



CHƯƠNG 3. CƠ SỞ LÝ THUYẾT THÔNG TIN THỐNG KÊ

Giới thiệu

- ▶ LTTT giải quyết ba khái niệm cơ bản:
- ▶ (a) đo lường thông tin nguồn (tốc độ mà tại đó nguồn tạo ra thông tin)
- ▶ (b) dung lượng của kênh (tốc độ tối đa mà tại đó có thể truyền thông tin tin cậy qua kênh với xác suất lỗi nhỏ tùy ý)
- ▶ (c) mã hóa (một hệ thống cho phép sử dụng một cách hiệu quả dung lượng kênh để truyền thông tin)
- ▶ Ba khái niệm này có quan hệ chặt chẽ với nhau thông qua một loạt các định lý, các định lý này tạo nên cơ sở cho lý thuyết thông tin và được tổng kết như sau:
- ▶ *Nếu tốc độ thông tin từ một nguồn tạo bản tin không vượt quá dung lượng của kênh truyền tin thì sẽ luôn tồn tại một kỹ thuật mã hóa sao cho thông tin được truyền qua kênh với xác suất sai lỗi nhỏ tùy ý, kể cả khi có mặt của nhiễu không mong muốn.*

LƯỢNG TIN RIÊNG

Đo lường thông tin

- ▶ Trong hệ thống truyền tin, thông tin là một “thứ gì đó” được truyền từ nguồn tới đích - thứ không sẵn có ở phía thu.
- ▶ Nguồn thông tin (số hoặc tương tự) tạo ra các bản tin (hay sự kiện), đầu ra của nó được lựa chọn ngẫu nhiên theo phân phối xác suất.
- ▶ Thông tin đo sự “lựa chọn ngẫu nhiên” trong việc lựa chọn một bản tin trong số nhiều bản tin và phía thu không có sự chắc chắn về việc bản tin nào được lựa chọn.
- ▶ Bản tin có xác suất xảy ra thấp luôn truyền tải nhiều thông tin hơn so với bản tin có xác suất xảy ra cao.

Đo lường thông tin

- ▶ Ví dụ: “If a dog bites a man, it’s no news, but if a man bites a dog, it’s news”
- ▶ Bản tin có xác suất xảy ra càng thấp, nó càng chứa nhiều thông tin và ngược lại.
- ▶ Nếu một nguồn phát bản tin m với xác suất p , lượng tin được xác định một cách định lượng bởi Shannon như sau:

$$I = \log_b \left(\frac{1}{p} \right) = -\log_b(p)$$

- ▶ I gọi là lượng tin riêng (hay độ bất định) chứa trong bản tin m .
- ▶ **Logarithm cơ số nào?**
 - Nếu chọn cơ số e , đơn vị của độ bất định là nat
 - Nếu chọn cơ số 10, đơn vị của độ bất định là Hartley
 - Nếu chọn cơ số 2, đơn vị của độ bất định là bit.

Đo lường thông tin

- ▷ Đối với nguồn rời rạc không nhớ (DMS), mỗi bản tin được phát độc lập với các bản tin trước đó.
- ▷ Khi nguồn gửi một số các bản tin độc lập m_1, m_2, \dots, m_M với xác suất tương ứng là p_1, p_2, \dots, p_M và nếu các bản tin nhận được là đúng thì lượng thông tin trong bản tin kết hợp ở phía thu là:
- ▷
$$I = \log_2 \left(\frac{1}{p_1} \right) + \log_2 \left(\frac{1}{p_2} \right) + \dots + \log_2 \left(\frac{1}{p_M} \right) = \sum_{j=1}^M \log_2 \left(\frac{1}{p_j} \right)$$

ENTROPY

Entropy

- ▶ Thông tin trung bình trong mỗi bản tin đơn lẻ được phát bởi nguồn được gọi là entropy của nguồn.
- ▶ Xét M bản tin khác nhau m_1, m_2, \dots, m_M với các xác suất tương ứng là p_1, p_2, \dots, p_M .
- ▶ Thông tin trung bình trong mỗi bản tin hay entropy là:
 - ▶ $H = \sum_{i=1}^M p_i \cdot I(m_i) = -\sum_{i=1}^M p_i \cdot \log p_i$ (bit/bản tin)
- ▶ Tính chất:
- ▶ $H_{min} = 0 \leftrightarrow$ chỉ có một bản tin hay $p_i=1$ và $p_j=0$ với mọi $i \neq j$
- ▶ $H_{max} = \log M \leftrightarrow p_1 = p_2 = \dots = p_M = \frac{1}{M}$

Ví dụ 2.1

- ▶ Chứng minh biểu thức: $I(x_i x_j) = I(x_i) + I(x_j)$ nếu x_i, x_j độc lập với nhau.

Ví dụ 2.2

- ▶ Nguồn không nhớ rời rạc X tạo ra bốn ký tự x_1, x_2, x_3, x_4 với xác suất tương ứng là 0,5; 0,2; 0,2 và 0,1. Tính $H(X)$ và lượng thông tin chứa trong bản tin $x_4x_3x_1x_1$.
- ▶ Nguồn không nhớ nhị phân phát hai bản tin với xác suất lần lượt là p và $(1-p)$. Chứng minh rằng entropy đạt giá trị cực đại khi hai bản tin có xác suất bằng nhau.

Ví dụ 2.3

- ▶ Nguồn không nhớ nhị phân phát hai bản tin với xác suất lần lượt là p và $(1-p)$. Chứng minh rằng entropy đạt giá trị cực đại khi hai bản tin có xác suất bằng nhau.

Tốc độ thông tin

- ▶ Nếu một nguồn tạo ra r bản tin/s, *tốc độ thông tin* hay lượng thông tin trung bình trong 1s được định nghĩa như sau:

$$R = \frac{H}{T} = rH \text{ (bit/s)}$$

ở đó T là thời gian cần để gửi một bản tin ($T = 1/r$)

Giả sử có 2 nguồn có cùng entropy H , phát r_1 và r_2 bản tin/s.

- Nguồn thứ nhất phát thông tin ở tốc độ $R_1 = r_1 H$
- Nguồn thứ hai phát thông tin ở tốc độ $R_2 = r_2 H$
- Nếu $r_1 > r_2$, nguồn thứ nhất sẽ phát nhiều thông tin hơn nguồn thứ hai mặc dù entropy là giống nhau.

Vì vậy, một nguồn được đặc trưng bởi entropy và tốc độ thông tin của nó.

Ví dụ 2.4

- ▶ Một nguồn có 4 đầu ra với xác suất lần lượt là $1/4$; $1/2$; $1/8$ và $1/8$.
- ▶ a. Tìm entropy của nguồn.
- ▶ b. Tìm tốc độ thông tin nếu có 8 đầu ra/s.

Ví dụ 2.5

- ▶ Một tín hiệu tương tự có độ rộng băng thông $B(\text{Hz})$ được lấy mẫu ở tốc độ Nyquist và các mẫu được lượng tử hóa thành 4 mức Q_1 , Q_2 ; Q_3 ; Q_4 với xác suất xảy ra tương ứng là $p_1 = p_2 = 3/10$ và $p_3 = p_4 = 2/10$. Các mức lượng tử được giả định là độc lập với nhau. Tìm tốc độ thông tin của nguồn.

