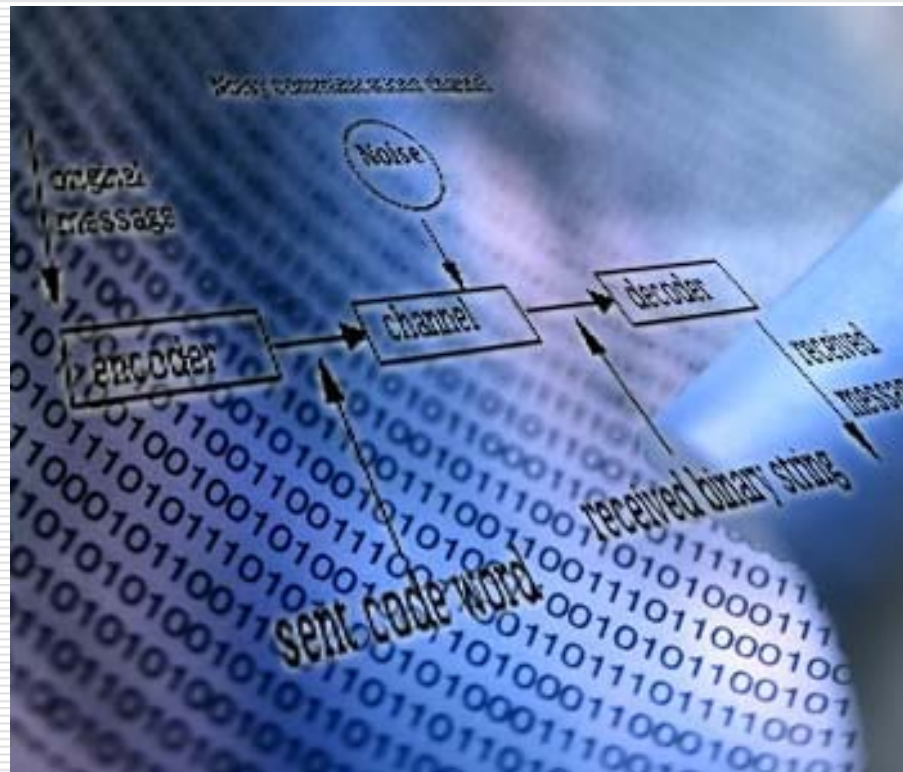


Kapitel 6: Codierung Diskreter Quellen

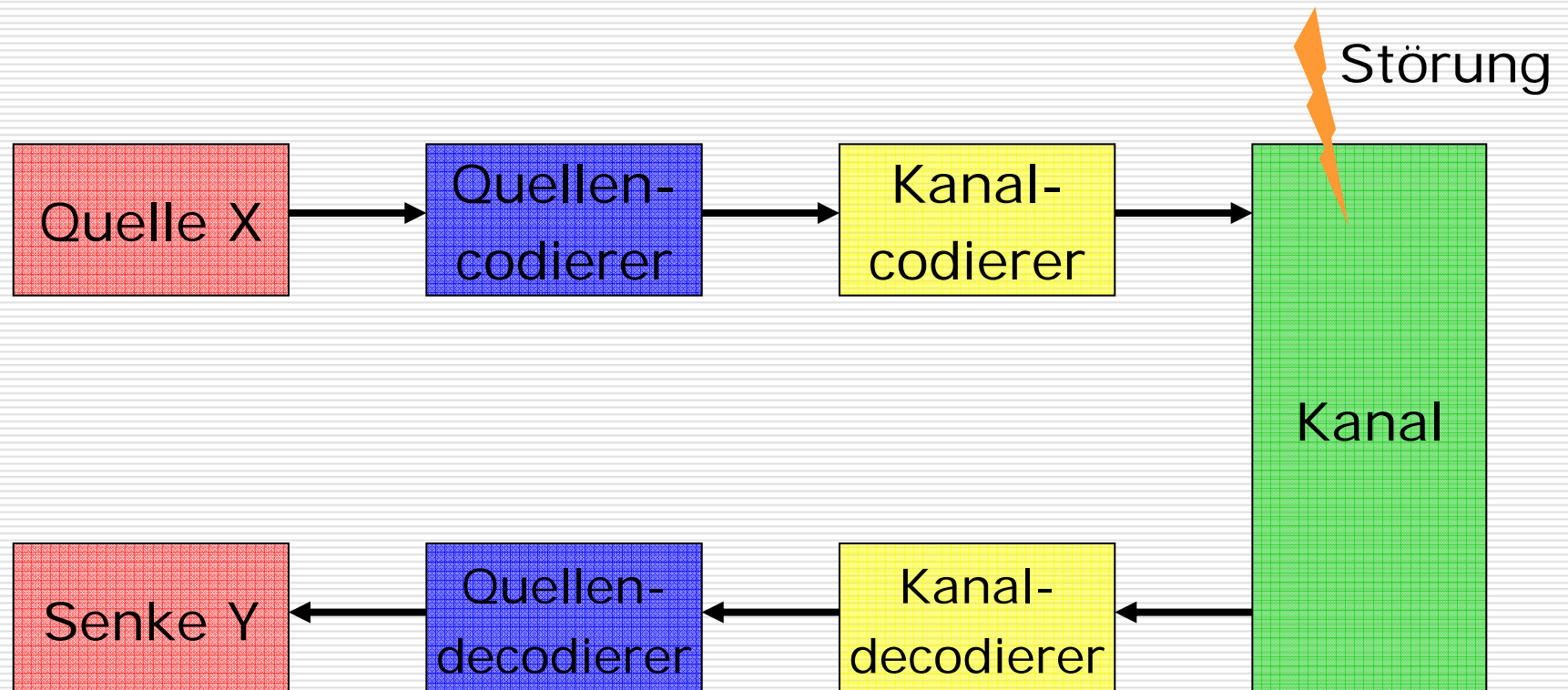


Ziele des Kapitels

- ❑ Die Entropie als Informationsmass für die Güte eines Codes
- ❑ Begriff der Datenkompression
- ❑ Eindeutig decodierbare Codes
- ❑ Mittlere Codelänge kann nicht kleiner als Quellenentropie sein
- ❑ Kraft'sche Ungleichung
- ❑ 1. Shannon'sches Codierungstheorem

Übertragungsmodell

- Wir betrachten das folgende Übertragungsmodell



- ❑ Die **Quellencodierung** ist die erste Stufe der Codierung in unserem Modell
- ❑ Hier soll die eindeutige Codierung in einer **möglichst redundanzfreien** Form erfolgen
- ❑ Die Kanalcodierung ist die zweite Stufe der Codierung
- ❑ Hier wird oft gezielt zusätzliche Kontrollinformation zum Störungsschutz in den Code eingebaut
- ❑ In diesem Kapitel behandeln wir ausschliesslich redundanzfreie Quellencodierung

- ❑ **Definition:** Ein Code C über dem Codealphabet Δ mit $|\Delta|=D$ für eine Menge χ ist eine Abbildung von χ auf Δ^*
