
Binärlogarithmus

$$\log_2 x = \frac{\log x}{\log 2}$$

Entscheidungsgehalt

$H_0 = \log_2 K$ mit K = Anzahl Symbole

Informationsgehalt

$$I(a_k) = -\log_2 P(a_k) \text{ [Bit]}$$

- Je kleiner $P(a_k)$, desto größer I .
 - Wenn $P(a_k) = 1$, dann $I(a_k) = 0$.
-

Entropie – mittlerer Info.gehalt

$$H = -\sum_{k=1}^K \left[P(a_k) \cdot \log_2 P(a_k) \right] \text{ [Bit]}$$

- Wenn alle Sym. gleich wahrscheinlich
 $I(a_k) = H_0 = H$
- Max. bei $P(a_k) = \frac{1}{K}$
- Einfachere Berechnung bei $P(a_k) = \frac{i_k}{c}$:

$$H = \frac{c \cdot \log(c) - \sum_{k=1}^K \left[i_k \cdot \log(i_k) \right]}{c \cdot \log(2)} \text{ [Bit]}$$

Redundanz

$$R = H_0 - H \text{ [Bit]}$$

- relative Red. $R = \frac{H_0 - H}{H}$
-

Ideale Codewortlänge

$$n = -\log_2 P(a_k) \text{ [Bit]}$$

Mittlere Codewortlänge

$$\bar{m} = \sum_{k=1}^K \left[P(a_k) \cdot m_k \right] \text{ [Bit]}$$

Verbundentropie

$$H(a_i, a_j) = - \sum_{i=1}^I \sum_{j=1}^J \left[P(a_i, a_j) \cdot \log_2(P(a_i, a_j)) \right] \text{ [Bit]}$$

- Einfachere Berechnung bei $P(a_i, a_j) = \frac{m_{ij}}{c}$:

$$H(a_i, a_j) = \frac{c \cdot \log(c) - \sum_{i=1}^I \sum_{j=1}^J \left[m_{ij} \cdot \log(m_{ij}) \right]}{c \cdot \log(2)} \text{ [Bit]}$$

Bedingte Entropie

$$H(a_i|a_j) = - \sum_{i=1}^I \sum_{j=1}^J \left[P(a_i, a_j) \log_2(P(a_i|a_j)) \right] \text{ [Bit]}$$

Beziehungen zw. den Entropien

$$H(a_i, a_j) = H(a_i|a_j) + H(a_j)$$

Datenrate eines Kanals

$$C = 2 \cdot B \cdot \log_2(L) \text{ [Bit/s]}$$

- mit Anzahl der unterschiedlichen Amplituden L

$$C = B \cdot \log_2 \left(1 + \frac{S}{N} \right)$$

für $\frac{S}{N} \ll 1$:

$$C \approx 1.44 \cdot \frac{B}{\text{Hz}} \cdot \frac{S}{N} \text{ [Bit/s]}$$

für $\frac{S}{N} \gg 1$:

$$C \approx 0.332 \cdot \frac{B}{\text{Hz}} \cdot \frac{SNR}{\text{dB}}$$

Kanalkapazität

$$C = \max_{P(a_k)} \left[T(X; Y) \right]$$

Transinformation

$$T(X; Y) = H(X) - H(X|Y) = H(Y) - H(Y|X) = T(Y; X)$$

Kanal ist

- *verlustfrei*, wenn Verlustinformation $H(X|Y) = 0$.
→ \mathcal{C} ist maximal, wenn alle Eingangssym. gleich wahrscheinlich
- *deterministisch*, wenn Störungsinformation $H(Y|X) = 0$.
→ \mathcal{C} ist maximal, wenn alle Ausgangssym. gleich wahrscheinlich
- *ungestört*, wenn er sowohl verlustfrei als auch deterministisch ist
→ \mathcal{C} ist maximal, wenn alle Ausgangssym. gleich wahrscheinlich oder alle Eingangssym. gleich wahrscheinlich

Theorem der Kanalcodierung

Wenn $H' \leq C'$ gilt, dann existiert immer eine Kanalcodierung, welche eine Übertragung der Quellsymbole mit beliebig kleiner Fehlerwahrscheinlichkeit ermöglicht (u. U. nur mit großem Aufwand).

Kraft'sche Ungleichung

Für einen eindeutigen, binären Code mit K Codewörtern der Länge m_k gilt:

$$\sum_{k=1}^K 2^{-m_k} \leq 1$$

ID03

ID04