

## 1. KOMBINATORISCHE LOGIK

Einfache logische Operationen ohne Speicher.

Die Ausgänge ändern sich nur in Abhängigkeit von den Eingängen. Jeder Ausgang  $y_i$  lässt sich durch eine boolesche Funktion  $f_i$  aller Eingänge beschreiben:  $y_i = f_i(x_0, x_2, \dots, x_n)$

Für  $N$  Eingänge gibt es  $2^N$  Eingangskombinationen.

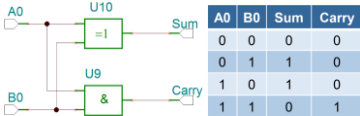
### Logische Operatoren

Function	Boolean Algebra <sup>(1)</sup>	IEC 60617-12 since 1997
AND	$A \& B$	
OR	$A \# B$	
Buffer	$A$	
XOR	$A \$ B$	
NOT	$!A$	
NAND	$!(A \& B)$	
NOR	$!(A \# B)$	
XNOR	$!(A \$ B)$	

A	B	!A	A&B	A#B	A\$B
0	0	1	0	0	0
0	1	1	0	1	1
1	0	0	0	1	1
1	1	0	1	0	0

### 1-Bit Halb-Addierer (HA)

Bildet die Summe und Carry von zwei Bits.

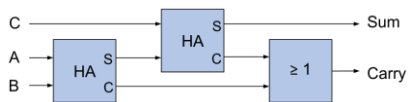


Sum =  $A0 \$ B0$

Carry =  $A0 \& B0$

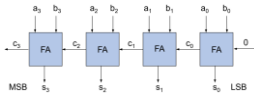
### 1-Bit Voll-Addierer (FA)

Bildet die Summe und Carry von zwei Bits und vorherigem Carry.



C	A	B	Sum	Carry
0	0	0	0	0
0	0	1	1	0
0	1	0	1	0
0	1	1	0	1
1	0	0	1	0
1	0	1	0	1
1	1	0	0	1
1	1	1	1	1

### 4-Bit Addierer



## 2. SEQUENTIELLE LOGIK

Sequentielle Logik hat gegenüber der Kombinatorischen Logik mehrere Zustände und enthält Speicher. Grundelement dafür sind D-Flip-Flops.

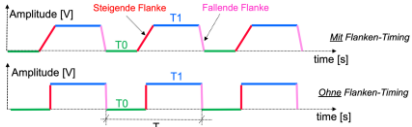
### D-Flip-Flop

Wert am Eingang  $D$  wird gespeichert und an den Ausgang  $Q$  übertragen, wenn  $C$  von 0 auf 1 wechselt.

Ein Flip-Flop hat 2 Zustände.

$N$  Flip-Flops haben  $2^N$  Zustände.

### Clock Signal



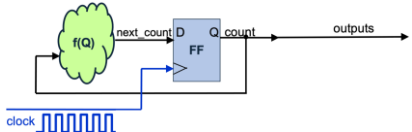
Periode  $T = T_0 + T_1[s]$

Frequenz  $f = \frac{1}{T}[Hz]$

Duty Cycle  $\frac{T_1}{T}$

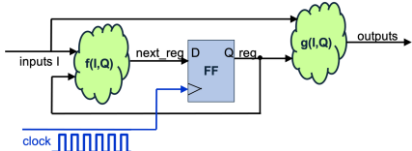
### Zähler (Counter)

Reihenfolge der Zustände und Zustand vom Ausgang hängt vom internen Zustand/Logik ab.



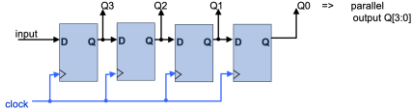
### Zustandsautomaten (Finite State Machine / FSM)

Der Ausgang ist abhängig vom Input und dem Status des Speichers. Der FF-Ausgangswert  $Q$  entspricht dem Zustand des Automaten.



### Schieberegister

Jedes FF verzögert den Input um einen Takt. Schieberegister können parallel oder in Serie sein. Kann Rückkopplung enthalten



### Zustandsdiagramm (Bsp. Ampel)

Um ein Zustandsautomat von einem Zustandsdiagramm zu bauen, muss man die Funktion  $f(Q)$  für den nächsten Zustand und die Funktion  $g(Q)$  für den Output ermitteln.



### Zustandslogik / Ausgangslogik

Q1	Q0	D1	D0
0	0	0	1
0	1	1	0
1	0	1	1
1	1	0	0

state	Q1	Q0	red_on	yellow_on	green_on
00	0	0	1	0	0
01	0	1	0	1	0
10	1	0	0	0	1
11	1	1	0	0	0

D0 = !D0, D1 = Q0 \$ Q1

red = !Q1, yellow = Q0, green = !Q0 & Q1

### Zeitverlaufsdiagramme / Vektoren

Signal wechselt von 0 nach 1	
Signal wechselt von 1 nach 0	
Vektor (= Bus oder Signalgruppe) wechselt den Wert (MSB-LSB)	
Vektor wechselt von unbekanntem in definierten Wert	
Vektor wechselt von bekanntem in undefinierten Wert	

Bsp.:

clock	D[1:0]	Q1	Q0	D1	D0
01	10	0	0	0	1
10	01	0	1	1	0
10	00	0	0	0	0
01	11	1	1	1	1

## 3. ZAHLENSYSTEME

4 Bit -> Nibble

8 Bit -> Byte (Octet)

Dec	Bin	Hex	Oct
0	0000	0	0
1	0001	1	1
2	0010	2	2
3	0011	3	3
4	0100	4	4
5	0101	5	5
6	0110	6	6
7	0111	7	7
8	1000	8	10
9	1001	9	11
10	1010	A	12
11	1011	B	13
12	1100	C	14
13	1101	D	15
14	1110	E	16
15	1111	F	17

