

NGÂN HÀNG ĐỀ THI

Môn: LÝ THUYẾT THÔNG TIN

Số tín chỉ : 4

SỬ DỤNG CHO NGÀNH ĐIỆN TỬ - VIỄN THÔNG VÀ CÔNG NGHỆ THÔNG TIN
HỆ ĐẠI HỌC TỪ XA

CHƯƠNG I: NHỮNG VẤN ĐỀ CHUNG VÀ KHÁI NIỆM CƠ BẢN

1/ Chọn câu đúng sau :

- a Tin luôn được biểu diễn dưới dạng số
- b Tầm ảnh, bản nhạc, bức thư . . . không phải là các tin
- c Tin là một ánh xạ liên tục đến người nhận
- ☒ d Tin là dạng vật chất để biểu diễn hoặc thể hiện thông tin.

2/ Chọn phát biểu đúng trong những câu sau :

- ☒ a Thông tin là những tính chất xác định của vật chất mà con người nhận được từ thế giới vật chất bên ngoài
- b Thông tin không thể xuất hiện dưới dạng hình ảnh
- c Thông tin tồn tại một cách chủ quan, phụ thuộc vào hệ thụ cảm.
- d Thông tin không thể xuất hiện dưới dạng âm thanh

3/ Môn lý thuyết thông tin bao gồm việc nghiên cứu:

- a Vai trò của thông tin trong kỹ thuật
- ☒ b Các quá trình truyền tin và Lý thuyết mã hóa.
- c Lý thuyết toán xác suất ứng dụng trong truyền tin.
- d Cách chống nhiễu phi tuyến trong vô tuyến điện

4/ Chọn câu đúng nhất về nguồn tin

- ☒ a Nguồn tin là nơi sản ra tin
- b Nguồn tin là tập hợp các tin có xác suất và ký hiệu như nhau
- c Nguồn tin liên tục sinh ra tập tin rời rạc.
- d Nguồn tin rời rạc sinh ra tập tin liên tục.

5/ Chọn câu đúng nhất về đường truyền tin

- ☒ a Là môi trường Vật lý, trong đó tín hiệu truyền đi từ máy phát sang máy thu
- b Là môi trường Vật lý đảm bảo an toàn thông tin
- c Là môi trường Vật lý trong đó tín hiệu truyền đi từ máy phát sang máy thu không làm mất thông tin của tín hiệu.
- d Đường truyền tin chính là kênh truyền tin.

6/ Để biến đổi một tín hiệu liên tục theo biên độ và theo thời gian thành tín hiệu số, chúng ta cần thực hiện quá trình nào sau đây:

- ☒ a Rời rạc hóa theo trục thời gian và lượng tử hóa theo trục biên độ
- b Giải mã dữ liệu
- c Mã hóa dữ liệu.
- d Lượng tử hóa theo trục thời gian và rời rạc hóa theo trục biên độ

CHƯƠNG II: TÍN HIỆU VÀ NHIỀU

1/ Chọn câu đúng về tín hiệu:

- a Tín hiệu là một ánh xạ liên tục đến người nhận
- b Âm ảnh, bản nhạc, bức thư . . . không phải là các tín
- c Tín luôn được biểu diễn dưới dạng số
- ☒ d Tín hiệu là quá trình ngẫu nhiên .

2/ Chọn phát biểu đúng nhất về đặc trưng thống kê :

- ☒ a Đặc trưng cho các quá trình ngẫu nhiên chính là các quy luật thống kê và các đặc trưng thống kê
- b Kỳ vọng, phương sai, hàm tự tương quan, hàm tương quan là các quy luật thống kê
- c Các hàm phân bố và mật độ phân bố là những đặc trưng thống kê
- d Tín hiệu và nhiễu không phải là quá trình ngẫu nhiên theo quan điểm thống kê

3/ Chọn câu đúng nhất về hàm tự tương quan :