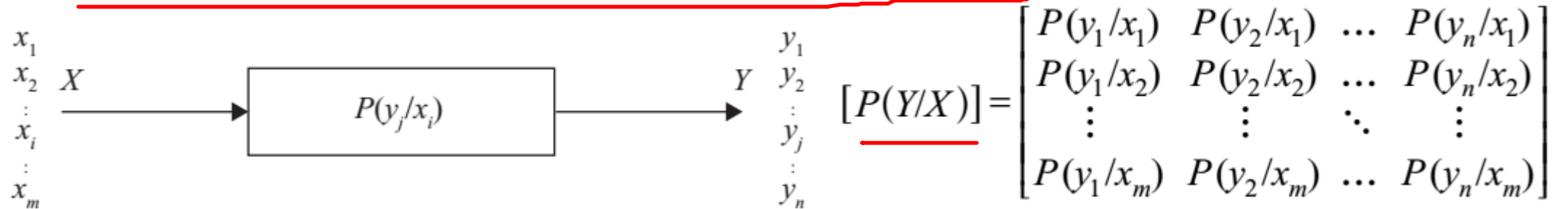
MÔ HÌNH KÊNH

Giới thiệu

- ▷ Kênh truyền tin là đường truyền hay phương tiện truyền mà thông qua đó các ký tự được truyền đến phía thu.
- ▷ Các loại kênh:
 - Kênh rời rạc không nhớ
 - Các kênh đặc biệt
 - Kênh không nhiễu
 - Kênh nhị phân đối xứng

Kênh rời rạc không nhớ (DMC)

- ▶ Xét kênh DMC với đầu vào X và đầu ra Y .
 - **Rời rạc**: vì X, Y là các nguồn rời rạc.
 - **Không nhớ**: đầu ra của kênh chỉ phụ thuộc vào đầu vào tại thời điểm đó mà không phụ thuộc vào đầu vào tại các thời điểm trước đó.
 - $X = \{x_1, x_2, \dots, x_m\}; Y = \{y_1, y_2, \dots, y_n\}$
 - $P(y_j|x_i)$: xác suất có điều kiện nhận được đầu ra y_j khi đầu vào là x_i .
 - | $P(y_j|x_i)$ được gọi là xác suất chuyển trên kênh



- Ma trận $[P(Y/X)]$ được gọi là **ma trận kênh** hay **ma trận chuyển đổi**.

Kênh rời rạc không nhớ (DMC)

▷ $\sum_{j=1}^n P(y_j|x_i) = 1$ với mọi i

▷ $[P(X)] = [P(x_1) \ P(x_2) \ \dots \ P(x_m)]$

▷ $[P(Y)] = [P(y_1) \ P(y_2) \ \dots \ P(y_n)]$

▷ $[P(Y)] = [P(X)] [P(Y|X)]$

▷ Nếu biểu diễn X dưới dạng ma trận đường chéo:

▷ $[P(X)]_d = \begin{bmatrix} P(x_1) & 0 & \dots & 0 \\ 0 & P(x_2) & \dots & 0 \\ 0 & 0 & \dots & P(x_m) \end{bmatrix}$

▷ $[P(X, Y)] = [P(X)]_d [P(Y|X)]$

▷ $P(X, Y)$ là ma trận xác suất kết hợp và $P(x_i, y_j)$ là xác suất kết hợp của việc phát x_i và nhận được y_j .

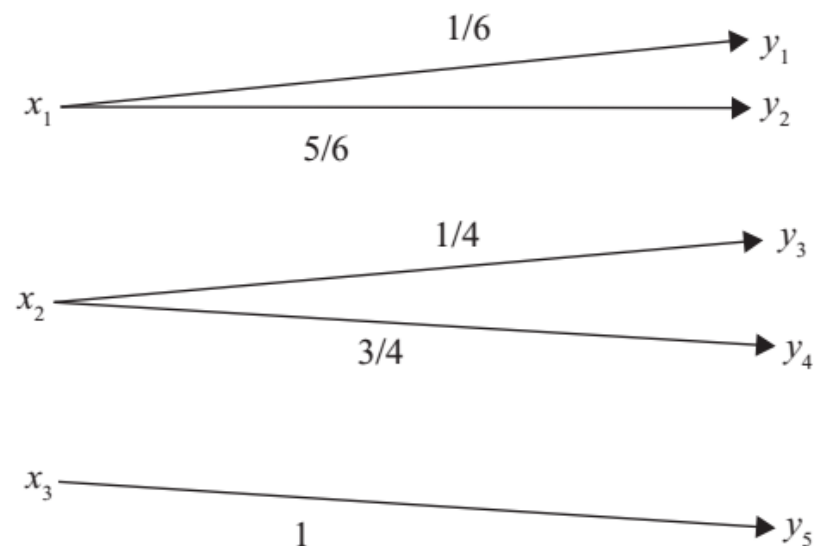
$$[P(Y|X)] = \begin{bmatrix} P(y_1/x_1) & P(y_2/x_1) & \dots & P(y_n/x_1) \\ P(y_1/x_2) & P(y_2/x_2) & \dots & P(y_n/x_2) \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ P(y_1/x_m) & P(y_2/x_m) & \dots & P(y_n/x_m) \end{bmatrix}$$

Các kênh đặc biệt

- ▶ **Kênh không tổn thất:** là kênh chỉ chứa một thành phần khác 0 trong mỗi cột của ma trận kênh.
- ▶ Trong kênh này, không có thông tin nguồn nào bị mất trong quá trình truyền.

▶ Ví dụ:

$$[P(Y|X)] = \begin{bmatrix} 1/6 & 5/6 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1/4 & 3/4 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix}$$

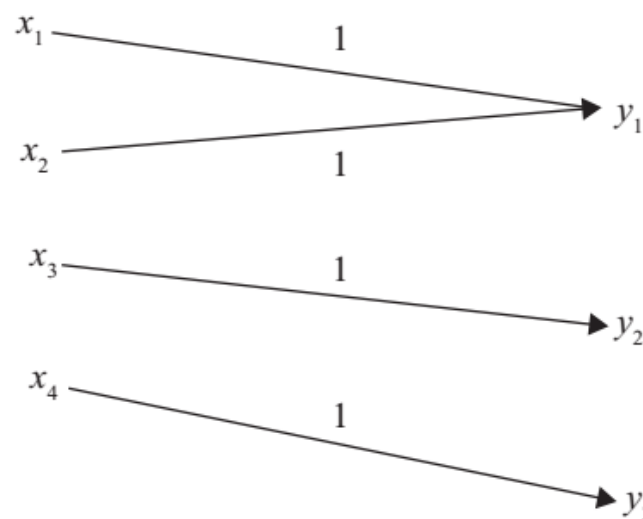


Các kênh đặc biệt

- ▶ **Kênh xác định:** là kênh mà ma trận kênh chỉ chứa một thành phần khác 0 trong mỗi hàng.
- ▶ Bởi vì mỗi hàng chỉ có một thành phần khác 0 nên thành phần này phải bằng 1. Điều này nghĩa là khi một ký tự đầu vào được truyền qua kênh, ta luôn biết sẽ nhận được ký tự đầu ra nào.

▶ Ví dụ:

▶
$$[P(Y|X)] = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 \end{bmatrix}$$

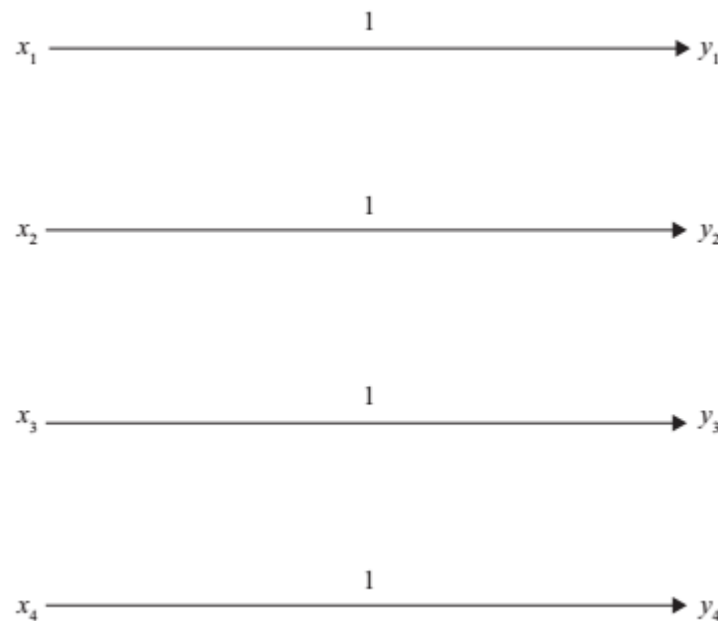


Các kênh đặc biệt

- ▶ Kênh không nhiễu: là kênh thỏa mãn điều kiện là kênh không tổn hao và là kênh xác định.
- ▶ Ma trận kênh chỉ có một thành phần ở mỗi hàng và mỗi cột, và thành phần này phải bằng 1.

