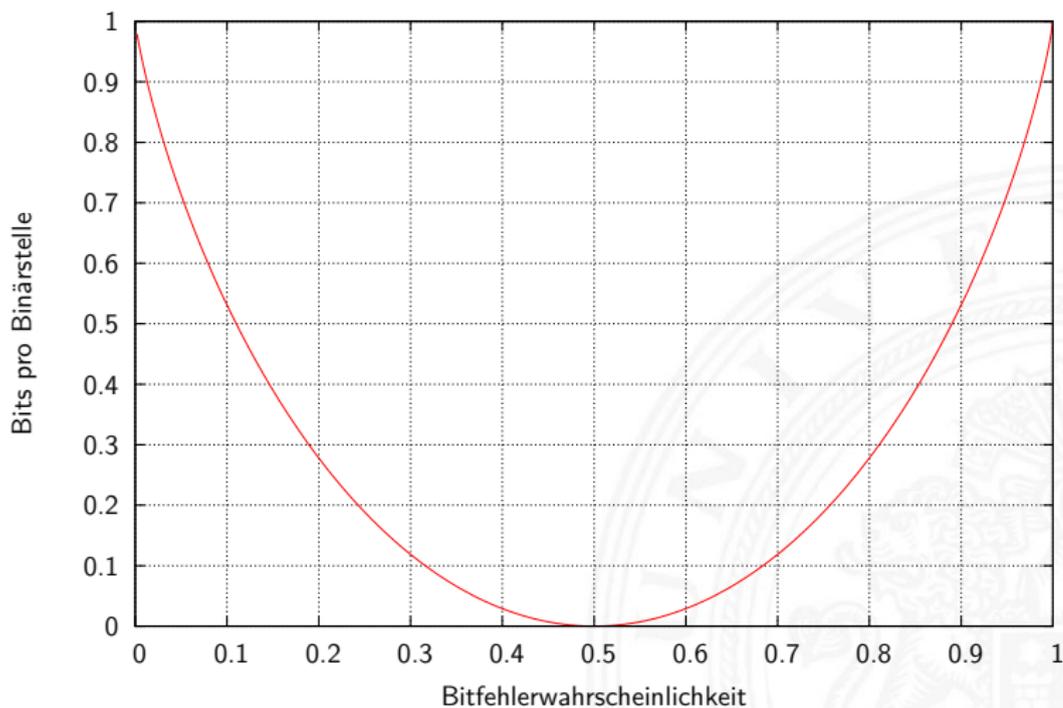
- ▶ Informationsquelle
- ▶ Sender mit möglichst effizienter Kanalcodierung
- ▶ gestörter und verrauschter Übertragungskanal
- ▶ Empfänger mit Decodierer und Fehlererkennung/-korrektur
- ▶ Informationssenke und -verarbeitung

- ▶ Wahrscheinlichkeit der beiden Symbole 0 und 1 ist gleich  $\left(\frac{1}{2}\right)$
- ▶ Wahrscheinlichkeit  $P$ , dass bei Übertragungsfehlern aus einer 0 eine 1 wird = Wahrscheinlichkeit, dass aus einer 1 eine 0 wird
- ▶ Wahrscheinlichkeit eines Fehlers an Binärstelle  $i$  ist unabhängig vom Auftreten eines Fehlers an anderen Stellen
- ▶ Entropie des Fehlerverhaltens

$$H(F) = P \cdot \log_2(1/P) + (1 - P) \cdot \log_2(1/(1 - P))$$

- ▶ Kanalkapazität ist  $C = 1 - H(F)$

Kapazität des binären symmetrischen Kanals





- ▶ bei  $P = 0,5$  ist die Kanalkapazität  $C = 0$
- ⇒ der Empfänger kann die empfangenen Daten nicht von einer zufälligen Sequenz unterscheiden
  
- ▶ bei  $P > 0,5$  steigt die Kapazität wieder an  
(rein akademischer Fall: Invertieren aller Bits)

Die Kanalkapazität ist eine obere Schranke

- ▶ wird in der Praxis nicht erreicht (Fehler)
- ▶ Theorie liefert keine Hinweise, wie die fehlerfreie Übertragung praktisch durchgeführt werden kann



# Shannon-Theorem

C. E. Shannon: *Communication in the Presence of Noise*; Proc. IRE, Vol.37, No.1, 1949

7.8 Codierung - Kanalcodierung

64-040 Rechnerstrukturen und Betriebssysteme

Gegeben:

binärer symmetrischer Kanal mit der Störwahrscheinlichkeit  $P$   
und der Kapazität  $C(P)$

## Shannon-Theorem

Falls die Übertragungsrate  $R$  kleiner als  $C(P)$  ist,  
findet man zu jedem  $\epsilon > 0$  einen Code  $\mathcal{C}$  mit  
der Übertragungsrate  $R(\mathcal{C})$  und  $C(P) \geq R(\mathcal{C}) \geq R$  und  
der Fehlerdecodierwahrscheinlichkeit  $< \epsilon$

auch: C. E. Shannon: *A Mathematical Theory of Communication* [math.harvard.edu/~ctm/home/text/others/shannon/entropy/entropy.pdf](http://math.harvard.edu/~ctm/home/text/others/shannon/entropy/entropy.pdf)



# Shannon-Theorem (cont.)

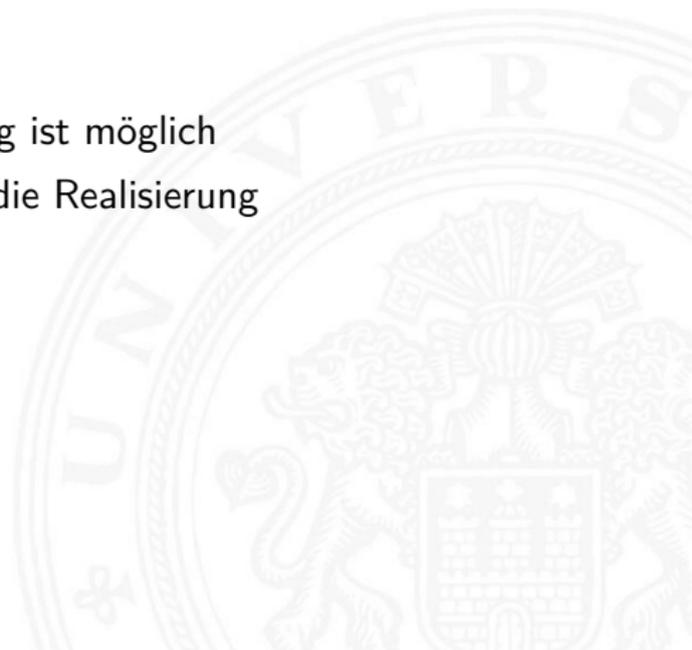
C. E. Shannon: *Communication in the Presence of Noise*; Proc. IRE, Vol.37, No.1, 1949

- ⇒ Wenn die Übertragungsrate kleiner als die Kanalkapazität ist, existieren Codes, die beliebig zuverlässig sind
- ... und deren Signalübertragungsraten beliebig nahe der Kanalkapazität liegen
- ▶ leider liefert die Theorie keine Ideen zur Realisierung
  - ▶ die Nachrichten müssen sehr lang sein
  - ▶ der Code muss im Mittel sehr viele Fehler in jeder Nachricht korrigieren
  - ▶ mittlerweile sehr nah am Limit: Turbo-Codes, LDPC-Codes usw.