### Stellenwertsysteme

Um in Zahlen in dezimal umzurechnen, kann folgende Formel verwendet werden, wobei  $i$  die Stelle (begonnen bei 0),  $b$  die Basis und  $a_i$  die Ziffer an Stelle  $i$ :

$$Z = \sum a_i \cdot b^i$$

Das Schieben um  $s$  Stellen wird wie folgt berechnet:

$$Z_{neu} = Z \cdot [b^s]$$

### Addition

Erster Summand	1 1 0 1 0
Zweiter Summand	+ 1 0 1 1 1
Carry	1 1 1 1
Sum	1 1 0 0 0 1

### Subtraktion

Minuend	1 1 0 1 0
Subtrahend	- 1 0 1 1 1
Carry	1 1 1
Differenz	0 0 0 1 1

### Multiplikation

Faktoren	1 0 1 x 1 1 1 0
	1 1 1 0
	+ 0 0 0 0
	+ 1 1 1 0
Carry	1 1
Produkt	1 0 0 0 1 1 0

### Division

Divisor + Divisor	1 1 0 1 1 0 + 1 0 1 0 = 1 0 1
	- 1 0 1 0
	0 0 1 1
	- 0 0 0 0
	0 1 1 1 0
	- 1 0 1 0
	0 1 0 0
Rest	0 1 0 0

### Darstellung negativer Zahlen

Binär	Dezimal	Sign+Magn.	Einerkomp.	Zweierkomp.	Exzess-8
1111	15	-7	-0	-1	-7
1110	14	-6	-1	-2	+6
1101	13	-5	-2	-3	+5
1100	12	-4	-3	-4	+4
1011	11	-3	-4	-5	+3
1010	10	-2	-5	-6	+2
1001	9	-1	-6	-7	+1
1000	8	-0	-7	-8	0
0111	7	+7	+7	+7	-1
0110	6	+6	+6	+6	-2
0101	5	+5	+5	+5	-3
0100	4	+4	+4	+4	-4
0011	3	+3	+3	+3	-5
0010	2	+2	+2	+2	-6
0001	1	+1	+1	+1	-7
0000	0	+0	+0	0	-8

### 2er-Komplementbildung (Vorzeichenwechsel)

Verfahren:	+2 -> -2	-2 -> +2
	0 0 0 0 0 1 0	1 1 1 1 1 1 0
* invertieren:	1 1 1 1 1 0 1	0 0 0 0 0 0 1
* 1 addieren:	0 0 0 0 0 0 1	0 0 0 0 0 0 1
	1 1 1 1 1 1 0	0 0 0 0 0 1 0
Spezialfälle:	0 -> 0	-128 -> Überlauf
	0 0 0 0 0 0 0	1 0 0 0 0 0 0
	1 1 1 1 1 1 1	0 1 1 1 1 1 1
	0 0 0 0 0 0 1	0 0 0 0 0 0 1
	0 0 0 0 0 0 0	1 0 0 0 0 0 0

### Verarbeitungsbreite

Register	Bezeichnung	Max uint	Max int
4 Bit	Nibble	0...15	-8...7
8 Bit	Byte	0...255	-128...127
16 Bit	Word	0...65535	-32768...32767
32 Bit	Double Word	0...4.29 · 10 <sup>9</sup>	-2.15 · 10 <sup>9</sup> ... 2.15 · 10 <sup>9</sup>
64 Bit	Logn Word	0...1.84 · 10 <sup>18</sup>	-9.22 · 10 <sup>17</sup> ... 9.22 · 10 <sup>17</sup>

## 4. INFORMATIONSTHEORIE

### Discrete MemoryLess Source (DMS)

Eine diskrete gedächtnislose Quelle (DMS) ist ein Modell, das eine Informationsquelle beschreibt, die eine endliche Menge von Symbolen  $S = \{s_1, s_2, \dots, s_m\}$  mit bestimmten Wahrscheinlichkeiten  $P = \{p(s_1), p(s_2), \dots, p(s_m)\}$  erzeugt, wobei jedes Symbol unabhängig von den vorherigen Symbolen ausgewählt wird.

### Binary MemoryLess Source (BMS)

Eine binäre gedächtnislose Quelle (BMS) ist ein Spezialfall der DMS, bei dem die Symbolmenge auf zwei Symbole  $S = \{0, 1\}$  beschränkt ist. Die Wahrscheinlichkeiten für die beiden Symbole sind  $P = \{p(0), p(1)\}$ , wobei  $p(0) + p(1) = 1$  gilt.

### Auftretenswahrscheinlichkeit

Die Auftretenswahrscheinlichkeit eines Symbols  $s_i$  in einer Nachricht wird durch die relative Häufigkeit

$$p(s_i) = \frac{N_i}{N}$$

bestimmt, wobei  $N_i$  die Anzahl der Vorkommen des Symbols  $s_i$  und  $N$  die Gesamtanzahl der Symbole in der Nachricht ist.

### Informationsgehalt

Der Informationsgehalt  $I(s_i)$  eines Symbols  $s_i$  wird durch die Formel

$$I(s_i) = -\log_2(p(s_i)) \text{ [Bit]}$$

definiert. Er gibt an, wie viel Information das Symbol liefert, wobei seltene Symbole mehr Information enthalten.

### Mittlere Informationsgehalt (Entropie)

Der mittlere Informationsgehalt  $H(X)$  einer diskreten Zufallsvariable  $X$  mit den möglichen Symbolen  $S = \{s_1, s_2, \dots, s_m\}$  und den Wahrscheinlichkeiten  $P = \{p(s_1), p(s_2), \dots, p(s_m)\}$  wird durch die Formel

$$H(X) = -\sum_{i=1}^N p(s_i) \cdot \log_2(p(s_i)) \left[ \frac{\text{Bit}}{\text{Symbol}} \right]$$

definiert. Er gibt den durchschnittlichen Informationsgehalt pro Symbol an.

