

第五章补充 无失真信源编码

- 第五章补充 无失真信源编码
 - 渐进均分性定理 (AEP)
 - 定长编码定理
 - 单符号变长编码定理
 - 离散平稳无记忆序列变长编码定理 (香农第一定理)

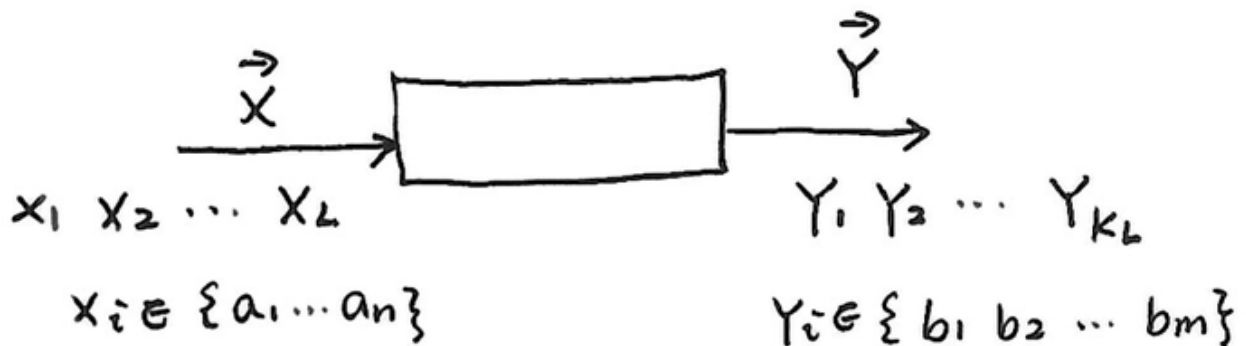
渐进均分性定理 (AEP)

- 定理:** $\vec{X} = (X_1 X_2 \cdots X_L)$, 为独立同分布 (i.i.d) 随机变量序列, 具有渐近均分性质 (AEP, Asymptotic equipartition property) :

$$\forall \varepsilon > 0, \text{ 当 } L \rightarrow \infty \text{ 时, } p(X_1, X_2, \cdots, X_L) \rightarrow 2^{-LH(X)}$$

- 信源编码模型:**

○



- $X_i \in \{a_1, a_2, \cdots, a_n\}$
- $Y_i \in \{b_1, b_2, \cdots, b_m\}$

- 证明1:**

- **互信息:**

$$\begin{aligned} I(\vec{X}) &= -\log p(X_1, X_2, \cdots, X_L) \\ &= -\log p(X_1) - \log p(X_2) - \cdots - \log p(X_L) \\ &= \sum_{i=1}^L I(X_i) \end{aligned}$$

○ 均值:

$$E\{I(\vec{X})\} = E\left\{\sum_{i=1}^L I(X_i)\right\} = \sum_{i=1}^L E\{I(X_i)\} = \sum_{i=1}^L H(X_i) = LH(X)$$

○ 方差:

$$D\{I(\vec{X})\} = \sum_{i=1}^L D\{I(X_i)\} = LD(I(X))$$

其中

$$D(I(X)) = E[(I(X) - H(X))^2] = \sum_{i=1}^n p(x_i)(-\log p(x_i) - H(X))^2$$

○ 根据切比雪夫不等式

$$P_r\{|X - \mu| \geq \varepsilon\} \leq \frac{\sigma^2}{\varepsilon^2} \quad (\varepsilon > 0, \sigma > 0)$$

有:

$$P_r\left\{\left|I(\vec{X}) - LH(X)\right| \geq L\varepsilon\right\} \leq \frac{LD(I(X))}{(L\varepsilon)^2}$$

$$P_r\left\{\left|\frac{I(\vec{X})}{L} - H(X)\right| \geq \varepsilon\right\} \leq \frac{D(I(X))}{L\varepsilon^2}$$

当 $L \rightarrow \infty$ 时

$$\begin{aligned} \frac{D(I(X))}{L\varepsilon^2} &\rightarrow 0, \\ \frac{-\log p(X_1, X_2, \dots, X_L)}{L} &\rightarrow H(X), \\ p(X_1, X_2, \dots, X_L) &\rightarrow 2^{-LH(X)} \end{aligned}$$

• 证明2:

- AEP 也可由弱大数定律直接得到
- 当 X 为 i.i.d, n 很大时, $\frac{1}{n} \sum_{i=1}^n x_i \rightarrow E(X)$

$$\begin{aligned}
-\frac{1}{L} \log p(X_1, X_2, \dots, X_L) &= -\frac{1}{L} \sum_{i=1}^L \log p(X_i) \\
&\xrightarrow{a.s.} -E(\log p(X)) \\
&= H(X)
\end{aligned}$$

• 典型集 A_ε

◦ 定义

$$\begin{aligned}
A_\varepsilon &= \left\{ \vec{x} : \left| \frac{I(\vec{x})}{L} - H(X) \right| \leq \varepsilon \right\} \\
A_\varepsilon^c &= \left\{ \vec{x} : \left| \frac{I(\vec{x})}{L} - H(X) \right| > \varepsilon \right\} \\
A_\varepsilon + A_\varepsilon^c &= X^L = \{\vec{x}_i\} \quad i = 1, 2, \dots, n^L
\end{aligned}$$