## Motivation

- ▶ Informationstheorie
- ▶ Kanalkapazität
- ▶ Shannon-Theorem
  
- ▶ zuverlässige Datenübertragung ist möglich
- ▶ aber (bisher) keine Ideen für die Realisierung
  
- ⇒ fehlererkennende Codes
- ⇒ fehlerkorrigierende Codes





diverse mögliche Fehler bei der Datenübertragung

- ▶ Verwechslung eines Zeichens  $a \rightarrow b$
- ▶ Vertauschen benachbarter Zeichen  $ab \rightarrow ba$
- ▶ Vertauschen entfernter Zeichen  $abc \rightarrow cba$
- ▶ Zwillings-/Bündelfehler  $aa \rightarrow bb$
- ▶ usw.
  
- ▶ abhängig von der Technologie / der Art der Übertragung
  - ▶ Bündelfehler durch Kratzer auf einer CD
  - ▶ Bündelfehler bei Funk durch längere Störimpulse
  - ▶ Buchstabendreher beim „Eintippen“ eines Textes

- ▶ **Block-Code:**  $k$ -Informationsbits werden in  $n$ -Bits codiert
- ▶ **Faltungscodes:** ein Bitstrom wird in einen Codebitstrom höherer Bitrate codiert
  - ▶ Bitstrom erzeugt Folge von Automatenzuständen
  - ▶ Decodierung über bedingte Wahrscheinlichkeiten bei Zustandsübergängen
  - ▶ im Prinzip linear, Faltungscodes passen aber nicht in Beschreibung unten
- ▶ **linearer  $(n, k)$ -Code:** ein  $k$ -dimensionaler Unterraum des  $GF(2)^n$
- ▶ **modifizierter Code:** eine oder mehrere Stellen eines linearen Codes werden systematisch verändert (d.h. im  $GF(2)$  invertiert) Null- und Einsvektor gehören nicht mehr zum Code
- ▶ **nichtlinearer Code:** weder linear noch modifiziert

## Boole'sche Algebra

Details: Mathe-Skript, Wikipedia, v.d. Heide [Hei05a]

- ▶ basiert auf: UND, ODER, Negation
- ▶ UND  $\approx$  Multiplikation  
ODER  $\approx$  Addition
- ▶ aber: kein inverses Element für die ODER-Operation  
 $\Rightarrow$  kein Körper

## Galois-Feld mit zwei Elementen: $GF(2)$

- ▶ Körper, zwei Verknüpfungen: UND und XOR
- ▶ UND als Multiplikation  
XOR als Addition *mod* 2
- ▶ additives Inverses existiert:  $x \oplus x = 0$

- ▶ **systematischer Code**: wenn die zu codierende Information direkt (als Substring) im Codewort enthalten ist
  
- ▶ **zyklischer Code**
  - ▶ ein Block-Code (identische Wortlänge aller Codewörter)
  - ▶ für jedes Codewort gilt: auch alle zyklischen Verschiebungen (Rotationen, z.B. rotate-left) sind Codeworte
  - ⇒ bei serieller Übertragung erlaubt dies die Erkennung/Korrektur von Bündelfehlern

- ▶ **Automatic Repeat Request (ARQ)**: der Empfänger erkennt ein fehlerhaftes Symbol und fordert dies vom Sender erneut an
  - ▶ bidirektionale Kommunikation erforderlich
  - ▶ unpraktisch bei großer Entfernung / Echtzeitanforderungen
  
- ▶ **Vorwärtsfehlerkorrektur (Forward Error Correction, FEC)**: die übertragene Information wird durch zusätzliche Redundanz (z.B. Prüfziffern) gesichert
  - ▶ der Empfänger erkennt fehlerhafte Codewörter und kann diese selbständig korrigieren
  
- ▶ je nach Einsatzzweck sind beide Verfahren üblich
- ▶ auch kombiniert

- ▶ **Hamming-Abstand:** die Anzahl der Stellen, an denen sich zwei Binärcodewörter der Länge  $w$  unterscheiden
- ▶ **Hamming-Gewicht:** Hamming-Abstand eines Codeworts vom Null-Wort
  
- ▶ Beispiel  $a = 0110\ 0011$   
 $b = 1010\ 0111$
- ⇒ Hamming-Abstand von  $a$  und  $b$  ist 3  
Hamming-Gewicht von  $b$  ist 5
  
- ▶ Java: `Integer.bitcount( a ^ b )`



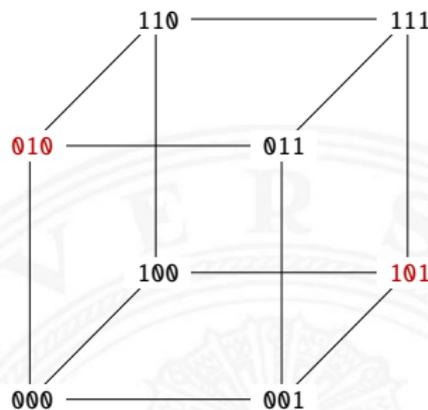
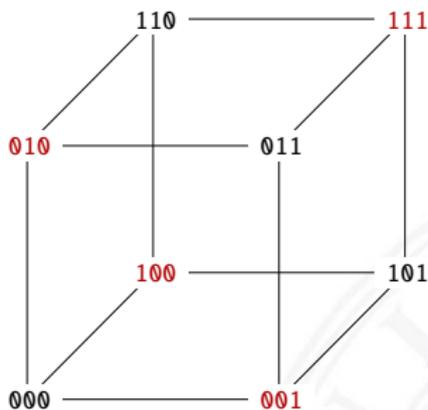
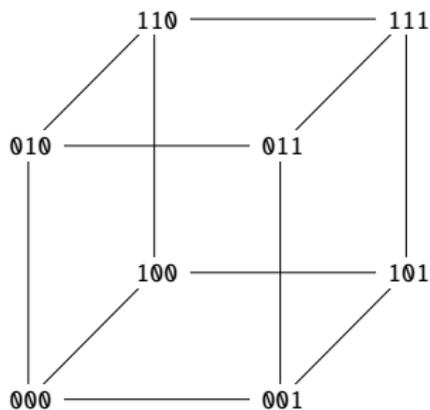
- ▶ Zur *Fehlererkennung* und *Fehlerkorrektur* ist eine Codierung mit Redundanz erforderlich
  - ▶ Repräsentation enthält mehr Bits, als zur reinen Speicherung nötig wären
  - ▶ Codewörter so wählen, dass sie **alle** paarweise mindestens den Hamming-Abstand  $d$  haben  
dieser Abstand heißt dann **Minimalabstand**  $d$
- ⇒ Fehlererkennung bis zu  $(d - 1)$  fehlerhaften Stellen  
Fehlerkorrektur bis zu  $((d - 1)/2)$  —"