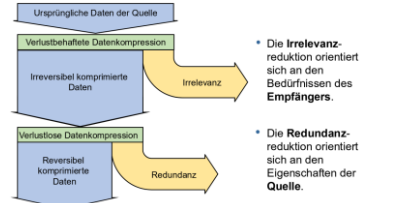
Wenn alle Symbole die gleiche Wahrscheinlichkeit haben, ist die Entropie am größten, es gilt:

$$H_{max} = \log_2(N) \left[ \frac{\text{Bit}}{\text{Symbol}} \right]$$

## 5. QUELLENCODIERUNG

Ziel:

- Speicherplatz sparen
- Bandbreite reduzieren
- Übertragungszeit reduzieren
- Energie sparen



Irrelevanzreduktion: Für den Empfänger Bedeutungslose Date weg lassen (Verlustbehaftet)

Redundanzreduktion: Redundante Informationen weglassen (Verlustfrei). Es entsteht, wenn die Codierung mehr Bit umfasst als dessen Informationsgehalt (z.B. Morse Code: Häufige Buchstaben -> kurzer Codes)

### Codes unterschiedlicher Länge

Codes unterschiedlicher Länge sind möglich, solange sie Präfixfrei (kein Code bildet den Anfang eines anderen Codes) sind. Bsp:

Symbol	Code	Codewortlänge
$x_0$	$c_0 = (10)$	$\ell_0 = 2 \text{ Bit}$
$x_1$	$c_1 = (110)$	$\ell_1 = 3 \text{ Bit}$
$x_2$	$c_2 = (1110)$	$\ell_2 = 4 \text{ Bit}$

Redundanz von Codes

Der durchschnittliche Codewortlänge  $L$  eines Codes wird durch die Formel

$$L = \sum_{i=1}^N p(s_i) \cdot \ell_i \left[ \frac{\text{Bit}}{\text{Symbol}} \right]$$

bestimmt,  $\ell_i$  die Länge des entsprechenden Codeworts ist.

Die Redundanz  $R$  wird definiert durch die Formel

$$R = L - H(X) \left[ \frac{\text{Bit}}{\text{Symbol}} \right]$$

- $R > 0$  Code kann noch verlustfrei komprimiert werden
- $R = 0$  Code kann nicht mehr verlustfrei komprimiert werden
- $R < 0$  Code wird verlustbehaftet komprimiert

Kompressionsrate

Die Kompressionsrate  $CR$  eines Codierungsverfahrens wird definiert als das Verhältnis der Grösse der ursprünglichen Daten  $D_{orig}$  zur Grösse der komprimierten Daten  $D_{comp}$ :

$$CR = \frac{D_{comp}}{D_{orig}}$$

Eine höhere Kompressionsrate bedeutet eine stärkere Reduktion der Datenmenge.

Run Length Encoding (RLE)

Runs werden mit Tokens codiert: (Marker, Anzahl, Code). Als Marker wird ein wenig genutzter Code verwendet. Dieses muss dafür immer codiert werden.

Bsp.: . . . TERRRRRRRRRMAUGGQCSSSSSSSSSL . . .

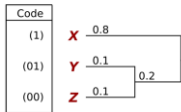
Komprimiert: . . . TERAB8RMA10AUA02GWCAL0SL . . .

Huffman Code

Die Huffman-Codierung ist ein Verfahren zur optimalen Quellencodierung, das darauf abzielt, die durchschnittliche Codewortlänge zu minimieren. Der Algorithmus funktioniert wie folgt:

- Liste aller Symbole mit ihren Wahrscheinlichkeiten erstellen.
- Die beiden Symbole mit den kleinsten Wahrscheinlichkeiten auswählen und zu einem neuen Symbol zusammenfassen, dessen Wahrscheinlichkeit die Summe der beiden ist.
- Diesen Vorgang wiederholen, bis nur noch ein Symbol übrig ist.
- Den Baum von unten nach oben durchgehen und jedem Symbol einen Code zuweisen, wobei links eine 0 und rechts eine 1 hinzugefügt wird

$$P(X) = 0.80 \quad P(Y) = 0.10 \quad P(Z) = 0.10$$

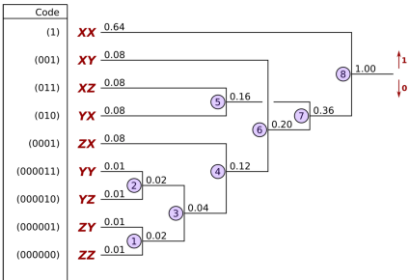


Um die Redundanz weiter zu reduzieren, kann die Huffman-Codierung auf Symbolgruppen (z.B. Paare oder Tripel von Symbolen) angewendet werden, anstatt auf einzelne Symbole. Dafür gilt:

$$p(x_1, x_2, \dots, x_n) = p(x_1) \cdot p(x_2) \cdot \dots \cdot p(x_n)$$

$$H_n(X) = n \cdot H(X) \left[ \frac{\text{Bit}}{\ln \text{ Symbole}} \right]$$

Hierbei ist  $H_n(X)$  die Entropie der Symbolgruppe der Länge  $n$ .

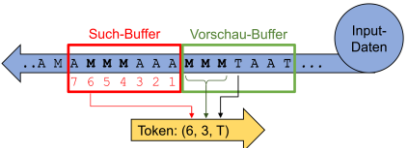


$H, L, R$  sind in diesem Bsp. nun Bit/2 Symbole.

LZ77 (Lempel Ziv)

Die LZ77-Codierung ist ein verlustfreies Kompressionsverfahren, das auf der Ersetzung von wiederkehrenden Mustern durch Verweise basiert:

- Suche im Suchbuffer nach der längsten Übereinstimmung mit dem Anfang des Lookahead-Buffers.
- Erstelle ein Tripel (Offset, Länge, Nächstes Symbol), wobei:
  - Offset:** die Position der Übereinstimmung im Suchbuffer ist,
  - Länge:** die Länge der Übereinstimmung ist,
  - Nächstes Symbol:** das erste Symbol im Lookahead-Buffer nach der Übereinstimmung ist.
- Bei keiner Übereinstimmung: (0, 0, Nächstes Symbol)
- Verschiebe den Suchbuffer und den Lookahead-Buffer entsprechend der Länge der Übereinstimmung und des nächsten Symbols.
- Wiederhole den Vorgang, bis alle Daten codiert sind.



