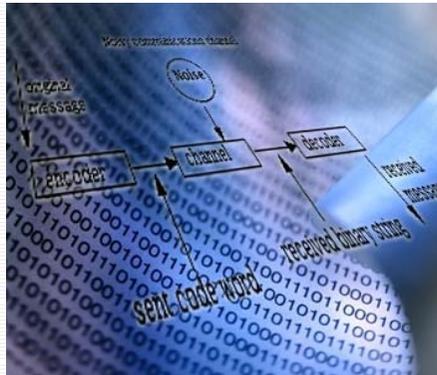


Kapitel 8: Optimalcodierung II



Ziele des Kapitels

ETH

- Shannon-Fano Coding
- Arithmetic Coding

Shannon-Fano Coding

ETH

- Ein weiteres wichtiges, klassisches Verfahren ist das **Shannon-Fano Verfahren**:
Gegeben sind die Codewort-Wahrscheinlichkeiten $[p_1 \dots p_L]$:
 1. Ordne die Wahrscheinlichkeiten nach fallenden Werten
 2. Teile das Feld in zwei Gruppen, so dass jede Gruppe möglichst gleich grosse Teilsummen besitzt (Entropiemaximierung)
 3. Weise der ersten Gruppe eine 0 zu, der zweiten Gruppe eine 1
 4. Wiederhole 2. und 3. bis jede Gruppe nur noch ein Element enthält

 Codewortlängen ergeben sich zwangsläufig, wobei entsprechend nach dem Optimierungsprinzip $l_j = 1/p_j$ auf- bzw. abgerundet wird

Applet

ETH

Shannon-Fano Coding

- Gegeben sei eine diskrete Quelle mit Wahrscheinlichkeitsverteilung

$$P_x(x) = [0.18; 0.10; 0.40; 0.08; 0.05; 0.05; 0.14]$$

Sym	p_j	1	2	3	4	Codewörter	Länge l_j	$p_j \cdot l_j$
a	0.4		0			00	2	0.80
b	0.18	0	1			01	2	0.36
c	0.14	1		0		100	3	0.42
d	0.1		0	1		101	3	0.30
e	0.08		1	0		110	3	0.24
f	0.05			1	0	1110	4	0.20
g	0.05				1	1111	4	0.20

Shannon-Fano Coding

- $E[l_c(x)] = \sum p_j \cdot l_j = 2.52$

- $H(X) = -0.4 \cdot \log 0.4 - 0.18 \cdot \log 0.18 - 0.14 \cdot \log 0.14 - 0.1 \cdot \log 0.1 - 0.08 \cdot \log 0.08 - 2 \cdot 0.05 \cdot \log 0.05 = 2.43 \text{ Bit/QZ}$

- Coderedundanz ist damit

$$R_c = E[l_c(x)] - H(X) = 2.52 \text{ Bits/QZ} - 2.43 \text{ Bit/QZ} = 0.09 \text{ Bits/QZ}$$

Bemerkungen

- Shannon-Fano Coding ist suboptimal
- Es kann gezeigt werden, dass die mittlere Codelänge wie folgt begrenzt ist:

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

- Wir erhalten also die gleichen Grenzen, wie bei Huffman-Coding
- Dieses Verfahren ist nicht immer eindeutig
- Es kann durchaus mehrere Codes geben, die gleiche Coderedundanz aufweisen
- Praktisch weniger relevant

Shannon-Fano vs. Huffman

- Gegeben: Quellalphabet mit 5 Symbolen {A,B,C,D,E}

Symbol	$P(x)$	S-F Code	Huffman
A	0.35	00	1
B	0.17	01	011
C	0.17	10	010
D	0.16	110	001
E	0.15	111	000
		$E[l] = 2.31$	$E[l] = 2.3$

- Wir erinnern uns an das Konzept der erweiterten Quellen
- Es gilt für die mittlere Codelänge

$$mH(X) \leq mE[l_c(X)] < mH(X) + 1$$

- Sowie für die Coderedundanz

$$R_c < \frac{1}{m}$$

- Gegeben eine Binärquelle mit unabhängigen Zeichen und den Auftretswahrscheinlichkeiten $p_1 = 0.2$ und $p_2 = 0.8$

- $E[l_c(x)] = 1$

- $H(X) = -0.2 \cdot \log 0.2 - 0.8 \cdot \log 0.8$
 $= 0.722 \text{ Bit/QZ}$

- $R_c = E[l_c(x)] - H(X) = 0.278 \text{ Bits/QZ}$

- Wir erhalten eine erweiterte Quelle $X^2 = \{(x_1x_1), (x_1x_2), (x_2x_1), (x_2x_2)\}$
- Mit den zugehörigen Auftretswahrscheinlichkeiten
 $p_1^2 = 0.2 \cdot 0.2 = 0.04$ $p_2^2 = 0.2 \cdot 0.8 = 0.16$
 $p_3^2 = 0.8 \cdot 0.2 = 0.16$ $p_4^2 = 0.8 \cdot 0.8 = 0.64$
- Anwendung des Shannon-Fano Algorithmus'

p_j^2	Optimalcode	$p_j \cdot l_j$
0.64	0	0.64
0.16	10	0.32
0.16	110	0.48
0.04	111	0.12