# Fehlererkennende und -korrigierende Codes (cont.)

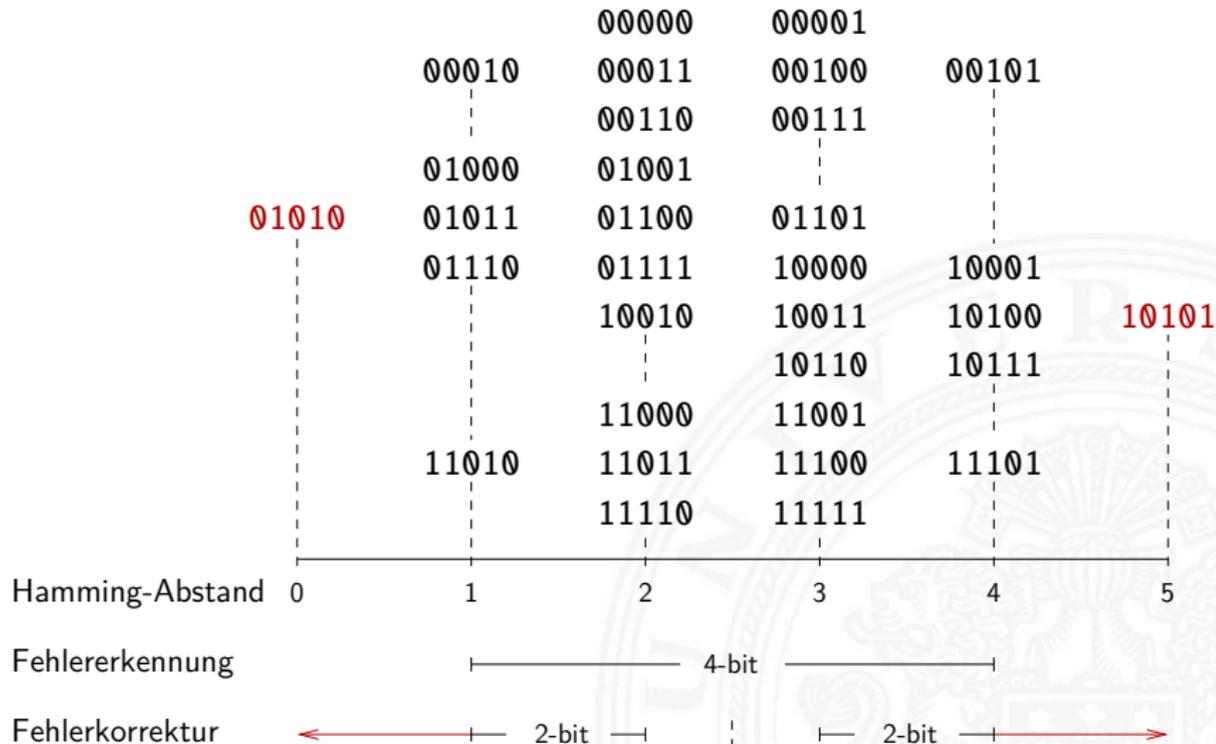
## ► Hamming-Abstand

2

3



# Fehlererkennende und -korrigierende Codes (cont.)





Man fügt den Daten **Prüfinformation** hinzu, oft **Prüfsumme** genannt

- ▶ zur Fehlererkennung
- ▶ zur Fehlerkorrektur
- ▶ zur Korrektur einfacher Fehler, Entdeckung schwerer Fehler

verschiedene Verfahren

- ▶ Prüfziffer, Parität
- ▶ Summenbildung
- ▶ CRC-Verfahren (*cyclic-redundancy check*)
- ▶ BCH-Codes (Bose, Ray-Chauduri, Hocquengham)
- ▶ RS-Codes (Reed-Solomon)

- ▶ das Anfügen eines **Paritätsbits** an ein Binärcodewort  $z = (z_1, \dots, z_n)$  ist die einfachste Methode zur Erkennung von Einbitfehlern
- ▶ die Parität wird berechnet als

$$p = \left( \sum_{i=1}^n z_i \right) \bmod 2$$

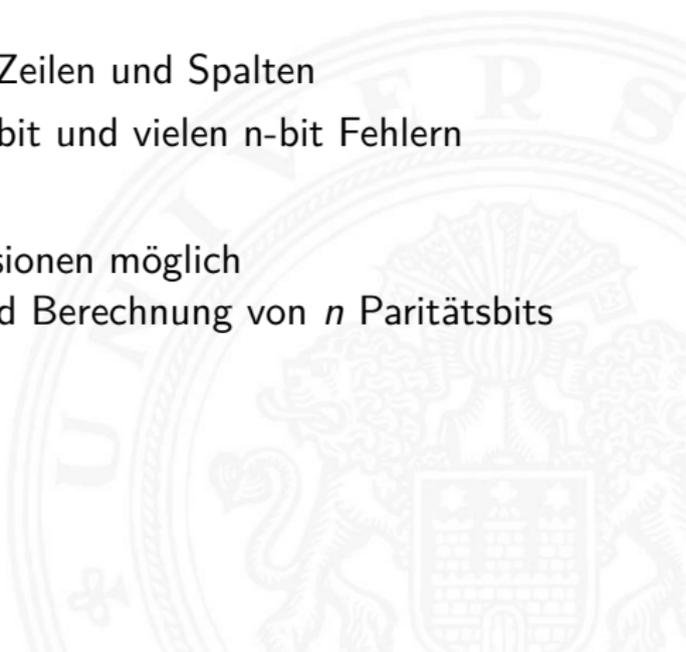
- ▶ **gerade Parität** (*even parity*):  $y_{\text{even}} = (z_1, \dots, z_n, p)$   
 $p(y_{\text{even}}) = (\sum_i y_i) \bmod 2 = 0$
- ungerade Parität** (*odd parity*):  $y_{\text{odd}} = (z_1, \dots, z_n, \bar{p})$   
 $p(y_{\text{odd}}) = (\sum_i y_i) \bmod 2 = 1$



- ▶ in der Praxis meistens Einsatz der ungeraden Parität:  
pro Codewort  $y_{odd}$  mindestens eine Eins  $\Rightarrow$  elektr. Verbindung
- ▶ Hamming-Abstand zweier Codewörter im Paritätscode ist mindestens 2, weil sich bei Ändern eines Nutzbits jeweils auch die Parität ändert:  $d = 2$
- ▶ Erkennung von Einbitfehlern möglich:  
Berechnung der Parität im Empfänger und Vergleich mit der erwarteten Parität
- ▶ Erkennung von (ungeraden) Mehrbitfehlern



- ▶ Anordnung der Daten / Informations-Bits als Matrix
- ▶ Berechnung der Parität für alle Zeilen und Spalten
- ▶ optional auch für Zeile/Spalte der Paritäten
  
- ▶ entdeckt 1-bit Fehler in allen Zeilen und Spalten
- ▶ erlaubt Korrektur von allen 1-bit und vielen n-bit Fehlern
  
- ▶ natürlich auch weitere Dimensionen möglich  
*n*-dimensionale Anordnung und Berechnung von *n* Paritätsbits