Bsp:

Such-Buffer	Vorschau-Buffer	Offset	Länge	Symbol
10 9 8 7 6 5 4 3 2 1	A M A M M	0	0	A
10 9 8 7 6 5 4 3 2 1	A M A M M	0	0	M
10 9 8 7 6 5 4 3 2 1	A M A M M	2	2	M
10 9 8 7 6 5 4 3 2 1	A M A M M	4	2	A
10 9 8 7 6 5 4 3 2 1	A M A M M	6	4	T

Bit ganz rechts im Vorschau-Buffer dürfen nicht codiert werden.

Für den Abschluss des Codes muss eine Lösung definiert werden (Token / Grösse im Header)

LZW (Lempel Ziv Welch)

Die LZW-Codierung (Lempel-Ziv-Welch) ist ein weiteres verlustfreies Kompressionsverfahren, das auf der Erstellung eines Wörterbuchs basiert:

- Initialisiere das Wörterbuch mit allen möglichen Symbolen der Eingabedaten oder andere Charsets (ASCII).
- Lesen Sie die Eingabedaten und finden Sie die längste Zeichenkette, die im Wörterbuch vorhanden ist.
- Gib den Index dieser Zeichenkette im Wörterbuch aus.
- Fügen Sie die längste Zeichenkette plus das nächste Symbol zur Eingabe zum Wörterbuch hinzu.
- Wiederholen Sie den Vorgang, bis alle Daten codiert sind.

Bsp: ANAMMAAAMMTAAAT

Index	Eintrag	Token
0...255	ASCII	
256	AM	65 (A)
257	MA	77 (M)
258	AMM	256 (AM)
259	MM	77 (M)
260	MAA	257 (MA)
261	AA	65 (A)
262	AMMM	258 (AMM)
...	...	...

6. JPEG

JPEG ist ein Verlustbehaftetes Kompressionsverfahren für Bilder. Es umfasst folgende Schritte

- Farbraumkonvertierung:** RGB  $\rightarrow$  YCbCr (Y: Helligkeit, Cb/Cr: Farbe)
- Subsampling:** Chrominanz-Reduktion (z.B. 4:2:0)
- Blockbildung:** Aufteilung in 8x8-Pixel-Blöcke

- Diskrete Cosinus Transformation (DCT):** Transformation in Frequenzbereich
- Quantisierung:** Verlustbehaftete Koeffizientenreduktion
- Entropiekodierung:** Verlustlose RLE + Huffman-Kodierung

Farbraumkonvertierung

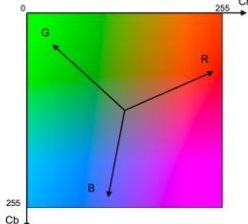
RGB wird in YCbCr umgewandelt. Berücksichtigt die Farbempfindlichkeit des Auges:

- Y Luminanz (Graustufenintensität / Helligkeit)
- Cb Chrominanz (Blauanteil)
- Cr Chrominanz (Rotanteil)

$$Y = 0.299 \cdot R + 0.587 \cdot G + 0.114 \cdot B$$

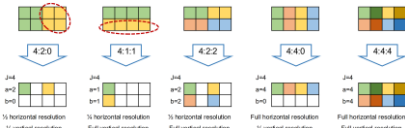
$$C_b = 0.564 \cdot (B - Y)$$

$$C_r = 0.713 \cdot (R - Y)$$



Supersampling

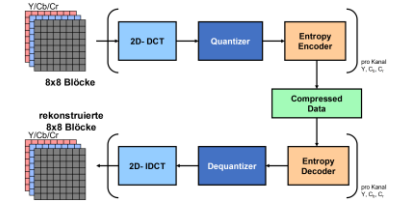
Das Auge hat weniger Rezeptoren für Farbe, darum können die Farben Cb und Cr mit geringerer Auflösung dargestellt werden. Der Schema-Indikator (J:a:b) gibt an, wie viele Chrominanzwerte pro J Luminanzwerte gespeichert werden:



Blockverarbeitung

Die einzelnen Kanäle werden in 8x8 Blöcke zusammengefasst und unabhängig voneinander komprimiert.

Abhängig vom gewählten Subsampling verändert sich die der Blöcke in den Farbkännen.



Diskrete Cosinus Transformation (DCT)

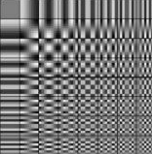
Transformation eines 8x8-Blocks  $f(x, y)$  in den Frequenzbereich:

$$C(u, v) = \frac{1}{4} a(u) a(v) \sum_{x=0}^7 \sum_{y=0}^7 f(x, y) \cos\left(\frac{(2x+1)u\pi}{16}\right) \cos\left(\frac{(2y+1)v\pi}{16}\right)$$

$$f(x, y) = \frac{1}{4} \sum_{u=0}^7 \sum_{v=0}^7 a(u) a(v) C(u, v) \cos\left(\frac{(2x+1)u\pi}{16}\right) \cos\left(\frac{(2y+1)v\pi}{16}\right)$$

wobei

$$a(x) = \begin{cases} \frac{1}{\sqrt{2}}, & \text{wenn } x = 0 \\ 1, & \text{sonst} \end{cases}$$

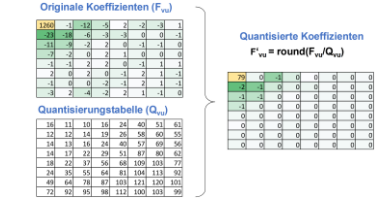


Höher -> heller, Niedriger -> dunkler

Quantisierung

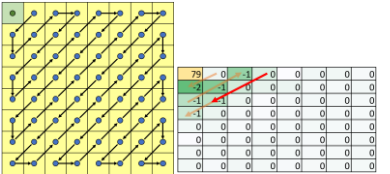
Beim Quantisieren werden die DCT-Koeffizienten anhand einer Quantisierungstabelle dividiert und gerundet. So fallen unwichtige Koeffizienten weg.

$$Q(u, v) = \left\lfloor \frac{C(u, v)}{Q_{table}(u, v)} \right\rfloor$$



Entropiekodierung

Run Length Encoding des quantisierten DCT-Musters mit Zick-Zack-Scanning von nacheinander folgenden Nullen plus nachfolgendem Koeffizienten. Wenn nur noch Nullen folgen, wird es mit einem End of Block Symbol (EOB) angegeben.