Ví dụ:

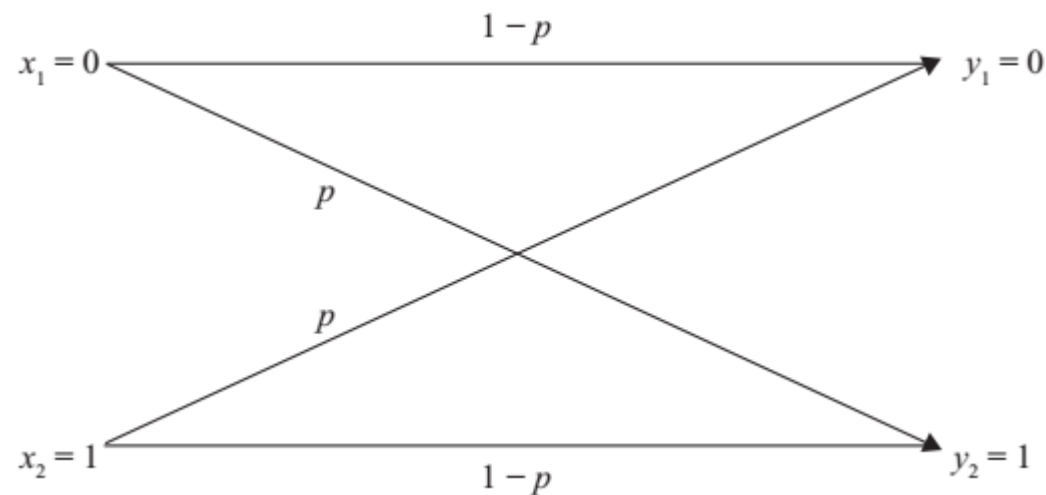
- ▶
$$[P(Y|X)] = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix}$$



Các kênh đặc biệt

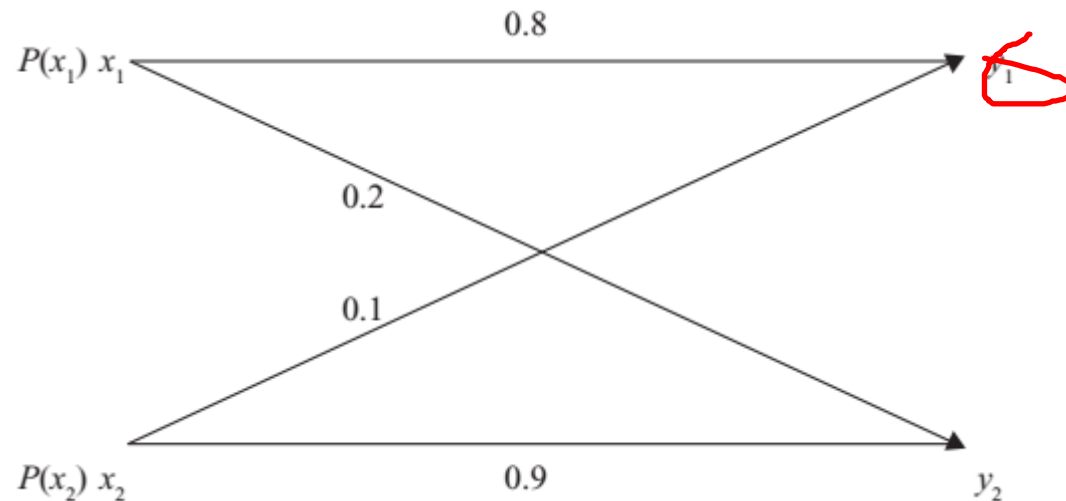
- ▶ **Kênh nhị phân đối xứng (BSC):** là kênh được mô tả bởi hình dưới đây.
- ▶ Kênh có hai đầu vào và hai đầu ra. Kênh được gọi là *đối xứng* vì xác suất chuyển sai từ 0 đầu vào thành 1 đầu ra bằng xác suất chuyển sai từ 1 đầu vào thành 0 đầu ra.

- ▶
$$[P(Y|X)] = \begin{bmatrix} 1-p & p \\ p & 1-p \end{bmatrix}.$$



Ví dụ 2.6

- ▶ Cho kênh nhị phân như mô tả trong hình dưới đây, hãy tìm:
- ▶ (a) Ma trận kênh
- ▶ (b) $P(y_1)$ và $P(y_2)$ khi $P(x_1) = P(x_2) = 0,5$.
- ▶ (c) Các xác suất kết hợp $P(x_1, y_2)$ và $P(x_2, y_1)$ khi $P(x_1) = P(x_2) = 0,5$.



\checkmark CC
4/12

Ví dụ 2.7

- ▶ Cho kênh được mô tả bởi ma trận kênh:
- ▶ $[P(Y|X)] = \begin{bmatrix} 1-p & p & 0 \\ 0 & p & 1-p \end{bmatrix}$
- ▶ (a) Vẽ sơ đồ kênh tương ứng
- ▶ (b) Nếu nguồn tạo ra các đầu vào có xác suất như nhau, tìm các xác suất liên quan đến đầu ra của kênh với $p=0,2$.

ENTROPY KẾT HỢP VÀ ENTROPY CÓ ĐIỀU KIỆN

Tập xác suất hoàn chỉnh

- Xét một kênh có đầu vào và đầu ra tạo thành hai tập sự kiện $[X] = [x_1, x_2, \dots, x_m]$ và $[Y] = [y_1, y_2, \dots, y_n]$ với không gian mẫu S_1 và S_2 .
- Mỗi sự kiện x_i của S_1 tạo nên một sự kiện y_j của S_2 .
- Tập sự kiện hoàn chỉnh trong không gian mẫu tích $S = (S_1 S_2)$ là:
- $[XY] = \begin{bmatrix} x_1 y_1 & x_1 y_2 & \dots & x_1 y_n \\ x_2 y_1 & x_2 y_2 & \dots & x_2 y_n \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ x_m y_1 & x_m y_2 & \dots & x_m y_n \end{bmatrix}$

Tập xác suất hoàn chỉnh

- Tập xác suất được gọi là hoàn chỉnh nếu tổng các xác suất bằng 1.
- Ta có 3 sơ đồ xác suất hoàn chỉnh:
- $P(X) = [P(x_j)]$; $P(Y) = [P(y_k)]$; $P(X, Y) = [P(x_j, y_k)]$

Entropy biên của X	<u>$H(X) = - \sum_{j=1}^m P(x_j) \cdot \log P(x_j)$</u>	<u>$P(x_j) = \sum_{k=1}^n P(x_j, y_k)$</u>
Entropy biên của Y	$H(Y) = - \sum_{k=1}^n P(y_k) \cdot \log P(y_k)$	$P(y_k) = \sum_{j=1}^m P(x_j, y_k)$
Entropy kết hợp của X và Y	$H(X, Y) = - \sum_{j=1}^m \sum_{k=1}^n P(x_j, y_k) \cdot \log P(x_j, y_k)$	

Entropy có điều kiện

- ▷ $H(X)$: sự không chắc chắn trung bình của đầu vào kênh
- ▷ $H(Y)$: sự không chắc chắn trung bình của đầu ra kênh
- ▷ $H(X,Y)$: sự không chắc chắn trung bình của kênh truyền tổng thể
- ▷ $[X|y_k] = [x_1|y_k \quad x_2|y_k \quad \dots \quad x_m|y_k]$
- ▷ Khi đó: $P(X|y_k) = [P(x_1|y_k) \quad P(x_2|y_k) \quad \dots \quad P(x_m|y_k)]$
- ▷
$$= \left[\frac{P(x_1, y_k)}{P(y_k)} \quad \frac{P(x_2, y_k)}{P(y_k)} \quad \dots \quad \frac{P(x_m, y_k)}{P(y_k)} \right]$$
- ▷ Do $P(x_1, y_k) + P(x_2, y_k) + \dots + P(x_m, y_k) = P(y_k)$
- ▷ Nên: $\sum_{j=1}^m P(x_j|y_k) = 1$
- ▷ Vậy $[X|y_k]$ được coi là một tập xác suất hoàn chỉnh.