- ❑ Für $x \in \chi$ bezeichnet $C(x)$ das Codewort und $l_c(x)$ die **Länge** von $C(x)$
- ❑ Wenn mit $x_1 \neq x_2$ auch $C(x_1) \neq C(x_2)$ sowie $C(x)$ nie das leere Wort ist, dann heisst der Code **nicht-degeneriert**
- ❑ Oftmals bezeichnet man einfach die Menge der Codewörter als Code
- ❑ **Beispiel:** Für $\chi = \{a,b,c,d\}$ ist $C(a)=0$; $C(b)=10$, $C(c)=110$ und $C(d)=111$ ein Code

- Wir bezeichnen mit $||$ die Konkatenation einzelner Codewörter
- **Definition:** Ein Code C ist **eindeutig decodierbar**, wenn folgende Abbildung eindeutig ist

$$[x_1 || \dots || x_n] \rightarrow [C(x_1) || \dots || C(x_n)]$$

- **Definition:** Ein Code C heisst **präfixfrei**, wenn kein Codewort ein Präfix eines anderen Codewortes ist, also für zwei Codewörter c und c' , niemals $c' = c // d$ gilt mit $d \in \Delta^*$



Präfixfreiheit und eindeutige Decodierbarkeit sind Eigenschaften der Codewortmenge. Jeder präfixfreie Code ist eindeutig decodierbar.