Beispiel: (79) (1,-2) (0,-1) (0,-1) (0,-1) (2,-1) (0,-1) (EOB)

7. AUDIODICODIERUNG  
Abtasttheorem von Shannon

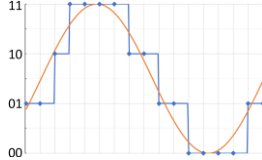
Ein Signal kann vollständig rekonstruiert werden, wenn es mit einer Frequenz abgetastet wird, die mindestens doppelt so hoch ist wie die höchste Frequenzkomponente des Signals. Sonst treten Alias-Effekte auf.

$$f_s \geq 2f_{max}$$

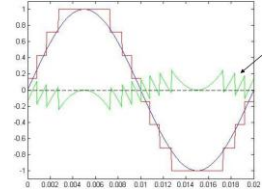
Quantisierung

Die kontinuierlichen Amplitudenwerte werden in diskrete Stufen unterteilt. Die Anzahl der Stufen bestimmt die Bit-Tiefe.

$$\text{Quantisierungsstufen} = 2^{\text{Bit-Tiefe}}$$

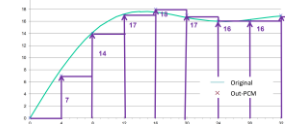


Das Quantisierungsrauschen ist die Differenz zwischen dem Originalsignal und dem quantisierten Signal.

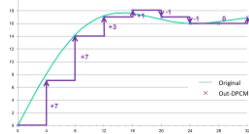


Puls-Code-Modulation (PCM)

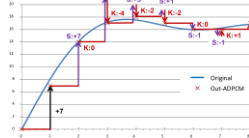
- Lineare PCM:** Die Amplitudenwerte werden linear in diskrete Stufen unterteilt und mit einer festen Bit-Tiefe codiert.



- Differential PCM (DPCM):** Die Differenz zwischen aufeinanderfolgenden Abtastwerten wird codiert.

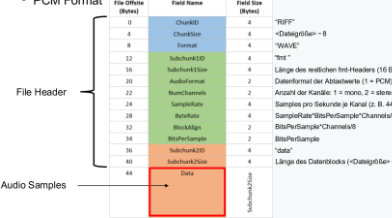


- Adaptive DPCM (ADPCM):** Die Quantisierungsstufen werden dynamisch angepasst basierend auf dem Signalverlauf. Codiert wird nur der Korrekturwert K.

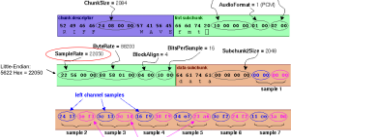


Wave File Format

Containerformat für Audiodaten, das PCM-kodierte Rohdaten speichert (keine Kompression). Es besteht aus einem Header und den eigentlichen Audiodaten.



Beispiel:

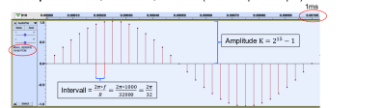


Formeln\*\*\*

Tonerzeugung eines reinen Sinustones

Die einzelnen Samples  $S_i$  für eine gewünschte Frequenz  $f$  kann in Abhängigkeit der Abtastrate  $R$ , und dem Skalierungsfaktor  $K$  berechnet werden.

$$S_i = K \cdot \sin\left(\frac{i \cdot 2\pi \cdot f}{R}\right)$$



Free Lossless Audio Codec (FLAC)

FLAC ist ein verlustfreies Audioformat, das Musik um 30-50% komprimiert. Es nutzt lineare Vorhersage und Golomb-Rice-Kodierung, um Audiodaten effizient zu speichern.

MPEG

MPEG nutzt die Menschliche Hörschwelle und den Maskierungseffekt zur verlustbehafteten Kompression von Audiodaten.

Schalldruckpegel (SPL)

Der Schalldruckpegel in Dezibel (dB) wird berechnet als:

$$L_p = 20 \cdot \log_{10}\left(\frac{p}{p_0}\right) [\text{dB}]$$

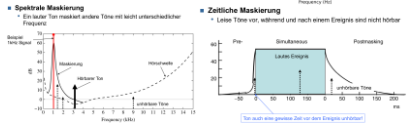
wobei  $p$  der gemessene Schalldruck und  $p_0$  der Referenzschalldruck (20  $\mu\text{Pa}$ ) ist.

Eine Verdopplung der wahrgenommenen Lautstärke entspricht einer Erhöhung des Schalldruckpegels um etwa 6 dB.

$$20 \cdot \log_{10}(2) \approx 6.02 \text{ dB}$$

## Verlustbehaftete Codierung

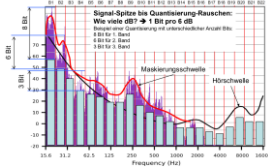
- Ausnutzung der Menschlichen Hörschwelle
- Ausnutzung des Maskierungs-Effekts
- Zeitliche Maskierung
- Spektrale Maskierung



## Sub-Band Coding

- Das Audiosignal wird in mehrere Frequenzbänder (Sub-Bänder) aufgeteilt.
- Jedes Sub-Band wird separat quantisiert und kodiert.
- Ermöglicht eine effizientere Nutzung der Bitrate, da weniger wichtige Bänder mit geringerer Qualität kodiert werden können.

### Quantisierung mit minimaler Anzahl Bit



## 8. KANALCODIERUNG Bit Error Rate (BER)

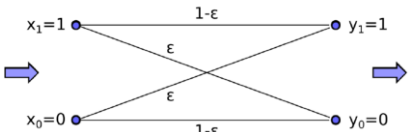
Die Bitfehlerwahrscheinlichkeit  $\epsilon$  gibt die Wahrscheinlichkeit an, dass ein einzelnes Bit während der Übertragung fehlerhaft empfangen wird.