# Zweidimensionale Parität: Beispiel

H 100 1000		0	Fehlerfall	100 1000		0
A 100 0001		0		100 0101		0
M 100 1101		0		110 1101		0
M 100 1101		0		100 1101		0
I 100 1001		1		000 1001		1
N 100 1110		0		100 1110		0
G 100 0111		0		100 0111		0
<hr/>				<hr/>		
100 1001		1		100 1000		1

- ▶ Symbol: 7 ASCII-Zeichen, gerade Parität (*even*)  
64 bits pro Symbol (49 für Nutzdaten und 15 für Parität)
- ▶ links: Beispiel für ein Codewort und Paritätsbits
- ▶ rechts: empfangenes Codewort mit vier Fehlern,  
davon ein Fehler in den Paritätsbits

# Zweidimensionale Parität: Einzelfehler

H	100 1000		0
A	100 0001		0
M	100 1101		0
M	100 1101		0
I	100 1001		1
N	100 1110		0
G	100 0111		0
<hr/>			
	100 1001		1

Fehlerfall	100 1000		0
	100 0101		0 1
	100 1101		0
	100 1101		0
	100 1001		1
	100 1110		0
	100 0111		0
<hr/>			
	100 1001		1
			1

- ▶ Empfänger: berechnet Parität und vergleicht mit gesendeter P.
- ▶ Einzelfehler: Abweichung in je einer Zeile und Spalte
- ⇒ Fehler kann daher zugeordnet und korrigiert werden
- ▶ Mehrfachfehler: nicht alle, aber viele erkennbar (korrigierbar)

# Zweidimensionale Parität: Dezimalsystem

- ▶ Parität als Zeilen/Spaltensumme mod 10 hinzufügen

- ▶ Daten  
3 7 4  
5 4 8  
1 3 5

Parität		
3	7	4
5	4	8
1	3	5
<hr/>		
9	4	7
		0

Fehlerfall		
3	7	4
5	4	3
1	3	5
<hr/>		
9	4	7
		0

2



# International Standard Book Number

ISBN-10 (1970), ISBN-13

- ▶ an EAN (*European Article Number*) gekoppelt
  - ▶ Codierung eines Buches als Tupel
1. Präfix (nur ISBN-13)
  2. Gruppennummer für den Sprachraum als Fano-Code:  
0 – 7, 80 – 94, 950 – 995, 9960 – 9989, 99900 – 99999
    - ▶ 0, 1: englisch – AUS, UK, USA ...
    - ▶ 2: französisch – F ...
    - ▶ 3: deutsch – A, DE, CH
    - ▶ ...
  3. Verlag, Nummer als Fano-Code:  
00 – 19 (1 Mio Titel), 20 – 699 (100 000 Titel) usw.
  4. verlagsinterne Nummer
  5. Prüfziffer

- ▶ ISBN-10 Zahl:  $z_1, z_2, \dots, z_{10}$
- ▶ Prüfsumme berechnen, Symbol X steht für Ziffer 10

$$\sum_{i=1}^9 (i \cdot z_i) \pmod{11} = z_{10}$$

- ▶ ISBN-Zahl zulässig, genau dann wenn

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

- ▶ Beispiel: 1-292-10176-8

Bryant, O'Hallaron [BO15]

$$1 \cdot 1 + 2 \cdot 2 + 3 \cdot 9 + 4 \cdot 2 + 5 \cdot 1 + 6 \cdot 0 + 7 \cdot 1 + 8 \cdot 7 + 9 \cdot 6 = 162$$

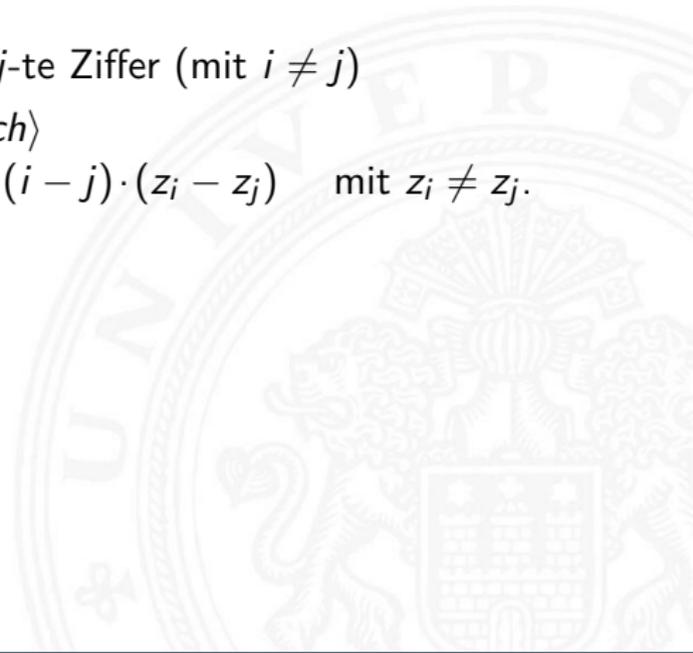
$$162 \pmod{11} = 8$$

$$162 + 10 \cdot 8 = 242$$

$$242 \pmod{11} = 0$$



- ▶ Prüfziffer schützt gegen Verfälschung einer Ziffer
  - "-                      Vertauschung zweier Ziffern
  - "-                      „Falschdopplung“ einer Ziffer
  
- ▶ Beispiel: vertausche  $i$ -te und  $j$ -te Ziffer (mit  $i \neq j$ )  
Prüfsumme:  $\langle \text{korrekt} \rangle - \langle \text{falsch} \rangle$   
 $= i \cdot z_i + j \cdot z_j - j \cdot z_i - i \cdot z_j = (i - j) \cdot (z_i - z_j)$  mit  $z_i \neq z_j$ .



# 3-fach Wiederholungscode / (3,1)-Hamming-Code

- ▶ dreifache Wiederholung jedes Datenworts

- ▶ (3,1)-Hamming-Code: Generatormatrix ist  $G = \begin{pmatrix} 1 \\ 1 \\ 1 \end{pmatrix}$

- ▶ Codewörter ergeben sich als Multiplikation von  $G$  mit dem Informationsvektor  $u$  (jeweils ein Bit)

$$u = 0 : \quad x = (111)^T \cdot (0) = (000)$$

$$u = 1 : \quad x = (111)^T \cdot (1) = (111)$$

- ▶ Verallgemeinerung als  $n$ -fach Wiederholungscode
- ▶ systematischer Code mit Minimalabstand  $D = n$
- ▶ Decodierung durch Mehrheitsentscheid: 1-bit Fehlerkorrektur
- Nachteil: geringe Datenrate



- ▶ Hamming-Abstand 3
- ▶ korrigiert 1-bit Fehler, erkennt (viele) 2-bit und 3-bit Fehler

## $(N, n)$ -Hamming-Code

- ▶ Datenwort  $n$ -bit  $(d_1, d_2, \dots, d_n)$   
um  $k$ -Prüfbits ergänzen  $(p_1, p_2, \dots, p_k)$

⇒ Codewort mit  $N = n + k$  bit

- ▶ Fehlerkorrektur gewährleisten:  $2^k \geq N + 1$ 
  - ▶  $2^k$  Kombinationen mit  $k$ -Prüfbits
  - ▶ 1 fehlerfreier Fall
  - ▶  $N$  zu markierende Bitfehler

# Hamming-Code (cont.)

1. bestimme kleinstes  $k$  mit  $n \leq 2^k - k - 1$
2. Prüfbits an Bitpositionen:  $2^0, 2^1, \dots, 2^{k-1}$   
Originalbits an den übrigen Positionen

	0 0 0	0 0 1	0 0 1	0 1 0	0 1 0	0 1 0	0 1 1	1 0 0	1 0 0	...
Position	1	2	3	4	5	6	7	8	9	...
Bit	$p_1$	$p_2$	$d_1$	$p_3$	$d_2$	$d_3$	$d_4$	$p_4$	$d_5$	...