- Im folgenden sind wir an der Codierung einer diskreten Quelle, also einer Zustandsvariablen X mit Verteilung $p_X(x)$ interessiert.
- Wir unterscheiden zwischen **average case** und **worst case** Analyse
- **Definition:** Ein Code C zur Codierung einer Zufallsvariablen heisst **optimal**, wenn die mittlere Codelänge minimal ist, also

$$E[l_C(X)] = \sum_{x \in \mathcal{X}} p_X(x) l_C(x) \rightarrow \min$$

- **Definition:** Ein Code C , dessen Codewörter alle (nicht) gleich lang sind, heisst **(un)gleichmässig**



Ungleichmässige Codes

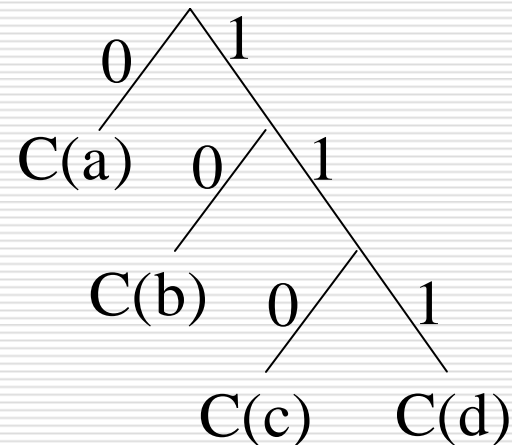
- Code 1: Gegeben $\chi = \{a,b,c,d\}$ sowie $C(a)=0$, $C(b)=10$, $C(c)=110$ und $C(d)=111$
- präfixfrei, Baumstruktur

000110110011010111

0|0|0|110|110|0|110|10|111

a a a c c a c b d

- ungleichmässig



Ungleichmässige Codes

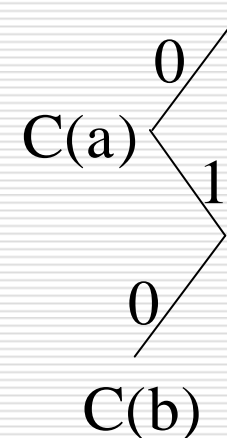
- ❑ Code 2: Gegeben $\chi = \{a,b\}$ sowie $C(a)=0$, $C(b)=010$
- ❑ Nicht präfixfrei, dennoch eindeutig decodierbar

00010010001000100

0|0|010|010|0|010|0|010|0

a a b b a b a b a

- ❑ ungleichmässig



Gleichmässige Codes

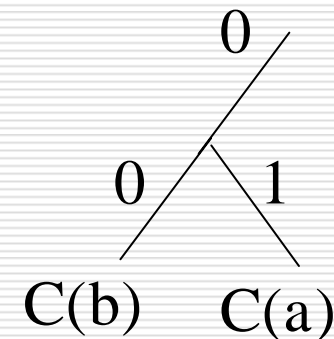
- Code 3: Gegeben $\chi = \{a,b\}$ sowie $C(a)=01$, $C(b)=00$

0001000001

00 | 01 | 00 | 00 | 01

b a b b a

- gleichmässig



Gleichmässige Codes

- ❑ Code 4: Gegeben $\chi = \{a,b,c\}$ sowie $C(a)=0$, $C(b)=01$, $C(c)=10$
- ❑ nicht präfixfrei