Ein asymmetrischer Kanal hat unterschiedliche Fehlerwahrscheinlichkeiten für  $\epsilon_{0 \rightarrow 1}$  und  $\epsilon_{1 \rightarrow 0}$ , abhängig davon, ob ein 0-Bit oder ein 1-Bit fehlerhaft übertragen wird.

### Binary Symmetric Channel (BSC)

Die Bitfehlerwahrscheinlichkeit  $\epsilon$  ist für beide Bitwerte gleich.

Sender Empfänger



### Fehlerwahrscheinlichkeit eines Blocks

Mit der BER  $\epsilon$  kann man die Wahrscheinlichkeit  $P_{0,N}$  ausrechnen, mit der eine Sequenz von  $N$  Datenbits korrekt (d.h. mit 0 Bitfehlern) übertragen wird:

$$\text{Erfolgswahrscheinlichkeit: } P_{0,N} = (1 - \epsilon)^N$$

$$\text{Fehlerwahrscheinlichkeit: } P_{\text{fehler},N} = 1 - P_{0,N} = 1 - (1 - \epsilon)^N$$

### Mehr-Bit Fehlerwahrscheinlichkeit einer Sequenz

Die Wahrscheinlichkeit, dass in einer Sequenz von  $N$  Bits **genau F** Bitfehler auftreten, ist gegeben durch:

$$P_{F,N} = \binom{N}{F} \epsilon^F (1 - \epsilon)^{N-F}$$

Für die Wahrscheinlichkeit, dass **höchstens F** Bitfehler auftreten, gilt:

$$P_{\leq F,N} = \sum_{i=0}^F \binom{N}{i} \epsilon^i (1 - \epsilon)^{N-i}$$

Für die Wahrscheinlichkeit, dass **mehr als F** Bitfehler auftreten, gilt:

$$P_{>F,N} = 1 - P_{\leq F,N} = \sum_{i=F+1}^N \binom{N}{i} \epsilon^i (1 - \epsilon)^{N-i}$$

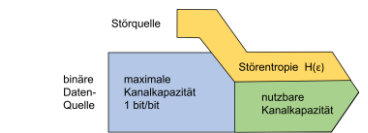
## Kanalkapazität

Die Kanalkapazität  $C$  eines Binary Symmetric Channels (BSC) ist definiert als die maximale Übertragungsrate, bei der eine fehlerfreie Kommunikation möglich ist. Sie wird berechnet als:

$$C_{BSC} = 1 - H_b(\epsilon) \quad \left[ \frac{\text{bit}}{\text{bit}} \right]$$

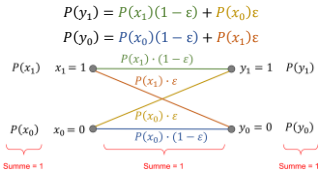
wobei  $H_b(\epsilon)$  die binäre Entropie-Funktion der Störquelle ist:

$$H_b(\epsilon) = -\epsilon \log_2(\epsilon) - (1 - \epsilon) \log_2(1 - \epsilon)$$

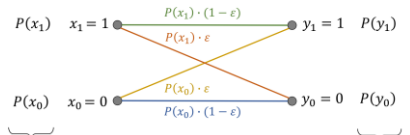


### Ein- und Ausgangswahrscheinlichkeiten

Die Ein- und Ausgangswahrscheinlichkeiten eines BSC sind wie folgt definiert:



### Ein- und Ausgangsentropie



Entropie am Eingang:

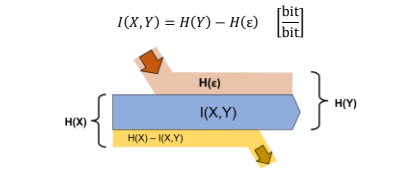
$$H(X) = -\sum_{i=0}^1 P(x_i) \cdot \log_2 \frac{1}{P(x_i)}$$

Entropie am Ausgang:

$$H(Y) = -\sum_{i=0}^1 P(y_i) \cdot \log_2 \frac{1}{P(y_i)}$$

### Gemeinsame Informationen

Die Informationen die trotz Fehler übertragen werden können, sind diejenigen, die der Ein- und Ausgang gemein haben.



### Hamming-Distanz

Die **Hamming-Distanz d** zwischen zwei Codewörtern ist die Anzahl der Positionen, an denen sich die Codewörter unterscheiden.

Die **minimale Hamming-Distanz d\_min** eines Codes ist die kleinste Hamming-Distanz zwischen allen möglichen Paaren von Codewörtern.

Ein Code heißt perfekt, wenn alle Codewörter die gleiche Hamming Distanz aufweisen.

$$\text{Korrigierbare Bitfehler: } t = \left\lfloor \frac{d_{\min} - 1}{2} \right\rfloor$$

$$\text{Erkennbare Bitfehler: } d_{\min} - 1$$

### Hamming-Gewicht

Das Hamming-Gewicht  $w$  eines Codeworts ist die Anzahl der Einsen in diesem Codewort.

Das minimale Hamming-Gewicht  $w_{\min}$  eines Codes ist das kleinste Hamming-Gewicht aller möglichen Codewörter. Der triviale Code {0} ist ein Sonderfall (kein  $w_{\min}$  definiert).

Die minimale Hamming-Distanz  $d_{\min}$  zweier Codewörter ist gleich dem Hamming-Gewicht des XORs der beiden Codewörter:

$$d_{\min}(c_1, c_2) = w(c_1 \oplus c_2)$$

## Coderate

Die Code-Rate  $R$  eines Codes ist definiert als das Verhältnis der Anzahl der Informationsbits  $K$  zur Gesamtanzahl der Bits  $N$  im Codewort:

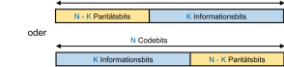
$$R = \frac{K}{N}$$

### Kanalcodierungstheorem

Möchte man die Restfehlerwahrscheinlichkeit eines Fehlerschutzcodes beliebig klein machen, so muss  $R < C$  sein.

### Eigenschaften von Codes

- **Systematik:** Ein Code ist systematisch, wenn die ursprünglichen Datenbits unverändert im Codewort enthalten sind.