◦ 性质

a. 若 $\vec{x} \in A_\varepsilon$, 则典型集中的元素几乎是等概率出现的:

$$2^{-L(H(X)+\varepsilon)} \leq p(\vec{x}) \leq 2^{-L(H(X)-\varepsilon)}$$

b. 当 L 充分大时, 典型集的概率近似为1:

$$P_r(A_\varepsilon) = \sum_{\vec{x} \in A_\varepsilon} p(\vec{x}) > 1 - \varepsilon$$

c. 典型集中元素的个数:

$$|A_\varepsilon| \leq 2^{L(H(X)+\varepsilon)}$$

■ 证明:

$$\begin{aligned}
1 &= \sum_{\vec{x} \in X^L} p(\vec{x}) \geq \sum_{\vec{x} \in A_\varepsilon} p(\vec{x}) \\
&\geq \sum_{\vec{x} \in A_\varepsilon} 2^{-L(H(X)+\varepsilon)} = |A_\varepsilon| 2^{-L(H(X)+\varepsilon)} \\
\Rightarrow |A_\varepsilon| &\leq 2^{L(H(X)+\varepsilon)}
\end{aligned}$$

d. 典型集中元素的个数:

$$|A_\varepsilon| \geq (1 - \varepsilon) 2^{L(H(X)-\varepsilon)}$$

当 L 充分大时, $P_r(A_\varepsilon) > 1 - \varepsilon$

■ 证明:

$$\begin{aligned}
 1 - \varepsilon &\leq P_r(A_\varepsilon) = \sum_{\vec{x} \in A_\varepsilon} p(\vec{x}) \\
 &\leq \sum_{\vec{x} \in A_\varepsilon} 2^{-L(H(X) - \varepsilon)} = |A_\varepsilon| 2^{-L(H(X) - \varepsilon)} \\
 \Rightarrow |A_\varepsilon| &\geq (1 - \varepsilon) 2^{L(H(X) - \varepsilon)}
 \end{aligned}$$

定长编码定理

- **定理:** 对于由 L 个符号组成的, 每个符号的熵为 $H_L(\vec{X})$ 的无记忆平稳符号序列 X_1, X_2, \dots, X_L , 可用 K_L 个符号 Y_1, Y_2, \dots, Y_{K_L} (每个符号有 m 种可能值, 即 m 进制编码) 进行定长编码。对于任意 $\varepsilon > 0$, $\delta > 0$, 只要

$$\frac{K_L}{L} \log m \geq H_L(\vec{X}) + \varepsilon$$

则当 L 足够大时, 必可使译码差错小于 δ ;

反之, 当

$$\frac{K_L}{L} \log m \leq H_L(\vec{X}) - 2\varepsilon$$

时, 译码差错一定是有限值, 当 $L \rightarrow \infty$ 时, 译码几乎必定出错。

- **证明**

- 对 A_ε 中的元素进行定长编码, 为了唯一可译, 码符号个数大于等于 $|A_\varepsilon|$, 即

$$m^{K_L} \geq |A_\varepsilon|$$

此时 $|A_\varepsilon|$ 取上界, 记平均符号熵 $H_L(\vec{X})$ 为 $H(X)$

$$m^{K_L} \geq 2^{L(H(X) + \varepsilon)}$$

$$K_L \log m \geq L(H(X) + \varepsilon)$$

$$\frac{K_L}{L} \log m \geq H(X) + \varepsilon$$

此时, 错误译码的概率为

$$P_e = P_r\{A_\varepsilon^c\} \leq \frac{D(I(X))}{L\varepsilon^2}$$

若需 $P_e \leq \delta$

$$\frac{D(I(X))}{L\varepsilon^2} \leq \delta$$

$$L \geq \frac{D(I(X))}{\varepsilon^2\delta}$$

。反之，若

$$\frac{K_L}{L} \log m \leq H(X) - 2\varepsilon$$

$$\log m^{K_L} \leq L(H(X) - 2\varepsilon)$$

$$m^{K_L} \leq 2^{L(H(X)-2\varepsilon)} < (1 - \varepsilon)2^{L(H(X)-\varepsilon)} = |A_\varepsilon|_{min}$$

即 $m^{K_L} < |A_\varepsilon|$ ，码字个数少于 A_ε 中的元素个数

此时只能在 A_ε 中选取 m^{K_L} 个元素进行一对一编码，

$$P_r(A_\varepsilon \text{ 中 } m^{K_L} \text{ 个元素}) \leq m^{K_L} \cdot \max_{\vec{x} \in A_\varepsilon} p(\vec{x}) = m^{K_L} 2^{-L(H(X)-\varepsilon)}$$

$$\leq 2^{L(H(X)-2\varepsilon)-L(H(X)-\varepsilon)}$$

$$= 2^{-L\varepsilon}$$

译码错误概率为 $P_e = 1 - 2^{-L\varepsilon}$ ， $L \rightarrow \infty$ ， $P_e \rightarrow 1$