010010100

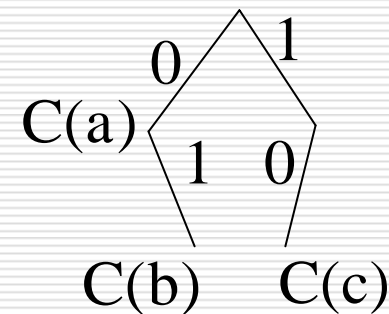
0|10|0|10|10|0

a c a c c a

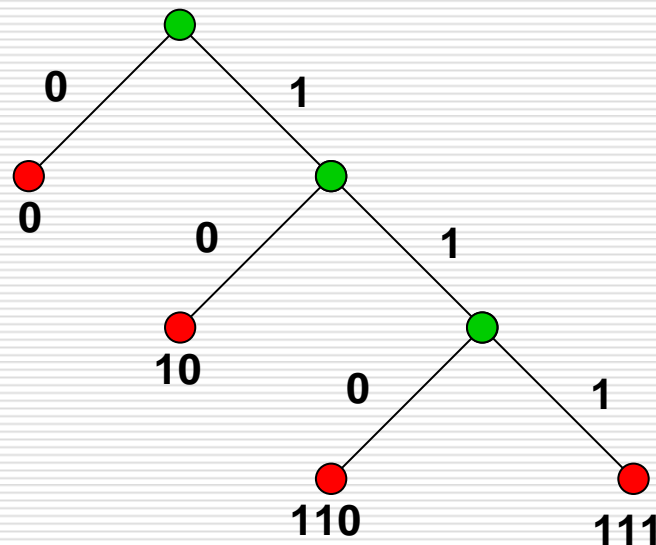
01|0|01|0|10|0

b a b a c a

- ❑ ungleichmässig



- Beispiel: Für $\chi = \{a,b,c,d\}$ ist $C(a)=0$, $C(b)=10$, $C(c)=110$ und $C(d)=111$ ein Code
- Wir stellen fest, dass der Code als **Baum** dargestellt werden kann



- ❑ Jeder Code kann als Teilmenge der Knoten eines Baumes dargestellt werden.
- ❑ Jeder Knoten ist entweder ein Blatt (keine Nachfolgeknoten), oder hat höchstens D Nachfolgeknoten
- ❑ In unserem Beispiel ist $D=2$, also binärer Baum
- ❑ Ein Codebaum ist **ausgefüllt**, wenn jeder innere Knoten genau D Nachfolger hat
- ❑ Ein präfixfreier Code ist ausgefüllt, wenn der Codebaum ausgefüllt ist und jedem Blatt ein Codewort zugeordnet ist

- Sei B die Menge aller Blätter eines D -ären Codebaumes T , und sei $P(b)$ die Wahrscheinlichkeit eines Blattes $b \in B$

- Es gilt:
$$\sum_{b \in B} P(b) = 1$$

- Die **Blattentropie** von T ist definiert als

$$H_T = - \sum_{b \in B} P(b) \log P(b)$$

- Die Tiefe $t(b)$ eines Blattes ist die Distanz von der Wurzel

- Dann ist folglich die mittlere Tiefe t_T von T

$$t_T = \sum_{b \in B} P(b)t(b)$$

- Für einen ausgefüllten, präfixfreien Code C für eine Zufallsvariable X mit Codebaum T ist t_T gleich der mittleren Wortlänge,

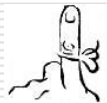
$$p_X(x) = P(b) \quad \text{mit} \quad C(x) = b$$

- ...wenn die Blätter mit den Wahrscheinlichkeiten der codierten Symbole versehen werden

Kraft'sche Ungleichung

- **Theorem** (Kraft'sche Ungleichung): Ein D -ärer präfixfreier Code mit L Codewörtern der Längen l_1, \dots, l_L existiert genau dann, wenn

$$\sum_{i=1}^L D^{-l_i} \leq 1$$



Die Kraft'sche Ungleichung ist also eine hinreichende Bedingung für die Existenz eines Präfixcodes der gegebenen Struktur