3. berechne Prüfbit  $i$  als mod 2-Summe der Bits (XOR), deren Positionsnummer ein gesetztes  $i$ -bit enthält

$$p_1 = d_1 \oplus d_2 \oplus d_4 \oplus d_5 \oplus \dots$$

$$p_2 = d_1 \oplus d_3 \oplus d_4 \oplus d_6 \oplus \dots$$

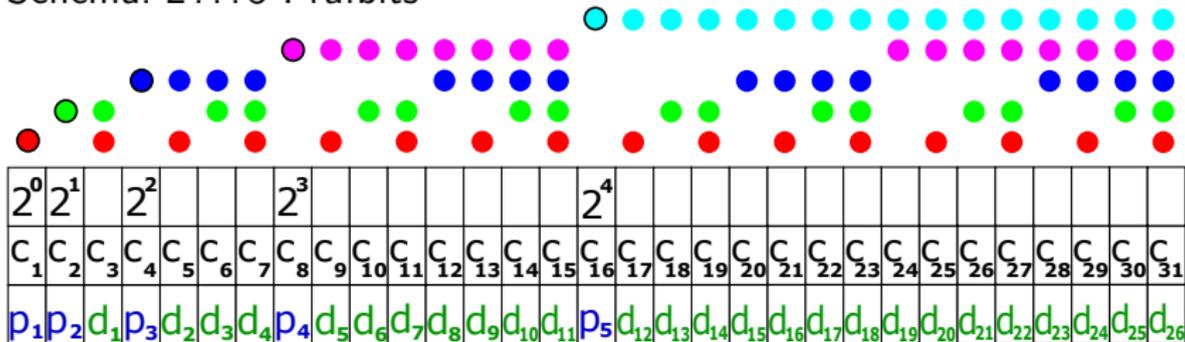
$$p_3 = d_2 \oplus d_3 \oplus d_4 \oplus d_8 \oplus \dots$$

$$p_4 = d_5 \oplus d_6 \oplus d_7 \oplus d_8 \oplus \dots$$

...

# Hamming-Code (cont.)

Schema: 2...5 Prüfbits



(7,4)-Hamming-Code

- ▶  $p_1 = d_1 \oplus d_2 \oplus d_4$
- ▶  $p_2 = d_1 \oplus d_3 \oplus d_4$
- ▶  $p_3 = d_2 \oplus d_3 \oplus d_4$

(15,11)-Hamming-Code

- ▶  $p_1 = d_1 \oplus d_2 \oplus d_4 \oplus d_5 \oplus d_7 \oplus d_9 \oplus d_{11}$
- ▶  $p_2 = d_1 \oplus d_3 \oplus d_4 \oplus d_6 \oplus d_7 \oplus d_{10} \oplus d_{11}$
- ▶  $p_3 = d_2 \oplus d_3 \oplus d_4 \oplus d_8 \oplus d_9 \oplus d_{10} \oplus d_{11}$
- ▶  $p_4 = d_5 \oplus d_6 \oplus d_7 \oplus d_8 \oplus d_9 \oplus d_{10} \oplus d_{11}$

# (7,4)-Hamming-Code

- ▶ sieben Codebits für je vier Datenbits
- ▶ linearer (7,4)-Block-Code
- ▶ Generatormatrix ist

$$G = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \end{pmatrix}$$

- ▶ Codewort  $c = G \cdot d$



# (7,4)-Hamming-Code (cont.)

- ▶ Prüfmatrix  $H$  orthogonal zu gültigen Codewörtern:  $H \cdot c = 0$

$$H = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \end{pmatrix}$$

für ungültige Codewörter  $H \cdot c \neq 0$

- ⇒ „Fehlersyndrom“ liefert Information über Fehlerposition / -art

Fazit: Hamming-Codes

- + größere Wortlängen: besseres Verhältnis von Nutz- zu Prüfbits
- + einfaches Prinzip, einfach decodierbar
- es existieren weit bessere Codes

# (7,4)-Hamming-Code: Beispiel

- ▶ Codieren von  $d = (0, 1, 1, 0)$

$$c = G \cdot d = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \end{pmatrix} \cdot \begin{pmatrix} 0 \\ 1 \\ 1 \\ 0 \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 1 \\ 1 \\ 0 \\ 0 \\ 1 \\ 1 \\ 0 \end{pmatrix}$$

# (7,4)-Hamming-Code: Beispiel (cont.)

- ▶ Prüfung von Codewort  $c = (1, 1, 0, 0, 1, 1, 0)$

$$H \cdot c = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \end{pmatrix} \cdot \begin{pmatrix} 1 \\ 1 \\ 0 \\ 0 \\ 1 \\ 1 \\ 0 \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 0 \\ 0 \\ 0 \end{pmatrix}$$

# (7,4)-Hamming-Code: Beispiel (cont.)

► im Fehlerfall  $c = (1, 1, 1, 0, 1, 1, 0)$

$$H \cdot c = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \end{pmatrix} \cdot \begin{pmatrix} 1 \\ 1 \\ 1 \\ 0 \\ 1 \\ 1 \\ 0 \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 1 \\ 1 \\ 0 \end{pmatrix}$$

⇒ Fehlerstelle:

$$(1 \ 1 \ 1 \ 0 \ 1 \ 1 \ 0)$$

$$\begin{pmatrix} 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \end{pmatrix}$$