单符号变长编码定理

- **定理：**对于离散无记忆信源的符号 X ，其熵为 $H(X)$ ，每个信源符号用 m 进制码元进行变长编码，一定存在一种无失真编码方法，其（ m 进制）码元平均长度 \bar{k} 满足下列不等式：

$$\frac{H(X)}{\log m} \leq \bar{k} < \frac{H(X)}{\log m} + 1$$

其中， $\bar{k} = \sum_{i=1}^n p(a_i)l_i$ ， l_i 为符号 a_i 的码长。

- **证明：**

◦ **定义：** l_i 为符号 a_i 的码长， $p(a_i)$ 为符号 a_i 的概率， $\bar{k} = \sum_{i=1}^n p(a_i)l_i$ 为码元平均长度。

○

$$\begin{array}{c} \left[\begin{array}{c} X \\ P \end{array} \right] = \left[\begin{array}{cccc} a_1 & a_2 & \dots & a_n \\ p(a_1) & p(a_2) & \dots & p(a_n) \end{array} \right] \\ \text{码长} \quad l_1 \quad l_2 \quad \dots \quad l_n \end{array}$$

$$\bar{k} = \sum_{i=1}^n p(a_i) l_i$$

i. 证明必存在无失真编码, 使得 $H(X) - (\log m)\bar{k} \leq 0$

$$\begin{aligned} H(X) - (\log m)\bar{k} &= - \sum_{i=1}^n p(a_i) \log p(a_i) - \sum_{i=1}^n p(a_i) l_i \log m \\ &= \sum_{i=1}^n p(a_i) \log \frac{m^{-l_i}}{p(a_i)} \end{aligned}$$

根据Jensen不等式 $E[f(x)] \leq f(E(x))$, 有

$$\begin{aligned} H(X) - (\log m)\bar{k} &= \sum_{i=1}^n p(a_i) \log \frac{m^{-l_i}}{p(a_i)} \\ &\leq \log \sum_{i=1}^n p(a_i) \frac{m^{-l_i}}{p(a_i)} = \log \sum_{i=1}^n m^{-l_i} \end{aligned}$$

唯一可译码存在 (无失真), 因此 $\sum_{i=1}^n m^{-l_i} \leq 1$

$$\begin{aligned} H(X) - (\log m)\bar{k} &\leq \log 1 = 0 \\ \Rightarrow \bar{k} &\geq \frac{H(X)}{\log m} \end{aligned}$$

若要等号成立

$$m^{-l_i} = p(a_i), \quad l_i = \frac{-\log p(a_i)}{\log m}$$

ii. 证明 $\bar{k} < \frac{H(X)}{\log m} + 1$

符号 a_i 的码长 l_i 需要是整数, 因此取

$$\frac{-\log p(a_i)}{\log m} \leq l_i < \frac{-\log p(a_i)}{\log m} + 1$$

由

$$\begin{aligned}\frac{-\log p(a_i)}{\log m} &\leq l_i \\ \Rightarrow -\log p(a_i) &\leq \log m^{l_i} \\ \Rightarrow p(a_i) &\geq m^{-l_i} \\ \Rightarrow \sum_{i=1}^n m^{-l_i} &\leq \sum_{i=1}^n p(a_i) = 1\end{aligned}$$

表明 l_i 满足唯一可译码存在的条件。

由

$$\begin{aligned}l_i &< \frac{-\log p(a_i)}{\log m} + 1 \\ \sum_{i=1}^n l_i p(a_i) &< \sum_{i=1}^n p(a_i) \left(\frac{-\log p(a_i)}{\log m} + 1 \right) \\ \bar{k} &< \frac{H(X)}{\log m} + 1\end{aligned}$$

离散平稳无记忆序列变长编码定理（香农第一定理）

- **定理**：对于平均符号熵为 $H_L(\vec{X})$ 的离散平稳无记忆信源，必存在一种无失真编码方法，使平均信息率 \bar{K} 满足不等式：

$$H_L(\vec{X}) \leq \bar{K} < H_L(\vec{X}) + \varepsilon$$

其中 ε 为任意小正数， $\bar{K} = \frac{\bar{k}_L}{L} \log m$ ， \bar{k}_L 为 L 个符号的平均码长。

- **证明**

将 $\vec{X} = (X_1 X_2 \cdots X_L)$ 作为一个整体，构成一个新的单符号信源。因此有：

$$\begin{aligned}\frac{LH_L(\vec{X})}{\log m} &\leq \bar{k}_L < \frac{LH_L(\vec{X})}{\log m} + 1 \\ H_L(\vec{X}) &\leq \frac{\bar{k}_L}{L} \log m < H_L(\vec{X}) + \frac{\log m}{L}\end{aligned}$$

令 $\bar{K} = \frac{\bar{k}_L}{L} \log m$ ，则有

$$H_L(\vec{X}) \leq \bar{K} < H_L(\vec{X}) + \varepsilon \quad (L \rightarrow \infty)$$

此时编码效率

$$\eta = \frac{H_L(\vec{X})}{\bar{k}_L} > \frac{H_L(\vec{X})}{H_L(\vec{X}) + \frac{\log m}{L}}$$