- **Linearität:** Ein Code ist linear, wenn die XOR-Verknüpfung zweier Codewörter ebenfalls ein gültiges Codewort ergibt. Alle linearen Codes enthalten das Nullcodewort. Es gilt  $d_{\min} = w_{\min}$ .
- **Zyklizität:** Ein Code ist zyklisch, wenn eine zyklische Verschiebung eines Codeworts ebenfalls ein gültiges Codewort ergibt.

## 9. FEHLERERKENNUNG

### Parity

Ein Parity-Bit bestimmt ob die Anzahl Einer in einem Codewort gerade oder ungerade ist



Beide sind gleichwertig, wobei nur even Parity linear ist.

### Prüfsumme

Die Prüfsumme ist die Summe aller Elemente eines Datenblocks.

$$P = \sum_{i=0}^{n-1} D_i$$

Dabei ist  $P$  die Prüfsumme,  $D_i$  die Datenblockelemente und  $n$  die Anzahl der Elemente.

### 1-Bit Arithmetik

Bei der 1-Bit Arithmetik wird die Addition und Multiplikation modulo 2 durchgeführt. Dies bedeutet, dass Überträge ignoriert werden. Die Operationen entsprechen dabei XOR (Addition/Subtraktion) und AND (Multiplikation).

### 1-Bit Polynom-Arithmetik

In der 1-Bit Polynom Arithmetik werden Datenblöcke als Polynome über dem Körper GF(2) dargestellt.

$$U(x) = x_n z^n + x_{n-1} z^{n-1} + \dots + x_1 z + x_0$$

Dabei sind die Koeffizienten  $x_i$  entweder 0 oder 1.

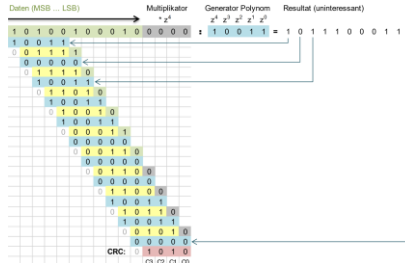
### Cyclic Redundancy Check (CRC)

#### Voraussetzungen

- Generatorpolynom  $g$  vom Grad  $m$
- Polynom  $p$  (Nachricht der Länge  $k$ )

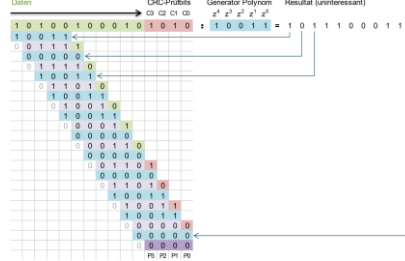
#### Encoder:

Beim encoden werden die Daten um  $m$  Stellen nach links verschoben und dann mittels 1-Bit Arithmetik durch das Generatorpolynom geteilt. Der entstandene Rest (CRC) wird in die  $m$  stellige Lücke eingefügt.



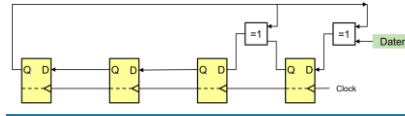
## Decoder:

Beim decoden wird das Codewort erneut durch das Generatorpolynom geteilt. Falls Rest = 0, kein Fehler. Sonst Fehler.



### CRC Hardware Implementierung

Beispiel für:  $g = z^4 + z + 1$



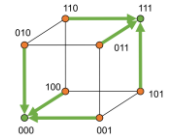
## 10. FEHLERKORREKTUR

**Backward Error Correction:** Fehlererkennung und Korrektur durch erneute Übertragung der fehlerhaften Daten (Blockcodes, CRC)

**Forward Error Correction:** Fehlerkorrektur durch Hinzufügen von Redundanzbits (Blockcodes, Minimum-Distanz-Codes, Faltungscodes)

### Repetition Code $R^3$

Im Repetition Code  $R^3$  wird jedes Bit dreimal hintereinander gesendet. Er hat daher eine Hamming-Distanz von 3 und kann somit 1 Bit-Fehler korrigieren.



Korrektur eines Einbitfehlers  
zum wahrscheinlichsten Codewort

### Blockcodes

Ein Blockcode der Länge  $N$  bestehe aus  $K$  Datenbits und  $p$  Paritybits

$$N = K + p$$

Um eindeutig die Position eines fehlerhaften Bits in einem Codewort mit der Länge  $N$  zu bestimmen, müssen die Paritybits mindestens die folgende Bedingung erfüllen:

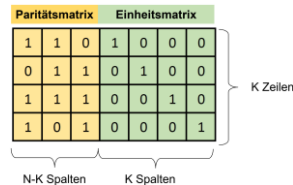
$$p \geq \log_2(N + 1)$$

### Hamming-Codes

Spezielle Blockcodes, mit  $d_{\min} = 3$  und  $p = \log_2(N + 1)$  besitzen genau die minimale Anzahl an Paritybits, um 1 Bit-Fehler zu korrigieren.

### Lineare Blockcodes

Lineare Blockcodes werden über eine Generatormatrix definiert. Eine Generatormatrix  $(N, K)$  setzt sich zusammen aus einer Paritätsmatrix und einer Einheitsmatrix.



Das Codewort entsteht indem die Daten mit der Generatormatrix multipliziert werden.

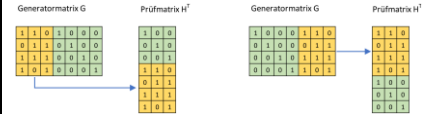
## Bildung der Generatormatrix

Die Zeilen in der Generatormatrix  $G$  müssen linear unabhängig sein. Jede Zeile muss mindestens  $d_{\min}$  1-Bits haben.