Entropy có điều kiện

$$H(X|y_k) = - \sum_{j=1}^m P(x_j|y_k) \cdot \log P(x_j|y_k)$$

- Lấy trung bình của entropy có điều kiện với tất cả các giá trị có thể có của y_k , ta có giá trị entropy có điều kiện trung bình của hệ thống:

- $H(X|Y) = \overline{H(X|y_k)} = \sum_{k=1}^n P(y_k) H(X|y_k)$
- $= - \sum_{k=1}^n P(y_k) \sum_{j=1}^m P(x_j|y_k) \cdot \log P(x_j|y_k)$

$$H(X|Y) = - \sum_{j=1}^m \sum_{k=1}^n P(x_j, y_k) \cdot \log P(x_j|y_k)$$

Tương tự:

$$H(Y|X) = - \sum_{j=1}^m \sum_{k=1}^n P(x_j, y_k) \cdot \log P(y_k|x_j)$$

Ý nghĩa của entropy có điều kiện

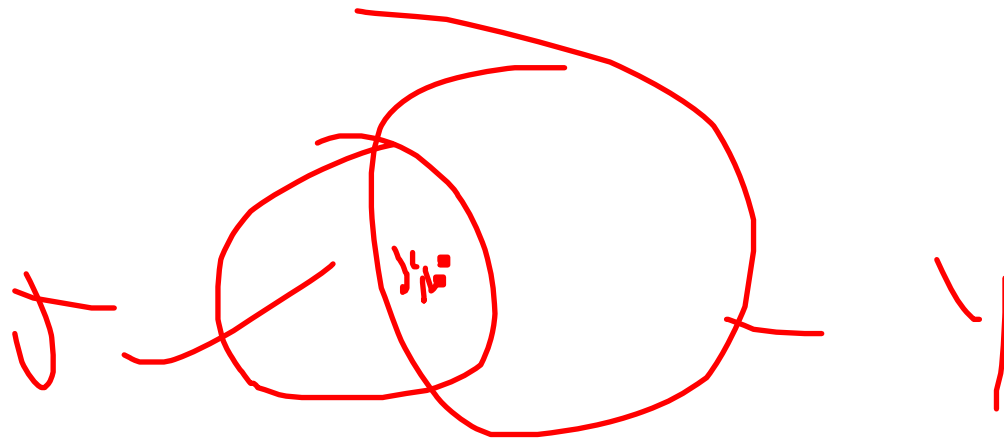
- ▷ $H(X|Y)$ và $H(Y|X)$ là entropy có điều kiện trung bình hay gọi đơn giản là entropy có điều kiện.
- ▷ $H(X|Y)$ đo sự không chắc chắn trung bình còn lại về đầu vào kênh sau khi đã quan sát đầu ra kênh.
- ▷ $H(Y|X)$ là sự không chắc chắn trung bình của đầu ra kênh khi X đã được truyền; nó cung cấp phép đo sai lỗi hoặc nhiễu.
- ▷ Vậy có 5 đại lượng entropy:

$H(X), H(Y), H(X,Y); H(X|Y)$ và $H(Y|X)$

46 > 16

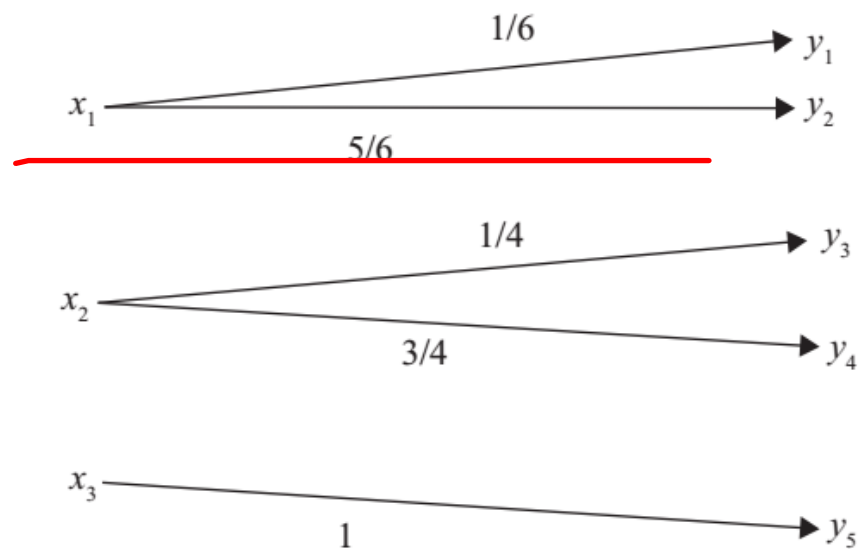
Ví dụ 2.8

- ▶ Chứng minh rằng
- ▶ (a) $H(X,Y) = H(X|Y) + H(Y)$
- ▶ (b) $H(X,Y) = H(Y|X) + H(X)$



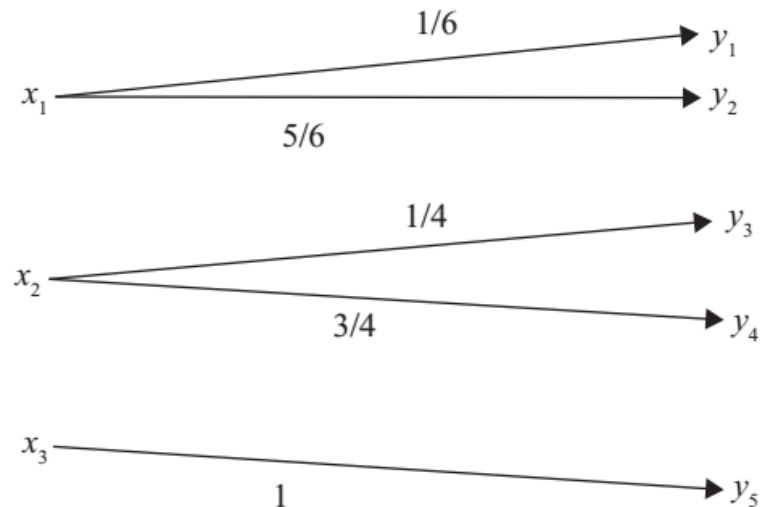
Ví dụ 2.9

- Đối với kênh không tổn thất (ví dụ như hình dưới đây), chứng minh rằng $H(X|Y)=0$