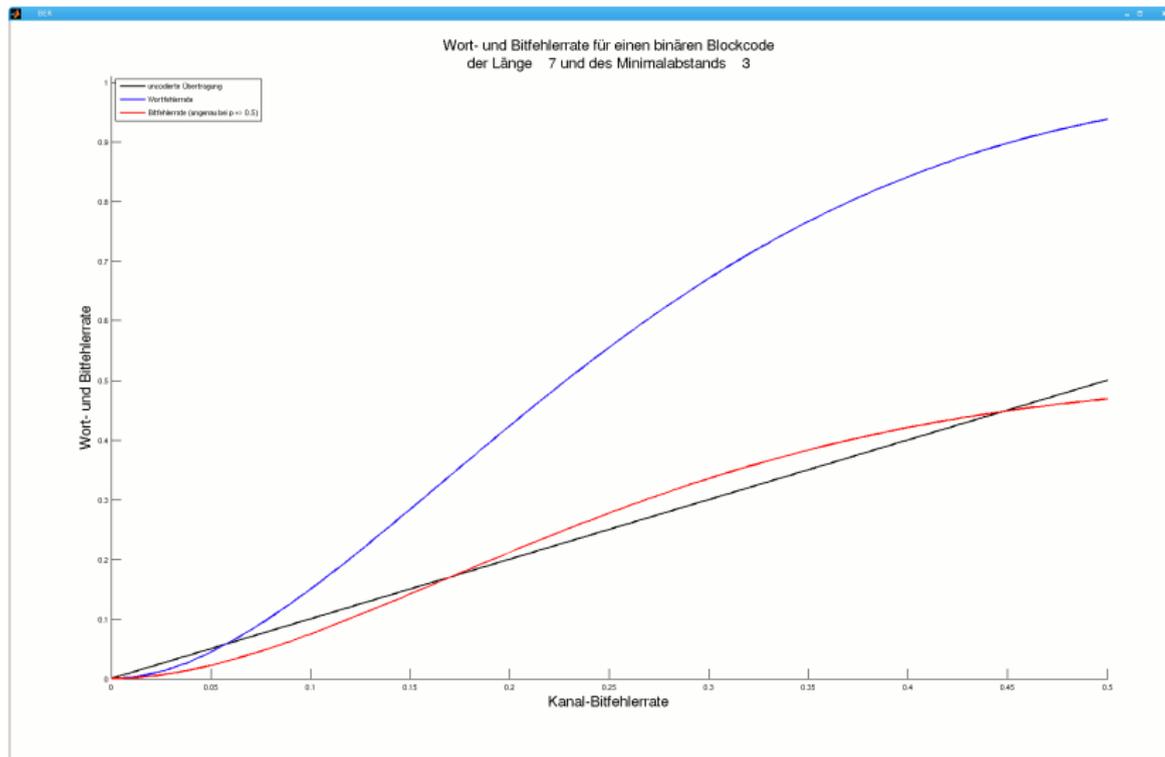
Index:

$$1 \ 2 \ 3 \ 4 \ 5 \ 6 \ 7$$



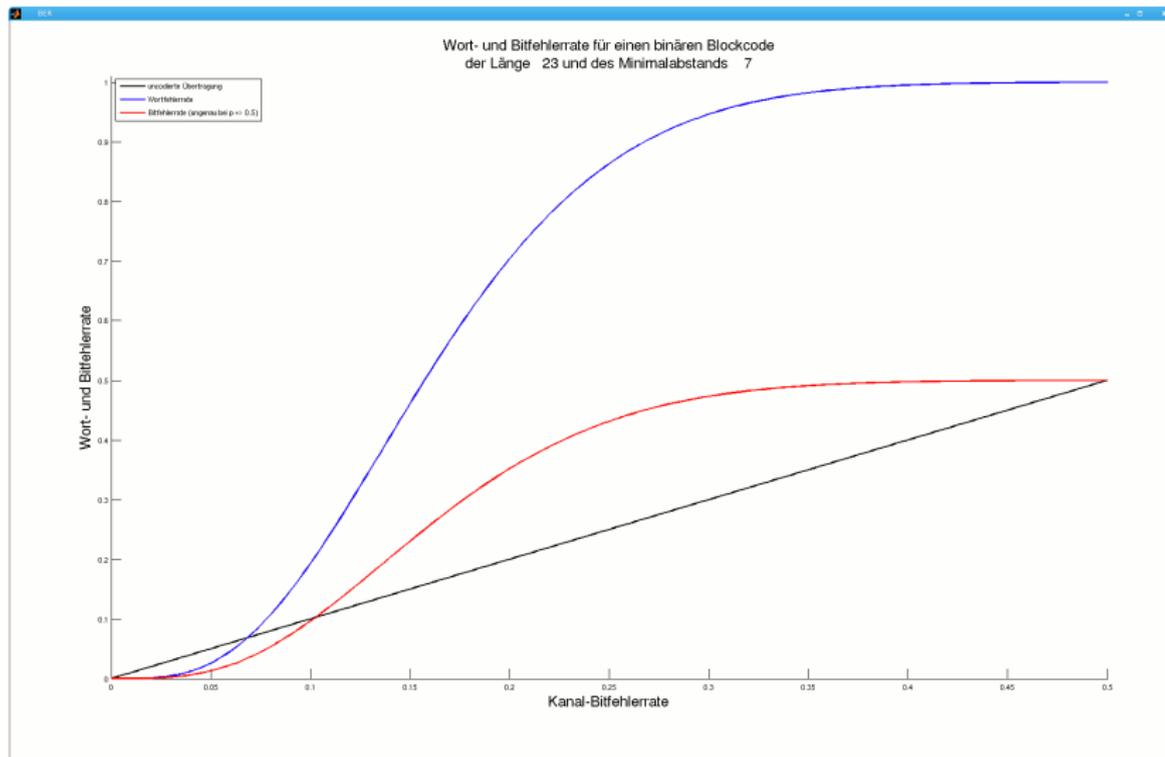
- ▶  $(n, k)$ -Code:  $k$ -Informationsbits werden in  $n$ -Bits codiert
  - ▶ Minimalabstand  $d$  der Codewörter voneinander
  - ▶ ermöglicht Korrektur von  $r$  Bitfehlern  $r \leq (d - 1)/2$
- ⇒ nicht korrigierbar sind:  $r + 1, r + 2, \dots, n$  Bitfehler
- ▶ Übertragungskanal hat Bitfehlerwahrscheinlichkeit
- ⇒ Wortfehlerwahrscheinlichkeit: Summe der Wahrscheinlichkeiten nicht korrigierbarer Bitfehler