Kraft'sche Ungleichung

- **Beweis I:** (Präfixcode- \rightarrow Ungleichung)
- Wir zeigen zunächst, dass für jeden D -ären präfixfreien Code diese Bedingung gilt:

$$\sum_{i=1}^L D^{-l_i} \leq 1$$

- Dies ist äquivalent mit

$$\sum_{b \in B} D^{-t(b)} \leq 1$$

Kraft'sche Ungleichung

- Angenommen, der Baum wächst von der Wurzel her (Induktion)
- Für die Wurzel gilt $|B|=1$:

$$\sum_{b \in B} D^{-t(b)} = D^{-t(b)} = D^{-0} = 1$$

- Wird nun die Wurzel durch D Blätter einer um 1 höheren Tiefe ersetzt, so gilt $|B|=D$ sowie

$$\sum_{b \in B} D^{-t(b)} = \sum_{i=1}^D D^{-1} = 1$$

- Die Summe bleibt also unverändert

Kraft'sche Ungleichung

- Ersetzen wir nun erneut ein Blatt der Tiefe 1 durch D Blätter der Tiefe 2, so gilt $|B| = D - 1 + D = 2 \cdot D - 1$ sowie

$$\sum_{b \in B} D^{-t(b)} = \sum_{i=1}^{D-1} D^{-1} + \sum_{i=1}^D D^{-2} = \sum_{i=1}^{D-1} D^{-1} + D^{-1} = 1$$

- Allgemein gilt beim Ersatz eines Blattes der Tiefe t

$$D^{-t(b)} = D \cdot D^{-t(b)-1}$$

- Bei weniger neuen Blättern nimmt die Summe strikt ab
- Also gilt für einen D -ären Baum mit Blattmenge B

$$\sum_{b \in B} D^{-t(b)} \leq 1$$

- Mit Gleichheit für einen ausgefüllten Baum. Q.e.d

Kraft'sche Ungleichung

- ❑ **Beweis II:** (Ungleichung- > Präfixcode)
- ❑ Wir zeigen nun, dass die Bedingung auch hinreichend ist (konstruktiv)
- ❑ Wir bezeichnen mit w_j die Anzahl der Codewörter der Länge j
- ❑ Somit gilt:
$$\sum_{j=1}^{\infty} w_j = |B|$$
- ❑ Sowie
$$\sum_{i=1}^L D^{-l_i} = \sum_{j=1}^{\infty} w_j D^{-j} \leq 1$$
- ❑ Wir konstruieren nun sukzessive einen vollständigen D -ären Baum
- ❑ Wir beginnen bei Tiefe 1 und D Blättern

Kraft'sche Ungleichung

- Es bleiben w_1 Blätter als Codewörter stehen und $D - w_1$ Blätter werden zu insgesamt $D(w_1 - D)$ Knoten der Tiefe 2.
- Wir belassen wiederum w_2 Blätter als Codewörter und ersetzen den Rest durch insgesamt $D(D(w_1 - D) - w_2)$ Knoten der Tiefe 3 usw. für $m=1, 2, 3, \dots$
- Dies funktioniert genau dann, wenn in jedem Schritt noch genug Blätter als Codewörter vorhanden sind, also

$$w_m \leq D^m - \sum_{j=1}^{m-1} w_j D^{m-j}$$

- Division durch D^m ergibt: $\sum_{j=1}^m w_j D^{-j} \leq 1$
- Q.e.d.