- $m \cdot E[l_c(x)] = \sum p_j^2 \cdot l_j = 1.56$

$$\Rightarrow E[l_c(x)] = \frac{1.56}{2} = 0.780$$

- $H(X) = -0.2 \cdot \log 0.2 - 0.8 \cdot \log 0.8$
 $= 0.722 \text{ Bit/QZ}$

- $R_c = E[l_c(x)] - H(X) = 0.058 \text{ Bits/QZ}$

Shannon-Fano Coding (m=3) **ETH**

	p_j^3	p_j^3 geordnet	Optimalcode	$p_j^3 \cdot l_j$
$p_1 p_1 p_1$	0.512	0.512	0	0.512
$p_1 p_1 p_2$	0.128	0.128	100	0.384
$p_1 p_2 p_1$	0.128	0.128	101	0.384
$p_1 p_2 p_2$	0.032	0.128	110	0.384
$p_2 p_1 p_1$	0.128	0.032	11100	0.160
$p_2 p_1 p_2$	0.032	0.032	11101	0.160
$p_2 p_2 p_1$	0.032	0.032	11110	0.160
$p_2 p_2 p_2$	0.008	0.008	11111	0.040

Shannon-Fano Coding (m=3) **ETH**

- $m \cdot E[l_c(x)] = \sum p_j^3 \cdot l_j = 2.184$
 $\Rightarrow E[l_c(x)] = \frac{2.184}{3} = 0.728$
- $H(X) = -0.2 \cdot \log 0.2 - 0.8 \cdot \log 0.8$
 $= 0.722 \text{ Bit/QZ}$
- $R_c = E[l_c(x)] - H(X) = 0.006 \text{ Bits/QZ}$

Arithmetic Coding **ETH**

- Die generelle Zuordnung von $l_j = 1/p_j$ führt zu einer optimalen Codierung an der Entropiegrenze
- Huffman Codes sind optimal und in $O(n \log(n))$ erzeugbar
- Typischerweise muss man die Codelängen aufrunden
- Die Coderedundanz liegt daher innerhalb von einem Bit der Quellenentropie
- Blockcode helfen weiter, das Rundungsproblem bleibt jedoch
- **Idee:** Codiere einen String als reelle Zahl
 $0 <= R < 1$

Arithmetic Coding **ETH**

- **Arithmetische Codierung:**
 Gegeben sind die Codewort-Wahrscheinlichkeiten $[p_1 \dots p_L]$ aller Zeichen der Quelle sowie ein String $s = x_1 // \dots // x_S$ der Länge S .
 1. Teile das Intervall $[0, 1)$ in Subintervalle gemäss der Symbol-Wahrscheinlichkeiten p_i
 2. Nimm das nächste Symbol x_i aus dem String und ermittle das Subintervall, welches seiner Wahrscheinlichkeit $P(x_i)$ entspricht
 3. Teile dieses Intervall gemäss der Symbolwahrscheinlichkeiten, so wie in Schritt 1
 4. Führe die Schritte 2 und 3 aus, bis der String zu Ende ist
 5. Weise den Binärcode einer Zahl aus diesem Intervall dem String zu

- ❑ Code 1: Gegeben $\chi = \{a, e, i, o, u\}$ sowie $p(a)=0.12$, $p(e)=0.42$, $p(i)=0.09$, $p(o)=0.3$ und $p(u)=0.07$
- ❑ Huffman:
Beispielstring: $S = \text{„iou“}$
 $\Rightarrow 1011111010 = 10 \text{ Bit}$
- ❑ Arithmetic-Coding:
Beispielstring: $S = \text{„iou“}$
 $\Rightarrow .011000001 = 9 \text{ Bit}$

- ❑ Insbesondere können die neuen Grenzen mit folgenden beiden Gleichungen berechnet werden
 - $\text{newleft} = \text{prevleft} + \text{left}[x[i]] * \text{prevsiz}$
 - $\text{newsiz} = \text{prevsiz} * \text{size}[x[i]]$
- ❑ Hierbei sind $\text{left}[x[i]]$ die linke Intervallgrenze des aktuellen Symbols x_i sowie $\text{size}[x[i]]$ seine Wahrscheinlichkeit
- ❑ Die Grösse des resultierenden Intervalls ergibt sich aus dem Produkt der Symbolwahrscheinlichkeiten
- ❑ des Strings
$$P(s) = \prod_{i=1}^S P_X(s(i))$$

- ❑ Die Grösse des resultierenden Intervalls ergibt sich aus dem Produkt der Symbolwahrscheinlichkeiten
- ❑ des Strings
$$P(s) = \prod_{i=1}^S P_X(s(i))$$
- ❑ Zur Codierung dieses Intervalls benötigen wir
$$-\log_2 P(s) = -\sum_{i=1}^S \log_2 P_X(s(i)) \text{ Bit}$$
- ❑ Ist S sehr gross, so tauchen die Einzelsymbole gemäss ihrer Wahrscheinlichkeiten auf und die mittlere Codelänge wird
$$\frac{-\log_2 P(s)}{S} = -\frac{1}{S} \sum_{i=1}^S \log_2 P_X(s(i)) = -\sum_{i=1}^L P_X(x_i) \log_2 P_X(x_i) = H(X)$$