# Fehlerrate: (7,4)-Hamming-Code



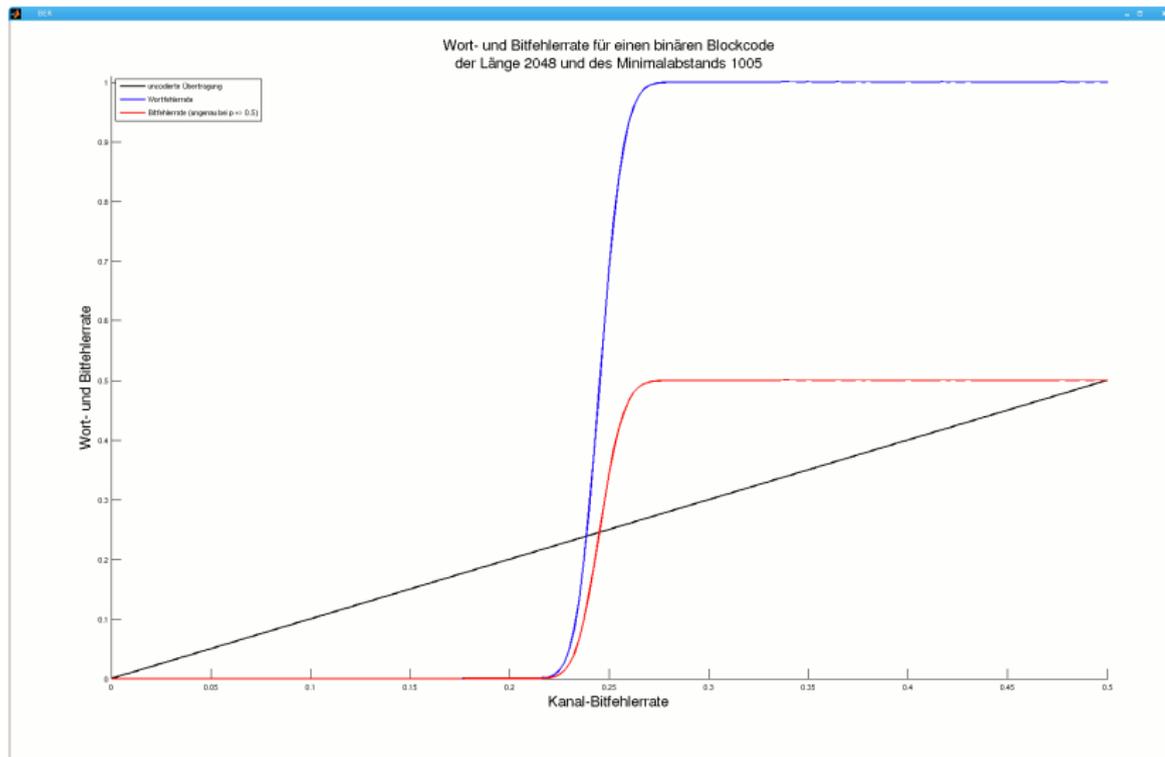
[Hei05a]

# Fehlerrate: (23,12)-Golay-Code



[Hei05a]

# Fehlerrate: (2048,8)-Randomcode



[Hei05a]

- ▶ jedem  $n$ -bit Wort  $(d_1, d_2, \dots, d_n)$  lässt sich ein Polynom über dem Körper  $\{0, 1\}$  zuordnen
- ▶ Beispiel, mehrere mögliche Zuordnungen

$$\begin{aligned}100\ 1101 &= 1 \cdot x^6 + 0 \cdot x^5 + 0 \cdot x^4 + 1 \cdot x^3 + 1 \cdot x^2 + 0 \cdot x^1 + 1 \cdot x^0 \\ &= x^6 + x^3 + x^2 + x^0 \\ &= x^0 + x^3 + x^4 + x^6 \\ &= x^0 + x^{-3} + x^{-4} + x^{-6} \\ &\dots\end{aligned}$$

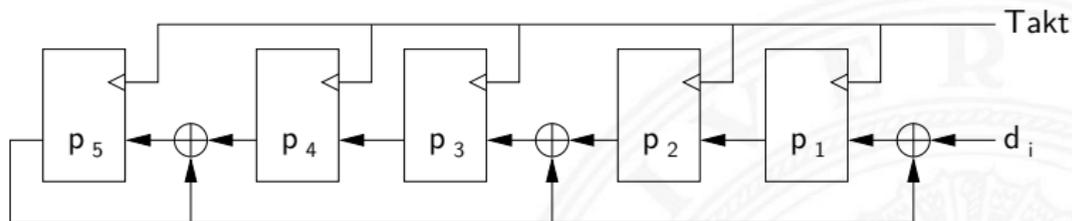
- ▶ mit diesen Polynomen kann „gerechnet“ werden: Addition, Subtraktion, Multiplikation, Division
- ▶ Theorie: Galois-Felder



## CRC (*Cyclic Redundancy Check*)

- ▶ Polynomdivision als Basis für CRC-Codes erzeugt Prüfbits
- ▶ zyklisch: Codewörter werden durch Schieben und Modifikation (mod 2 Summe) ineinander überführt
  
- ▶ Familie von Codes zur Fehlererkennung insbesondere auch zur Erkennung von Bündelfehlern
  
- ▶ in sehr vielen Codes benutzt
  - ▶ Polynom  $0x04C11DB7$  (CRC-32) in Ethernet, ZIP, PNG ...
  - ▶ weitere CRC-Codes in USB, ISDN, GSM, openPGP ...

- ▶ Sehr effiziente Software- oder Hardwarerealisierung
  - ▶ rückgekoppelte Schieberegister und XOR
  - ▶ LFSR (*Linear Feedback Shift Register*)
  - ▶ Beispiel  $x^5 + x^4 + x^2 + 1$



- ▶ Codewort erstellen
  - ▶ Datenwort  $d_i$  um  $k$  0-bits verlängern, Grad des Polynoms:  $k$
  - ▶ bitweise in CRC-Check schieben
  - ▶ Divisionsrest bildet Registerinhalt  $p_i$
  - ▶ Prüfbits  $p_i$  an ursprüngliches Datenwort anhängen

- ▶ Test bei Empfänger
  - ▶ übertragenes Wort bitweise in CRC-Check schieben  
gleiches Polynom / Hardware wie bei Codierung
  - ▶ fehlerfrei, wenn Divisionsrest/Registerinhalt = 0
  
- ▶ je nach Polynom (# Prüfbits) unterschiedliche Güte
- ▶ Galois-Felder als mathematische Grundlage
  
- ▶ [en.wikipedia.org/wiki/Cyclic\\_redundancy\\_check](http://en.wikipedia.org/wiki/Cyclic_redundancy_check)  
[en.wikipedia.org/wiki/Computation\\_of\\_CRC](http://en.wikipedia.org/wiki/Computation_of_CRC)  
[de.wikipedia.org/wiki/Zyklische\\_Redundanzprüfung](http://de.wikipedia.org/wiki/Zyklische_Redundanzprüfung)  
[de.wikipedia.org/wiki/LFSR](http://de.wikipedia.org/wiki/LFSR)

# Praxisbeispiel: EAN-13 Produktcode

[de.wikipedia.org/wiki/European\\_Article\\_Number](https://de.wikipedia.org/wiki/European_Article_Number)

Kombination diverser Codierungen:

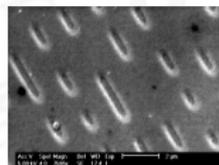
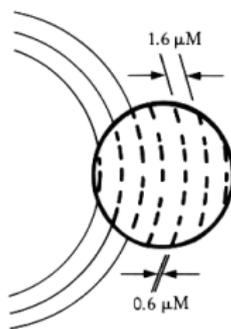
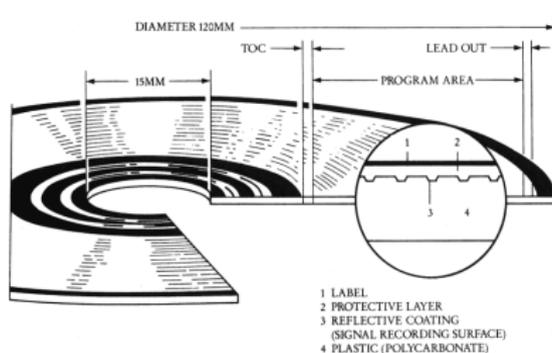
- ▶ Land, Unternehmen, Artikelnummer, Prüfsumme
- ▶ 95-stelliges Bitmuster
  - ▶ schwarz  $\hat{=}$  1, weiss  $\hat{=}$  0
  - ▶ max. vier aufeinanderfolgende weisse/schwarze Bereiche
  - ▶ Randzeichen: 101
  - ▶ Trennzeichen in der Mitte: 01010
- ▶ 13 Ziffern: 7 links, 6 rechts
  - ▶ jede Ziffer mit 7 bit codiert, je zwei Linien und Freiräume
  - ▶ 3 Varianten pro Ziffer: links ungerade/gerade, rechts
  - ▶ 12 Ziffern Code, 11 Ziffern direkt codiert
  - ▶ 1. Ziffer über Abfolge von u/g Varianten
  - ▶ 13. Ziffer als Prüfsumme