- Für den Fall eines binären, präfixfreien Codes gilt entsprechend

$$\sum_{i=1}^L 2^{-l_i} \leq 1$$

- Jeder präfixfreie Code muss auch die Kraft'sche Ungleichung erfüllen
- Die Kraft'sche Ungleichung ist eine notwendige Bedingung für die Existenz eines eindeutig decodierbaren Codes mit spezifizierten Codewortlängen
- Sie ist eine notwendige Bedingung für die eindeutige Dekodierbarkeit
- Nicht jeder Code der Struktur ist eindeutig decodierbar

Kraft'sche Ungleichung

- ❑ Codierung einer diskreten Quelle X mit $L=6$ Zeichen und Codes mit $l_{\max} = 4$
- ❑ Wir analysieren 4 Varianten:

X	K1	K2	K3	K4
a	00	00	00	0
b	01	01	01	100
c	10	10	10	101
d	110	110	110	110
e	111	1110	1110	1110
f	1101	1101	1111	1111

Kraft'sche Ungleichung

- Wir prüfen:
 - 1) Präfixbedingung
 - 2) Kraft'sche Ungleichung

- K1
 - 1) nicht erfüllt: d und f haben den gleichen Präfix
 - 2) nicht erfüllt

$$3 \cdot \frac{1}{4} + 2 \cdot \frac{1}{8} + \frac{1}{16} > 1$$

- K2
 - 1) nicht erfüllt: d und f haben den gleichen Präfix
 - 2) erfüllt

$$3 \cdot \frac{1}{4} + \frac{1}{8} + 2 \cdot \frac{1}{16} = 1$$

Kraft'sche Ungleichung

- K3
 - 1) erfüllt
 - 2) erfüllt

- K4
 - 1) erfüllt
 - 2) erfüllt

- Eindeutig dekodierbar sind nur K3 und K4
- Kraft'sche Ungleichung impliziert Existenz eines decodierbaren Codes

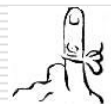
1. Shannon'sches Codierungstheorem

- Wir suchen Schranken für die mittlere Codelängen optimaler, präfixfreier Codes
- **Theorem (Shannon)**: Die mittlere Codewortlänge $E[l_C(X)]$ eines optimalen präfixfreien Codes C über einem Codealphabet Δ mit $|\Delta|=D$ für eine Zufallsvariable X erfüllt

$$\frac{H(X)}{\log D} \leq E[l_C(X)] < \frac{H(X)}{\log D} + 1$$

- Für $D=2$ gilt

$$H(X) \leq E[l_C(X)] < H(X) + 1$$



Absolut fundamental!

1. Shannon'sches Codierungstheorem

- **Beweis (untere Schranke)**: Wir betrachten den entsprechenden Codebaum und erinnern uns, dass

$$t_T = E[l_C(X)] \quad \text{sowie} \quad H_T = H(X)$$

- Die untere Schranke entspricht somit

$$H_T \leq t_T \log D$$

- Wir beweisen die Ungleichung mittels Induktion über Teilbäume
- Für einen leeren Baum gilt die Beziehung trivialerweise
- Jeder D -äre Baum kann als Wurzel mit bis zu D disjunkten Teilbäumen aufgefasst werden, T_1, \dots, T_D mit disjunkten Blattmengen B_1, \dots, B_D

1. Shannon'sches Codierungstheorem

- Sei die Summe der Wahrscheinlichkeiten der Blätter in Teilbaum T_i mit Blattmenge B_i

$$q_i = \sum_{b \in B_i} P(b)$$

- Wir normieren die Verteilung im Teilbaum T_i durch Division, so dass

$$1 = \sum_{b \in B_i} \frac{P(b)}{q_i}$$

- Die mittlere Blatttiefe t_i im Teilbaum ist

$$t_i = \sum_{b \in B_i} \frac{P(b)}{q_i} (t(b) - 1)$$

1. Shannon'sches Codierungstheorem

- Die Blattentropie ist entsprechend

$$H_i = - \sum_{b \in B_i} \frac{P(b)}{q_i} \log \frac{P(b)}{q_i}$$

- Als Induktionsannahme gilt

$$H_i \leq t_i \log D \quad \forall i$$

- Die mittlere Blatttiefe des ganzen Baum ist dann

$$t_T = \sum_{i=1}^D q_i (t_i + 1) = 1 + \sum_{i=1}^D q_i t_i$$

- Die Entropie ist

$$H_T = - \sum_{i=1}^D q_i \left(\sum_{b \in B_i} \frac{P(b)}{q_i} \log \frac{P(b)}{q_i} \right)$$