- a Hàm tự tương quan là quy luật thống kê thể hiện của quá trình ngẫu nhiên.
- b Hàm tự tương quan $R_x(t_1, t_2)$ luôn được tính bằng biểu thức sau
$$R_x(t_1, t_2) = M \left\{ [X(t) - m_x(t)]^2 \right\}$$
- ☒ c Hàm tự tương quan $R_x(t_1, t_2)$ đặc trưng cho sự phụ thuộc thống kê giữa hai giá trị ở hai thời điểm thuộc cùng một
- d Hàm tự tương quan $R_x(t_1, t_2)$ luôn bằng phương sai $D_x(t)$ với mọi t

4/ Việc biểu diễn một tín hiệu giải hẹp thành tổng của hai tín hiệu điều biên biến thiên chậm sẽ làm cho việc phân tích mạch vô tuyến điện dưới tác động của nó trở nên phức tạp

- a Đúng
- ☒ b Sai

5/ Người ta gọi tín hiệu giải rộng nếu bề rộng phổ của nó thỏa mãn bất đẳng thức sau:

$$\frac{\Delta\omega}{\omega_0} \geq 1$$

. Các tín hiệu điều tần, điều xung, điều xung cốt, manip tần số, manip pha,... là các tín hiệu giải rộng.

- a Sai
- ☒ b Đúng

6/ Chọn câu đúng về công thức xác định mật độ phổ công suất

- a $E_T = \int_{-\infty}^{\infty} x_T^2(t) dt = \frac{1}{2\pi} \int_{-\infty}^{\infty} |\dot{S}_T(\omega)|^2 d\omega$ là công thức xác định mật độ phổ công suất của các quá trình ngẫu nhiên.
- b $\frac{|\dot{S}_T(\omega)|^2}{T} = G_T(\omega)$ là công thức xác định mật độ phổ công suất của các quá trình ngẫu nhiên.
- ☒ c $G(\omega) = M\{G_x(\omega)\} = M \lim_{T \rightarrow \infty} \frac{|\dot{S}_T(\omega)|^2}{T}$ là công thức xác định mật độ phổ công suất của các quá trình ngẫu nhiên.

- d $G_x(\omega) = \lim_{T \rightarrow \infty} G_T(\omega) = \lim_{T \rightarrow \infty} \frac{|\dot{S}_T(\omega)|^2}{T}$ là công thức xác định mật độ phổ công suất của các quá trình ngẫu nhiên.

7/ Chọn câu đúng về công thức quan hệ giữa mật độ phổ công suất và hàm tự tương quan

- a $G_x(\omega) = \lim_{T \rightarrow \infty} G_T(\omega) = \lim_{T \rightarrow \infty} \frac{|\dot{S}_T(\omega)|^2}{T}$
- b $G(\omega) = M\{G_x(\omega)\} = M \lim_{T \rightarrow \infty} \frac{|\dot{S}_T(\omega)|^2}{T}$
- c $E_T = \int_{-\infty}^{\infty} x_T^2(t) dt = \frac{1}{2\pi} \int_{-\infty}^{\infty} |\dot{S}_T(\omega)|^2 d\omega$
- ☒ d $G(\omega) = \int_{-\infty}^{\infty} R(\tau) e^{-j\omega\tau} d\tau$

8/ Trong trường hợp hệ thống tuyến tính thụ động có suy giảm thì ở những thời điểm $t \gg t^0 = 0$ (thời điểm đặt tác động vào), quá trình ngẫu nhiên ở đầu ra sẽ được coi là dừng. Khi đó hàm tự tương quan và mật độ phổ công suất của quá trình ngẫu nhiên ở đầu ra sẽ liên hệ với nhau theo biểu thức sau :

$$R_{ra}(\tau) = \frac{1}{2\pi} \int_{-\infty}^{\infty} G_{ra}(\omega) e^{j\omega\tau} d\omega$$