# Compact Disc

## Audio-CD und CD-ROM

- ▶ Polycarbonatscheibe, spiralförmige geprägte Datenspur



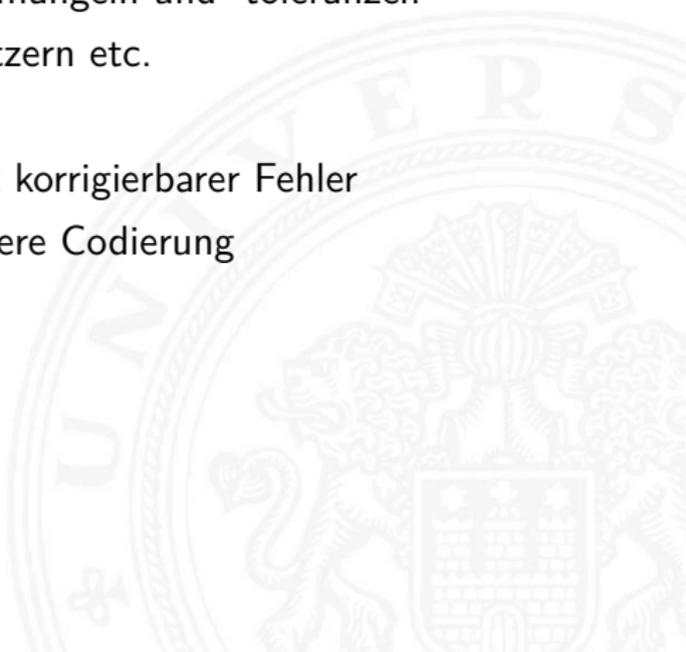
- ▶ spiralförmige Spur, ca. 16000 Windungen, Start innen
- ▶ geprägte Vertiefungen *pits*, dazwischen *lands*
- ▶ Wechsel pit/land oder land/pit codiert 1, dazwischen 0
- ▶ Auslesen durch Intensität von reflektiertem Laserstrahl
- ▶ 650 MiB Kapazität, Datenrate  $\approx$  150 KiB/sec (1x speed)



# Compact Disc (cont.)

## Audio-CD und CD-ROM

- ▶ von Anfang an auf billigste Fertigung ausgelegt
- ▶ mehrstufige Fehlerkorrekturcodierung fest vorgesehen
- ▶ Kompensation von Fertigungsmängeln und -toleranzen
- ▶ Korrektur von Staub und Kratzern etc.
  
- ▶ Audio-CD: Interpolation nicht korrigierbarer Fehler
- ▶ Daten-CD: geschachtelte weitere Codierung
- ▶ Bitfehlerrate  $\leq 10^{11}$



# Compact Disc: Mehrstufige Codierung

- ▶ Daten in *Frames* à 24 Bytes aufteilen
- ▶ 75 *Sektoren* mit je 98 Frames pro Sekunde
- ▶ Sektor enthält 2 352 Bytes Nutzdaten (und 98 Bytes *Subcode*)
  
- ▶ pro Sektor 784 Byte Fehlerkorrektur hinzufügen
- ▶ Interleaving gegen Burst-Fehler (z.B. Kratzer)
- ▶ Code kann bis 7 000 fehlende Bits korrigieren
  
- ▶ *eight-to-fourteen* Modulation: 8-Datenbits in 14-Codebits  
2...10 Nullen zwischen zwei Einsen (pit/land Übergang)
  
- ▶ Daten-CD zusätzlich mit äußerem 2D *Reed-Solomon Code*
- ▶ pro Sektor 2 048 Bytes Nutzdaten, 276 Bytes RS-Fehlerschutz

## *Joint Picture Experts Group* Bildformat (1992)

- ▶ für die Speicherung von Fotos / Bildern
- ▶ verlustbehaftet

mehrere Codierungsschritte

- |   |                 |
|---|-----------------|
| 1. Farbraumkonvertierung: RGB nach YUV            | verlustbehaftet |
| 2. Aufteilung in Blöcke zu je 8x8 Pixeln          | verlustfrei     |
| 3. DCT ( <i>discrete cosinus transformation</i> ) | verlustfrei     |
| 4. Quantisierung (einstellbar)                    | verlustbehaftet |
| 5. Huffman-Codierung                              | verlustfrei     |

*Motion Picture Experts Group*: Sammelname der Organisation und diverser aufeinander aufbauender Standards

Codierungsschritte für Video

1. Einzelbilder wie JPEG (YUV, DCT, Huffman)
2. Differenzbildung mehrerer Bilder (Bewegungskompensation)
3. *Group of Pictures* (*I*-Frames, *P*-Frames, *B*-Frames)
4. Zusammenfassung von Audio, Video, Metadaten im sogenannten PES (*Packetized Elementary Stream*)
5. *Transport-Stream* Format für robuste Datenübertragung

- [Ham87] R.W. Hamming: *Information und Codierung*. VCH, 1987. ISBN 3-527-26611-9
- [Hei05a] K. von der Heide: *Vorlesung: Technische Informatik 1 — interaktives Skript*. Universität Hamburg, FB Informatik, 2005. [tams.informatik.uni-hamburg.de/lectures/2004ws/vorlesung/t1](http://tams.informatik.uni-hamburg.de/lectures/2004ws/vorlesung/t1)
- [Hei05b] K. von der Heide: *Vorlesung: Digitale Datenübertragung*. Universität Hamburg, FB Informatik, 2005, Vorlesungsskript. [tams.informatik.uni-hamburg.de/lectures/2005ss/vorlesung/Digit](http://tams.informatik.uni-hamburg.de/lectures/2005ss/vorlesung/Digit)
- [HenHA] N. Hendrich: *HADES — HAMBURG DEsign System*. Universität Hamburg, FB Informatik, Lehrmaterial. [tams.informatik.uni-hamburg.de/applets/hades/webdemos](http://tams.informatik.uni-hamburg.de/applets/hades/webdemos)



[RL09] W.E. Ryan, S. Lin: *Channel codes: classical and modern*.  
Cambridge University Press, 2009. ISBN 0-521-84868-7

[Knu85] D.E. Knuth: *Dynamic Huffman Coding*.  
in: *J. of Algorithms* 6 (1985), Nr. 2, S. 163-180

[Knu11] D.E. Knuth: *The Art of Computer Programming, Volume 4A, Combinatorial Algorithms, Part 1*.  
Addison-Wesley Professional, 2011. ISBN 978-0-201-03804-0