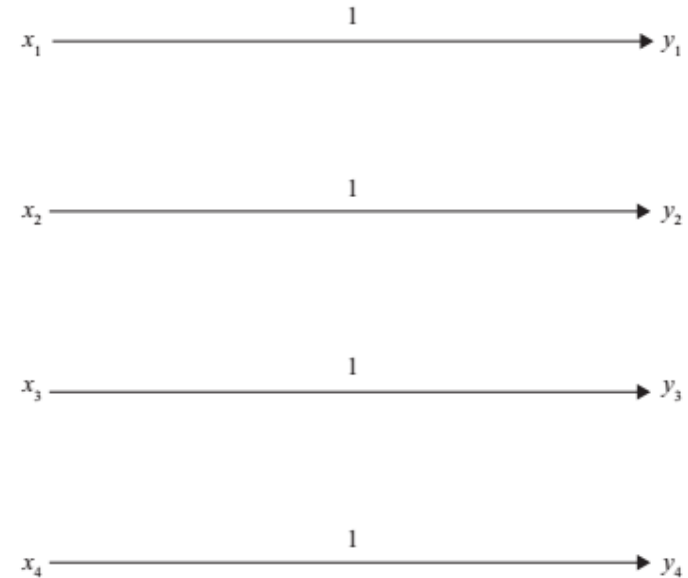
Giải

- ▷ Đối với một kênh không tổn thất, khi nhận được đầu ra y_j , rõ ràng sẽ biết được x_i nào được truyền.
- ▷ $P(x_i|y_j) = 1$ hoặc 0
- ▷ Do đó:
- ▷ $H(X|Y) = -\sum_{j=1}^m \sum_{k=1}^n P(x_j, y_k) \cdot \log P(x_j|y_k) = 0$



Ví dụ 2.10

- ▶ Đối với kênh không nhiễu (ví dụ như hình dưới đây) với m ký tự đầu vào và m ký tự đầu ra, chứng minh rằng:
- ▶ (a) $H(X) = H(Y)$
- ▶ (b) $H(Y|X)=0$



Giải

- ▷ (a) Đối với kênh không nhiễu, xác suất chuyển được cho bởi:

- ▷
$$P(y_j|x_i) = \begin{cases} 1 & i = j \\ 0 & i \neq j \end{cases}$$

- ▷ Vì vậy:
$$P(x_i, y_j) = P(y_j|x_i)P(x_i) = \begin{cases} P(x_i) & i = j \\ 0 & i \neq j \end{cases}$$

- ▷ Và
$$P(y_j) = \sum_{i=1}^m P(x_i, y_j) = P(x_j)$$

- ▷ Do đó:
$$H(Y) = -\sum_{j=1}^m P(y_j) \cdot \log P(y_j) = -\sum_{j=1}^m P(x_j) \cdot \log P(x_j) = H(X)$$

- ▷ (b)
$$H(Y|X) = -\sum_{j=1}^m \sum_{k=1}^m P(x_j, y_k) \cdot \log P(y_k|x_j)$$

- ▷
$$= -\sum_{j=1}^m P(x_j) \sum_{k=1}^m \log P(y_k|x_j)$$

- ▷
$$= -\sum_{j=1}^m P(x_j) \log 1 = 0$$

THÔNG TIN TƯỞNG HỒ



Thông tin tương hỗ

7/1

x_j

y_k

Xác suất tiên nghiệm $P(x_j)$

Độ bất định tiên nghiệm $-\log P(x_j)$

Xác suất hậu nghiệm $P(x_j|y_k)$

Độ bất định hậu nghiệm $-\log P(x_j|y_k)$

Lượng thông tin $I(x_j; y_k)$ thu được về x_j sau khi nhận y_k chính là mức giảm độ bất định:

$$\begin{aligned} I(x_j; y_k) &= \text{Độ bất định tiên nghiệm} - \text{Độ bất định hậu nghiệm} \\ &= -\log P(x_j) - [-\log P(x_j|y_k)] \\ &= \log \frac{P(x_j|y_k)}{P(x_j)} = \log \frac{P(x_j|y_k) \cdot P(y_k)}{P(x_j)P(y_k)} = \log \frac{P(x_j, y_k)}{P(x_j)P(y_k)} \\ &= \log \frac{P(y_k|x_j)}{P(y_k)} = I(y_k; x_j) \end{aligned}$$

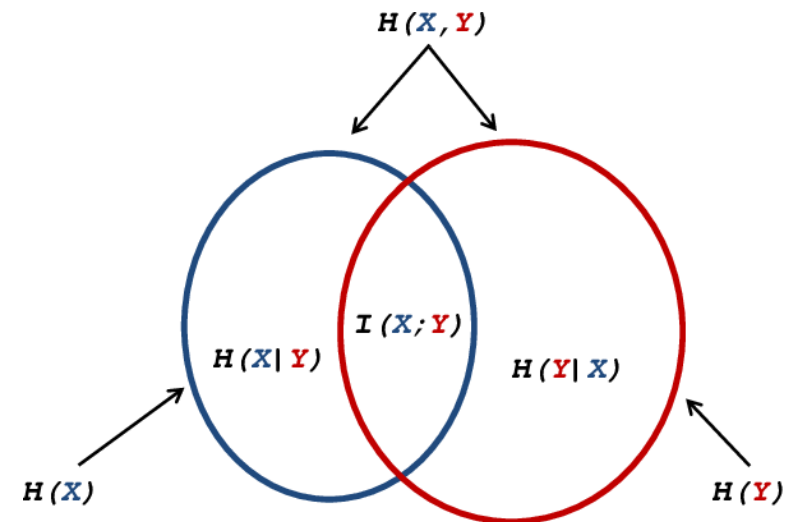
Thông tin tương hỗ

- ▶ Trung bình của lượng thông tin $I(x_j; y_k)$ được gọi là thông tin tương hỗ:

- ▶ $I(X; Y) = E[I(x_j; y_k)] = \sum_{j=1}^m \sum_{k=1}^n P(x_j; y_k) \cdot I(x_j; y_k)$
- ▶ $= \sum_{j=1}^m \sum_{k=1}^n P(x_j; y_k) \cdot \log \frac{P(x_j|y_k)}{P(x_j)}$
- ▶ $= \sum_{j=1}^m \sum_{k=1}^n P(x_j; y_k) \cdot [\log P(x_j|y_k) - \log P(x_j)]$
- ▶ $= H(X) - H(X|Y)$
- ▶ $I(Y; X) = H(Y) - H(Y|X)$

Tính chất của lượng thông tin tương hỗ

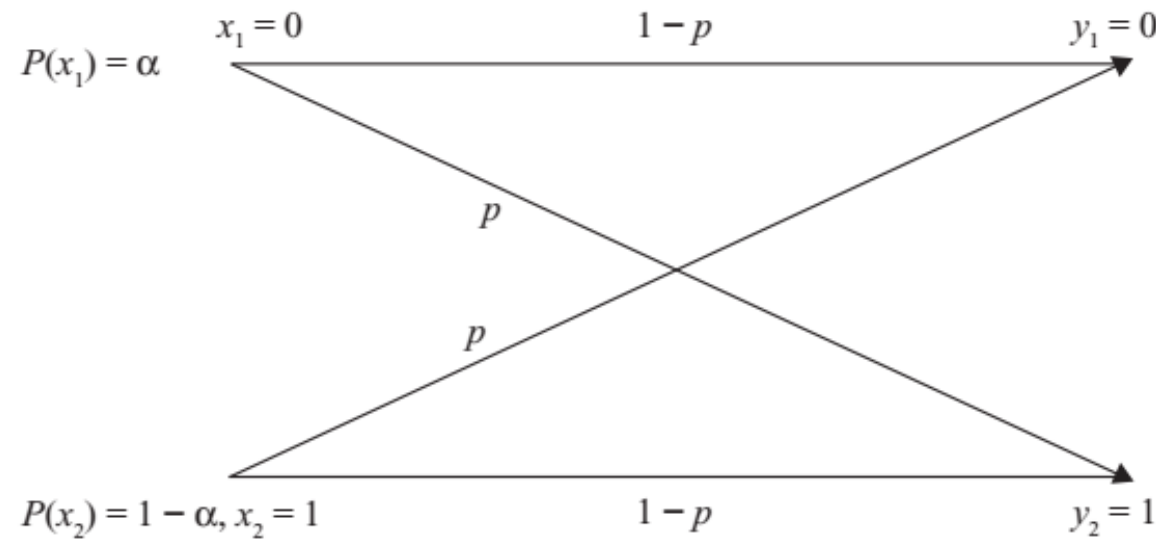
1. $I(X;Y) \geq 0$
2. Thông tin tương hỗ có tính chất đối xứng; $I(X;Y) = I(Y;X)$
3. $I(X;Y) = H(X) - H(X|Y) = H(Y) - H(Y|X)$
4. $I(X;Y) = H(X) + H(Y) - H(X,Y)$



Lược đồ Venn

Ví dụ 2.11

- ▶ Xét một kênh rời rạc đối xứng với $P(x_1) = \alpha$.
- ▶ (a) Chứng minh rằng: $I(X; Y) = H(Y) + p \log p + (1 - p) \log(1 - p)$
- ▶ (b) Tính $I(X; Y)$ với $\alpha = 0,5$ và $p = 0,1$
- ▶ (c) Tính $I(X; Y)$ với $\alpha = 0,5$ và $p = 0,5$ và thảo luận về kết quả.