1. Shannon'sches Codierungstheorem

- Entsprechend umgeformt

$$H_T = -\sum_{i=1}^D \left(\sum_{b \in B_i} P(b) \log P(b) \right)$$

$$H_T = -\sum_{i=1}^D \left(\sum_{b \in B_i} P(b) \left(\log \frac{P(b)}{q_i} + \log q_i \right) \right)$$

$$H_T = -\sum_{i=1}^D \left(q_i \log q_i + \sum_{b \in B_i} P(b) \log \frac{P(b)}{q_i} \right)$$

$$H_T = \sum_{i=1}^D \left(-q_i \log q_i - q_i \sum_{b \in B_i} \frac{P(b)}{q_i} \log \frac{P(b)}{q_i} \right)$$

1. Shannon'sches Codierungstheorem

- Entsprechend umgeformt

$$H_T = \sum_{i=1}^D (-q_i \log q_i + q_i H_i)$$

$$H_T = H([q_1 \dots q_D]) + \sum_{i=1}^D q_i H_i$$

- Aufgrund unserer Annahmen sowie den Grenzen der Entropiefunktion gilt

$$H_T \leq \log D + \sum_{i=1}^D q_i t_i \log D$$

$$H_T \leq \log D (1 + \sum_{i=1}^D q_i t_i) = t_T \log D$$

1. Shannon'sches Codierungstheorem

- **Beweis (obere Schranke):** Eine intuitiv sinnvolle Wahl der Codewortlängen wäre

$$l_C(x) = -\log_D p_X(x) \quad \forall x \in X$$

- Die Codewortlänge sollte also dem negativen Logarithmus der entsprechenden Symbolwahrscheinlichkeiten entsprechen
- Die Kraft'sche Ungleichung wäre nun mit Gleichheit erfüllt, da

$$\sum_{x \in \mathcal{X}} D^{-l_C(x)} = \sum_{x \in \mathcal{X}} D^{-(-\log_D p_X(x))} = \sum_{x \in \mathcal{X}} p_X(x) = 1$$

- Ein solcher Code existiert allerdings nur, wenn alle Codelängen ganzzahlig sind

1. Shannon'sches Codierungstheorem

- Also wählen wir statt dessen

$$l_C(x) = \lceil -\log_D p_X(x) \rceil \quad \forall x \in X$$

- Die Kraft'sche Ungleichung gilt immer noch, da

$$\sum_{x \in \mathcal{X}} D^{-l_C(x)} = \sum_{x \in \mathcal{X}} D^{-\lceil -\log_D p_X(x) \rceil} \leq \sum_{x \in \mathcal{X}} D^{\log_D p_X(x)} = \sum_{x \in \mathcal{X}} p_X(x) = 1$$

- Somit existiert ein Code für diese Codelängen.
Seine mittlere Codelänge ist

$$E[l_C(x)] = -\sum_{x \in \mathcal{X}} p_X(x) \lceil \log_D p_X(x) \rceil \leq 1 - \sum_{x \in \mathcal{X}} p_X(x) \log_D p_X(x) = 1 + \frac{H(X)}{\log D}$$

- Wir nutzen hierbei, das

$$\lceil u \rceil \leq u + 1$$

- ❑ Wir haben zum ersten Mal die Nützlichkeit der Entropie als Informationsmass gerechtfertigt
- ❑ Wir erhalten einen Zusammenhang zwischen der Entropie einer Zufallsvariablen und der Güte eines optimalen Codes dafür
- ❑ Obere Schranke ist um 1 grösser als untere Schranke
- ❑ Untere Schranke wird im allgemeinen nicht erreicht
- ❑ Der Einfluss von Fehlern bei zu starker Kompression ist noch nicht bekannt