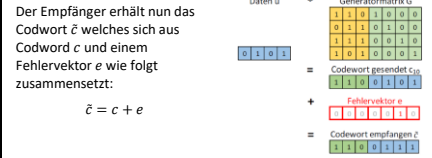
### Bildung der Prüfmatrix

Je nachdem, ob die Einheitsmatrix links oder rechts steht, kann die Prüfmatrix  $H^T$  durch Verschieben gebildet werden:



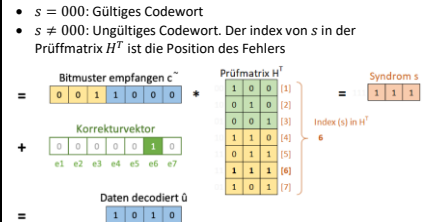
### Lineare Blockcodes encoden

Durch die Multiplikation des Datenvektors  $u$  mit der Generatormatrix  $G$  entsteht ein Codewort  $c$  mit  $k$  Datenbits und  $p$  Paritybits.



### Lineare Blockcodes decoden

Durch Multiplikation des empfangenen Bitmusters  $\tilde{c}$  mit der Prüfmatrix  $H^T$  wird das Syndrom  $s$  bestimmt:

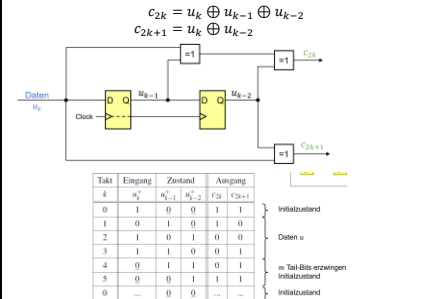


## 11. FALTUNGSCODES

- Lineare Codes
- In der Regel nicht symmetrisch
- Leicht und preiswert in HW realisierbar
- Streaming Code (Beliebig langer Eingangs-Vektor)

### Encoder

Beispiel Encoder mit Gedächtnislänge  $m = 2$



Faltungscde Coderate

Die Coderate  $R$  eines Faltungscodes ist definiert als

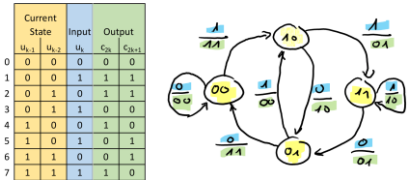
R = K / (2 \* (K + m))

wobei  $K$  die Anzahl der Eingangsbits und  $m$  die Gedächtnislänge des Faltungscoders ist.

Im Grenzfall, wenn  $K$  gegen unendlich geht gilt:

lim\_{K -> inf} R = 1/2

Zustandsdiagramm



Freie Distanz

Die freie Distanz  $d_{free}$  eines Faltungscodes ist die minimale Hamming-Distanz  $d_{min}$  zwischen zwei unterschiedlichen Codewörtern. Da Faltungscodes linear sind, gilt  $d_{free} = w_{min}$

Um  $d_{free}$  zu bestimmen, müssen alle möglichen Pfade im Zustandsdiagramm betrachtet werden, die vom Nullzustand ausgehen und wieder zu diesem zurückkehren.

Optimum Free Distance (OFD)

Die OFD ist die maximale freie Distanz, die ein Faltungscde mit gegebenem Constraint Speicher  $m$  und anzahl an Generatoren  $\gamma$  erreichen kann.

m	$\gamma = 2$ Generatoren	$d_{free}$	m	$\gamma = 3$ Generatoren	$d_{free}$
2	$(101_b, 111_b)$	5	2	$(101_b, 111_b, 111_b)$	8
3	$(1101_b, 1111_b)$	6	3	$(1011_b, 1101_b, 1111_b)$	10
4	$(10011_b, 11101_b)$	7	4	$(10101_b, 11011_b, 11111_b)$	12
5	$(10101_b, 111101_b)$	8	5	$(10011_b, 10101_b, 111101_b)$	13
6	$(101101_b, 1111001_b)$	10	6	$(101101_b, 1100101_b, 111101_b)$	15
7	$(10100111_b, 11111001_b)$	10	7	$(10010101_b, 11011001_b, 11110111_b)$	16
8	$(101110001_b, 111101011_b)$	12	8	$(101101111_b, 110110011_b, 111001001_b)$	18

Impulsantwort des Generators

Die Impulsantwort des Generators  $g_i$  ist die Ausgabe des Faltungscoders, wenn ein einzelnes 1-Bit in den Eingang gegeben wird, gefolgt von unendlich vielen 0-Bits. Für einen Faltungscde mit zwei Generatoren  $g_1$  und  $g_2$  sind die Impulsantworten:

g1 = [g11, g12, ..., g1(m+1)]  
g2 = [g21, g22, ..., g2(m+1)]

Mathematische Interpretation

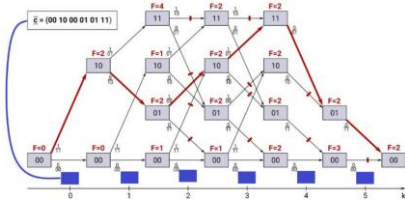
Die Operation des Faltungscoders kann als Polynom-Multiplikation modulo 2 interpretiert werden. Das Eingangsbitstrom  $u(x)$  wird mit den Generatorpolynomen  $g_1(x)$  und  $g_2(x)$  multipliziert, um die Ausgangspolynome  $v_1(x)$  und  $v_2(x)$  zu erhalten:

v1(x) = u(x) · g1(x) mod 2  
v2(x) = u(x) · g2(x) mod 2

Viterbi-Decoder

Der Viterbi-Decoder ist ein Algorithmus zur Maximum-Likelihood-Decodierung von Faltungscodes. Er verwendet das Zustandsdiagramm des Faltungscoders, um den wahrscheinlichsten Pfad zu bestimmen, der zu dem empfangenen Codewort führt. Der Algorithmus arbeitet in zwei Hauptschritten:

- **Vorwärtsdurchlauf:** Berechnung der Pfadmetriken für alle möglichen Zustände zu jedem Zeitpunkt.
- **Rückwärtsdurchlauf:** Bestimmung des optimalen Pfads durch Rückverfolgung der Zustände mit den besten Pfadmetriken.



1. Alle möglichen Pfade einzeichnen und die Fehler notieren.
2. Fehler werden summiert
3. Am Schluss Pfad mit wenigsten Fehlern zurück