Bài tập

- Một nguồn nhị phân độc lập với phân bố xác suất nguồn là 0,25 và 0,75 được truyền trên kênh nhị phân đối xứng với xác suất chuyển sai $p = 0,2$. Tính các đại lượng $H(X/Y)$ và $I(X;Y)$.

Xét một kênh rời rạc nhị phân đối xứng không nhớ có ma trận kênh cho như sau:

$\begin{pmatrix} 1-\varepsilon & \varepsilon \\ \varepsilon & 1-\varepsilon \end{pmatrix}$. Biết đầu vào kênh là một nguồn rời rạc nhị phân không nhớ

$X = \{0,1\}$ với $p(0) = 1/2$, đầu ra kênh là một nguồn rời rạc nhị phân không nhớ

$Y = \{0,1\}$.

a. Hãy tính $H(X)$, $H(Y)$, $H(X,Y)$ và $I(X,Y)$.

b. Xác định các giá trị của ε để dung lượng của kênh đạt cực đại, và cực tiểu.

Cho sơ đồ một kênh rời rạc không nhớ (DMC) trong đó nguồn phát X gồm hai tin

- x_1 và x_2 ; nguồn Y gồm hai tin y_1 và y_2 . Biết $p(x_1) = 1/2$, $p(y_1/x_1) = 1$, $p(y_1/x_2) = \alpha$, $p(y_2/x_1) = 0$, $p(y_2/x_2) = 1 - \alpha$.

a. Hãy tính $H(X)$, $H(Y)$, $H(X,Y)$.

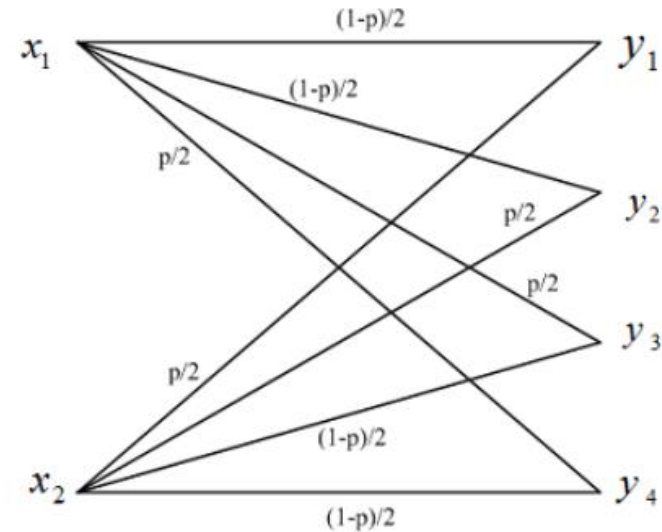
b. Tìm điều kiện của α để $H(Y)$ đạt giá trị cực đại. Khi đó, giá trị của $I(X,Y)$ bằng bao nhiêu (dẫn giải một cách chi tiết nhất có thể để có được kết quả đó).

Bài tập

Các tín hiệu x_1 và x_2 có xác suất xuất hiện tiên nghiệm tương ứng là $p(x_1) = 3/4$ và $p(x_2) = 1/4$ được truyền theo kênh nhị phân rời rạc đối xứng không nhớ có nhiễu có xác suất chuyển sai $p_e = 1/8$. Tính:

- Lượng tin tức riêng có điều kiện $I(x_2 / y_2)$
- Lượng tin tức chéo $I(x_2; y_2)$
- Các đại lượng $H(X / y_1)$, $H(X)$, $H(X, Y)$, $H(X / Y)$, $I(X; Y)$

Cho sơ đồ kênh như hình vẽ. Biết $p(x_1) = 2/3$, hãy tính các đại lượng $H(X)$, $H(Y)$, $H(X, Y)$, $H(X/Y)$, $H(Y/X)$, $I(X, Y)$.



DUNG LƯỢNG KÊNH

Định nghĩa

- ▷ **Dung lượng kênh** của một kênh không nhớ rời rạc được định nghĩa là maximum của thông tin tương hỗ. Vì vậy, dung lượng kênh C được xác định bởi biểu thức:

$$C = \max_{\{P(x_j)\}} I(X; Y) \text{ bit/bản tin}$$

- ▷ Nếu có r bản tin được truyền trong 1s, tốc độ truyền tin cực đại trong 1s là rC (bit/s). Đại lượng này được gọi là dung lượng kênh trong 1s **hay khả năng thông qua của kênh**:

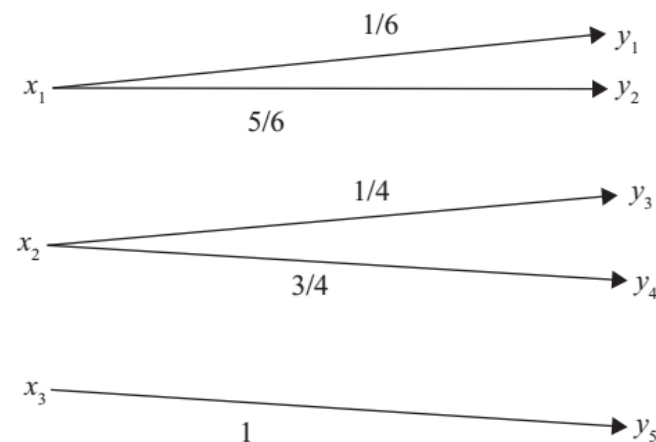
$$C' = rC \text{ (bit/s)}$$

Các kênh đặc biệt

▷ Kênh không tổn thất:

Đối với kênh không tổn thất: $H(X|Y)=0$

Vì vậy: $I(X;Y)= H(X) - H(X|Y) = H(X)$



Do đó, thông tin tương hỗ bằng với entropy của nguồn phát và không có thông tin vào bị mất trong quá trình truyền.

Khi đó, dung lượng kênh của kênh không tổn thất là:

$$C = \max_{\{P(x_j)\}} I(X;Y) = \log_2 M \text{ (bit/bản tin)}$$

M là số lượng bản tin chứa trong nguồn X

Các kênh đặc biệt

▷ Kênh xác định:

Đối với kênh xác định: $H(Y|X)=0$ đối với tất cả các phân phối đầu vào của $P(x_j)$.

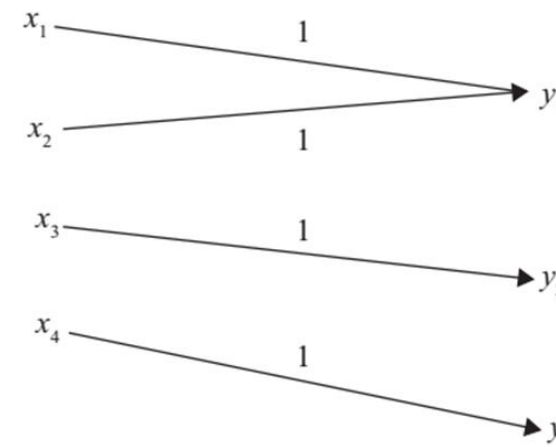
Vì vậy: $I(X;Y) = H(Y) - H(Y|X) = H(Y)$

Do đó, thông tin tương hỗ bằng với entropy của đầu ra.