- a Sai
- ☒ b Đúng

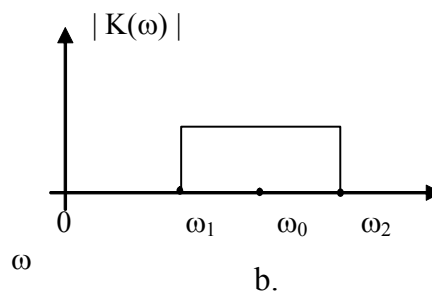
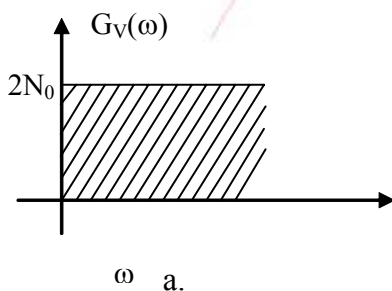
9/ $S_a^*(t)$ là hàm liên hợp phức của $S_a(t)$: $S_a(t) = x(t) + j\hat{x}(t)$ là tín hiệu giải tích.

Đường bao của tín hiệu giải tích có thể biểu diễn bằng công thức sau: $A(t) = \sqrt{S_a(t) \cdot S_a^*(t)}$

- a Sai
- ☒ b Đúng

10/ Một mạch vô tuyến điện tuyến tính có tham số không đổi và đặc tính truyền đạt dạng chữ nhật (hình dưới) chịu tác động của tạp âm trắng dừng. Tìm hàm tự tương quan của tạp âm ra theo công

thức $R_{ra}(\tau) = \frac{G_0}{2\pi} \int_0^{\infty} |\dot{K}(\omega)|^2 \cos\omega\tau d\omega$ ta được kết quả nào ?



- a** $R_{ra}(\tau) = \tau_{ra}^2 \frac{\sin \frac{\Delta\omega\tau}{2}}{\Delta\omega\tau/2} \cos\omega_0\tau$
- b** $R_{ra}(0) = \tau^2 = \frac{1}{2\pi} \int_{-\infty}^{\infty} G_{ra}(\omega) d\omega = P_{ra} = \frac{1}{2\pi} \int_{-\infty}^{\infty} |K(\omega)|^2 G_v(\omega) d\omega$
- c** $R_{ra}(\tau) = \frac{1}{2\pi} \int_{-\infty}^{\infty} G_{ra}(\omega) e^{j\omega\tau} d\omega$
- d** $R_{ra} = 0$

11/ Cho quá trình ngẫu nhiên dừng có biểu thức sau: $X(t) = A \cos(2\pi f_0 t + \varphi)$ Trong đó $A = \text{const}$, $f_0 = \text{const}$, φ là đại lượng ngẫu nhiên có phân bố đều trong khoảng $(-\pi, \pi)$.

Tính kỳ vọng $M\{X(t)\}$ theo công thức $M\{X(t)\} = \int_{-\pi}^{\pi} X(t) w(\varphi) d\varphi$ ta được giá trị nào dưới đây

- a** $M\{x(t)\} = 0$
- b** $M\{x(t)\} = 2$
- c** $M\{x(t)\} = 1$
- d** $M\{x(t)\} = -1$

12/ Cho quá trình ngẫu nhiên dừng có biểu thức sau: $X(t) = A \cos(2\pi f_0 t + \varphi)$ Trong đó $A = \text{const}$, $f_0 = \text{const}$, φ là đại lượng ngẫu nhiên có phân bố đều trong khoảng $(-\pi, \pi)$. Tính hàm tự tương quan $R(t_1, t_2)$ theo biểu thức $R(t_1, t_2) = M\{X(t) \cdot X(t + \tau)\}$ ta được giá trị nào dưới đây:

- a** $R(t_1, t_2) = A^2 \cos 2\pi f_0 \tau$
- b** $R(t_1, t_2) = 0$
- c** $R(t_1, t_2) = \frac{1}{2} A^2 \cos 2\pi f_0 \tau$
- d** $R(t_1, t_2) = -A^2 \cos 2\pi f_0 \tau$

13/ Tín hiệu điện báo ngẫu nhiên $X(t)$ nhận các giá trị $+a$; $-a$ với xác suất như nhau và bằng $1/2$. Còn

xác suất để trong khoảng τ có N bước nhảy là: $P(N, \tau) = \frac{(\lambda \tau)^N}{N!} e^{-\lambda \tau} \quad \tau > 0$