Khi đó, dung lượng kênh của kênh xác định là:

$$C = \max_{\{P(x_j)\}} I(X;Y) = \max_{\{P(x_j)\}} H(Y) = \log_2 n \text{ (bit/bản tin)}$$

n là tổng số bản tin nhận được.



Các kênh đặc biệt

- ▷ Kênh không nhiễu:
- ▷ Kênh không nhiễu vừa là kênh không tổn thất vừa là kênh xác định.

Vì vậy: $I(X;Y) = H(X) = H(Y)$

Khi đó, dung lượng kênh của kênh không nhiễu là:

$$C = \max_{\{P(x_j)\}} I(X; Y) = \log_2 M = \log_2 n \text{ (bit/bản tin)}$$



Các kênh đặc biệt

▷ Kênh nhị phân đối xứng (BSC):

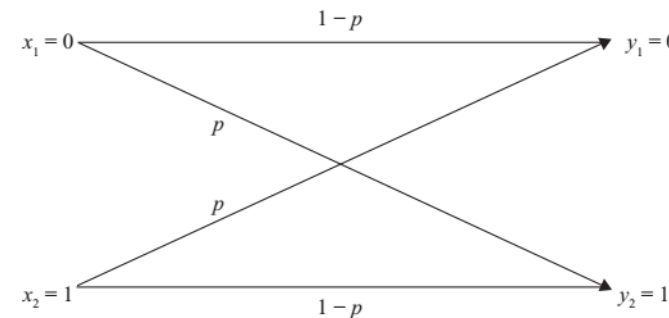
▷ Trong ví dụ 2.11 ta có:

▷ $I(X; Y) = H(Y) + p \log p + (1 - p) \log(1 - p)$

▷ Vì đầu ra là nhị phân nên $H(Y)_{\max} = \log 2 = 1$ khi $p(y_1) = p(y_2) = 0,5$.

Khi đó, dung lượng kênh của kênh BSC là:

$$C = \max_{\{P(x_j)\}} I(X; Y) = 1 + p \log p + (1 - p) \log(1 - p) \text{ (bit/bản tin)}$$



ĐỊNH LÝ MÃ HÓA KÊNH CỦA SHANNON

Định lý mã hóa kênh

- ▶ Hiệu năng của hệ thống truyền tin phụ thuộc vào nhiều tham số: độ rộng băng tần kênh, tỉ số tín hiệu/nhiều (SNR), xác suất lỗi bit...
- ▶ Định lý mã hóa kênh của Shannon quan tâm đến tốc độ truyền tin qua kênh truyền:
- ▶ (1) Cho một nguồn không nhớ rời rạc X với entropy $H(X)$ và tốc độ thông tin $r_s = \frac{1}{T_s}$ (bản tin/s). Với một kênh không nhớ rời rạc có dung lượng kênh C và tốc độ truyền $r_c = \frac{1}{T_c}$ (bản tin/s) thì nếu:

$$\frac{H(X)}{T_s} \leq \frac{C}{T_c} \text{ hay } r_s \cdot H(X) \leq r_c C$$

thì luôn tồn tại một hệ thống mã hóa sao cho các bản tin được truyền qua kênh có nhiễu và có thể khôi phục lại với xác suất lỗi nhỏ tùy ý.

- ▶ (2) Ngược lại nếu $\frac{H(X)}{T_s} \geq \frac{C}{T_c}$, không thể truyền tin qua kênh và khôi phục lại nó với xác suất lỗi nhỏ tùy ý.

stop

KÊNH LIÊN TỤC

Kênh liên tục

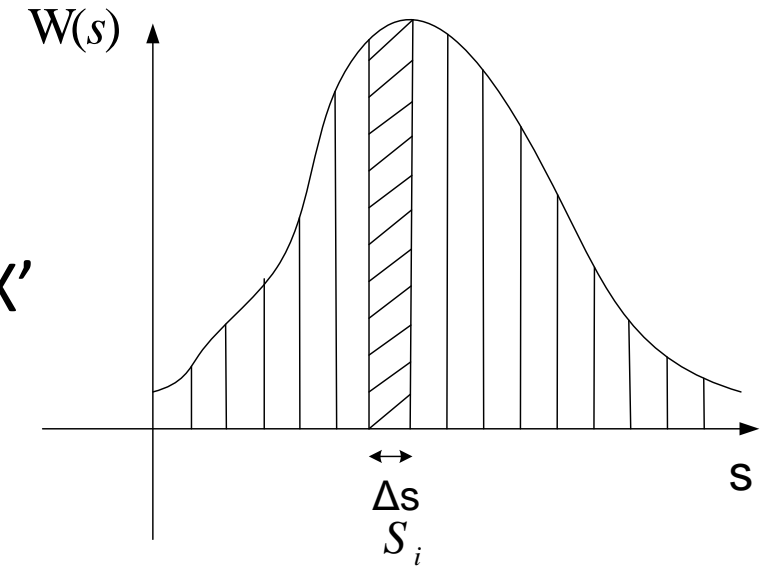
- ▶ Có nhiều hệ thống truyền tin (điều chế biên độ, điều chế tần số...) sử dụng nguồn liên tục và kênh liên tục.
- ▶ Trong phần này sẽ mở rộng khái niệm lý thuyết thông tin đã phát triển cho kênh rời rạc sang kênh liên tục.

Entropy vi phân

- Xét nguồn liên tục X có hàm mật độ xác suất (pdf) là $W(x)$.
- Nhắc lại:
 - $\int_{-\infty}^{\infty} W(x) dx = 1$
 - $m = \int_{-\infty}^{\infty} x \cdot W(x) dx$ - Trung bình của nguồn X
 - $\sigma_X^2 = \int_{-\infty}^{\infty} (x - m)^2 W(x) dx$ - Phương sai của nguồn X
 - Khi nguồn X có trung bình $m = 0$ thì: $\sigma_X^2 = \int_{-\infty}^{\infty} x^2 W(x) dx$

Entropy vi phân

- Chia x thành các đoạn nhỏ đều nhau Δx
- Nguồn X được rời rạc hóa thành nguồn rời rạc X'
- $X' = \{x_i, p(x_i)\}; p(x_i) = \Delta x \cdot W(x_i)$



$$H(X') = -\sum_{-\infty}^{\infty} p_i \log p_i = -\sum_{-\infty}^{\infty} W(x_i) \Delta x \log(W(x_i) \Delta x)$$

$$= -\sum_{-\infty}^{\infty} \Delta x \cdot W(x_i) \log W(x_i) - \sum_{-\infty}^{\infty} W(x_i) \Delta x \log \Delta x = -\sum_{-\infty}^{\infty} \Delta x \cdot W(x_i) \log W(x_i) - \log \Delta x$$

$$H(X) = \lim_{\Delta x \rightarrow 0} H(X') = \int_{-\infty}^{\infty} W(x) \log \frac{1}{W(x)} dx + \lim_{\Delta x \rightarrow 0} \log \frac{1}{\Delta x}$$

Entropy vi phân

$$H(X) = \lim_{\Delta x \rightarrow 0} H(X') = \int_{-\infty}^{\infty} W(x) \log \frac{1}{W(x)} dx + \lim_{\Delta x \rightarrow 0} \log \frac{1}{\Delta x}$$

- $\lim_{\Delta x \rightarrow 0} \log \frac{1}{\Delta x} = \infty$
- Số hạng thứ nhất phụ thuộc vào bản chất thống kê của nguồn. Do đó, chọn số hạng thứ nhất đặc trưng cho nguồn.
- Định nghĩa: Entropy vi phân (hay entropy tương đối) của nguồn liên tục X với hàm phân bố xác suất $W(x)$ là:

$$h(X) = - \int_{-\infty}^{\infty} W(x) \log W(x) dx = \int_{-\infty}^{\infty} W(x) \log \frac{1}{W(x)} dx$$

Ví dụ 2.12

- ▶ Tìm entropy vi phân $h(X)$ của biến ngẫu nhiên có phân bố đồng nhất:

- ▶
$$f(x) = \begin{cases} 1/b & 0 \leq x \leq b \\ 0 & x \text{ khác} \end{cases}$$

Entropy vi phân có điều kiện

- ▶ X và Y là các biến ngẫu nhiên với hàm mật độ xác suất kết hợp là $f(x, y)$ và hàm mật độ xác suất biên $f(x), f(y)$.
- ▶ Entropy có điều kiện trung bình của biến ngẫu nhiên liên tục X với điều kiện Y được định nghĩa là:
$$h(X|Y) = - \int_{-\infty}^{\infty} \int_{-\infty}^{\infty} f(x, y) \log f(x|y) dx dy$$
- ▶ Tương tự:
$$H(X|Y) = - \sum_{j=1}^m \sum_{k=1}^n P(x_j, y_k) \cdot \log P(x_j|y_k)$$
- ▶ $h(Y|X) = - \int_{-\infty}^{\infty} \int_{-\infty}^{\infty} f(x, y) \log f(y|x) dx dy$
- ▶ Thông tin tương hỗ:
$$H(Y|X) = - \sum_{j=1}^m \sum_{k=1}^n P(x_j, y_k) \cdot \log P(y_k|x_j)$$
- ▶ $I(X; Y) = \int_{-\infty}^{\infty} \int_{-\infty}^{\infty} f(x, y) \log \frac{f(x, y)}{f(x)f(y)} dx dy$

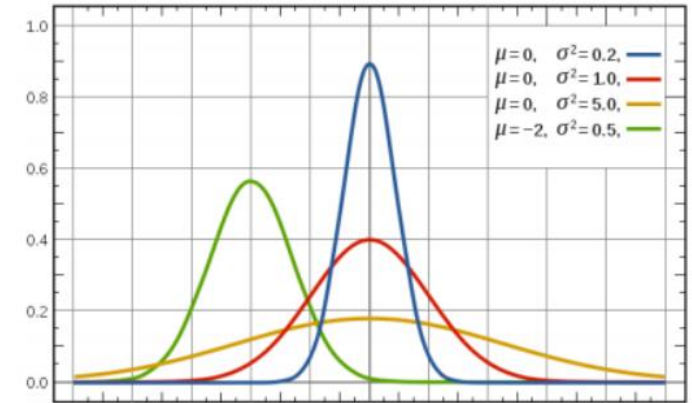
Nhiều Gauss

- ▷ Nhiều Gauss là nhiều có hàm mật độ xác suất là phân bố Gauss với trung bình 0 và phương sai σ^2 là:

- ▷
$$f(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma^2}} e^{-x^2/(2\sigma^2)}$$

- ▷ Khi đó entropy vi phân của nhiều Gauss là:

- ▷
$$\begin{aligned} h(X) &= - \int_{-\infty}^{\infty} f(x) \log f(x) dx = \int_{-\infty}^{\infty} f(x) \log\left(\frac{1}{f(x)}\right) dx \\ &= \int_{-\infty}^{\infty} f(x) \log(\sqrt{2\pi\sigma^2}) dx + \int_{-\infty}^{\infty} f(x) \log(e^{x^2/(2\sigma^2)}) dx \\ &= \log(\sqrt{2\pi\sigma^2}) \int_{-\infty}^{\infty} f(x) dx + \frac{\log e}{2\sigma^2} \int_{-\infty}^{\infty} f(x) x^2 dx \\ &= \log(\sqrt{2\pi\sigma^2}) \times 1 + \frac{\log e}{2\sigma^2} \sigma^2 = \log(\sqrt{2\pi\sigma^2}) + \log\sqrt{e} \\ &= \log \sqrt{2\pi\sigma^2 e} \text{ bit/bản tin} \end{aligned}$$



KHẢ NĂNG THÔNG QUA CỦA KÊNH GAUSS

- *Khả năng thông qua của kênh Gauss* trong trường hợp tín hiệu vào là hàm liên tục của thời gian liên tục với phổ hữu hạn F là:

▷
$$C' = F \log \left(1 + \frac{P}{N_0 F} \right) = F \log \left(1 + \frac{P}{P_n} \right)$$

Với N_0 : mật độ phổ công suất thực tế của nhiễu

P_n : công suất trung bình của nhiễu trong dải tần F .

P : công suất trung bình của tín hiệu hữu ích (tín hiệu phát)

- Nhận xét:
 - Khi $F \rightarrow 0$ thì $C' \rightarrow 0$
 - Khi $F \uparrow$ thì $C' \uparrow$
 - Khi $F \rightarrow \infty$ thì $C'_\infty = 1,443 \cdot \frac{P}{N_0}$

Ví dụ 2.13

- ▶ Tìm dung lượng của kênh điện thoại có độ rộng băng tần $B = 3$ kHz và $\text{SNR} = 40$ dB ($\text{SNR} = \text{Signal to Noise Ratio}$)

Ví dụ 2.14

- ▶ Chứng minh rằng dung lượng kênh của một kênh Gauss trắng cộng lý tưởng với độ rộng băng tần vô hạn được cho bởi:
- ▶
$$C_{max} = \frac{1}{\ln 2} \frac{S}{N_0} = 1,44 \cdot \frac{S}{N_0}$$
- ▶ Ở đó S và $\frac{S}{N_0}$ là công suất tín hiệu trung bình và mật độ phổ công suất của nhiễu Gauss trắng cộng tương ứng.

Bài tập

1. Một hình ảnh truyền hình đen trắng độ phân giải cao có 3×10^6 phần tử ảnh và 16 mức sáng khác nhau. Các ảnh được truyền tại tốc độ 24 ảnh/s. Tất cả các mức sáng có tần suất xảy ra như nhau và tất cả các phần tử ảnh độc lập với nhau. Tìm tốc độ thông tin trung bình của nguồn hình ảnh truyền hình này.
2. Một nguồn điện báo tạo ra hai ký hiệu, gạch ngang và dấu chấm. Khoảng thời gian của dấu chấm là 0,2s và khoảng thời gian của dấu gạch ngang gấp 2 lần của dấu chấm. Xác suất của dấu chấm gấp hai lần dấu gạch ngang và khoảng thời gian giữa các ký tự là 0,1s. Tìm tốc độ thông tin của nguồn điện báo.
3. Một kênh Gauss có độ rộng băng tần 1 MHz. Tính dung lượng kênh nếu tỷ lệ công suất tín hiệu trên mật độ phổ nhiễu (S/N_0) là 10^5 .

Bài tập

4. Một tín hiệu tương tự có độ rộng băng tần 3 kHz được lấy mẫu tại 1,5 lần tốc độ Nyquist. Các mẫu liên tiếp độc lập thống kê với nhau. Mỗi mẫu được lượng tử hóa thành một trong số 256 mức có xác suất như nhau.

- (a) Tìm tốc độ thông tin của nguồn
- (b) Liệu có thể truyền tin không lỗi cho nguồn qua một kênh Gauss trắng cộng với độ rộng băng tần 10 kHz và $\text{SNR} = 20 \text{ dB}$ hay không?
- (c) Tìm SNR tối thiểu cho việc truyền tin không lỗi ở câu b).
- (d) Xác định độ rộng băng tần yêu cầu cho kênh Gauss trắng cộng đối với việc truyền tin không lỗi khi $\text{SNR} = 20 \text{ dB}$.