(theo phân bố Poisson). Từ các giả thiết trên tính được hàm tự tương quan $R_x(\tau) = a^2 e^{-2\lambda \tau}$. Khi đó

mật độ phổ công suất $G_x(\omega)$ của $X(t)$ được tính theo công thức $G_x(\omega) = 2 \int_0^{\infty} R_x(\tau) \cos \omega \tau d\tau$ ta được giá trị nào sau đây:

- a** $G_x(\omega) = \frac{4a^2 \lambda}{4\lambda^2 + \omega^2}$
- b** $G_x(\omega) = \frac{4a^2 + \lambda}{4\lambda^2 + \omega^2}$
- c** $G_x(\omega) = 0$

d $G_x(\omega) = \frac{4a^2\lambda}{4\lambda^2 - \omega^2}$

14/ Một quá trình ngẫu nhiên dừng có hàm tự tương quan: $R_x(\tau) = \sigma^2 e^{-\alpha|\tau|} \cos \omega_0 \tau$

Khi đó mật độ phổ công suất của các quá trình ngẫu nhiên trên là

a $G_x(\omega) = \alpha \tau^2 \left[\frac{2}{\alpha^2 + (\omega - \omega_0)^2} + \frac{2}{\alpha^2 + (\omega + \omega_0)^2} \right]$

b $G_x(\omega) = \alpha \tau^2 \left[\frac{2}{\alpha^2 + (\omega - \omega_0)^2} - \frac{2}{\alpha^2 + (\omega + \omega_0)^2} \right]$

c $G_x(\omega) = \alpha \tau^2 \left[\frac{1}{\alpha^2 + (\omega - \omega_0)^2} - \frac{1}{\alpha^2 + (\omega + \omega_0)^2} \right]$

d $G_x(\omega) = \alpha \tau^2 \left[\frac{1}{\alpha^2 + (\omega - \omega_0)^2} + \frac{1}{\alpha^2 + (\omega + \omega_0)^2} \right]$

HỌC VIỆN CÔNG NGHỆ BƯU CHÍNH VIỄN THÔNG

Km10 Đường Nguyễn Trãi, Hà Đông-Hà Tây
Tel: (04) 5541 221; Fax: (04) 5540 587
Website: <http://www.o-pit.edu.vn>; E-mail: dlhdx@o-pit.edu.vn

CHƯƠNG TRÌNH
ĐÀO TẠO ĐẠI HỌC TỪ XA
PTIT

CHƯƠNG 3: CƠ SỞ LÝ THUYẾT THÔNG TIN THỐNG KÊ

1/ Khái niệm lượng tin được định nghĩa dựa trên:

- a Năng lượng của tín hiệu mang tin
- ☒ b Độ bất định của tin
- c Ý nghĩa của tin
- d Năng lượng của tín hiệu mang tin và ý nghĩa của tin

2/ Chọn phát biểu đúng nhất về Entropy của nguồn tin, $H(X)$:

- ☒ a Là đại lượng đặc trưng cho độ bất định trung bình của nguồn tin
- b Được tính theo công thức $H(X) = \sum_{x \in X} P(x) \log P(x)$
- c Đạt cực tiểu khi nguồn là đẳng xác suất
- d Đạt cực đại khi nguồn là đẳng xác suất

3/ Chọn phát biểu sai về độ bất định

- a Độ bất định của phép chọn tỷ lệ nghịch với xác suất chọn một phần tử
- b Độ bất định gắn liền với bản chất ngẫu nhiên của phép chọn
- ☒ c Độ bất định của một phần tử có giá trị 1 bit khi xác suất chọn phần tử đó là 1
- d Độ bất định còn được gọi là lượng thông tin riêng của biến cố tin

4/ Entropy của nguồn rời rạc nhị phân $H(A) = -p \log p - (1-p) \log (1-p)$

Khi $p=1/2$ thì $H(A)$ đạt max Chọn câu đúng về $H(A)_{\max}$

- a $H(A)_{\max} = 3/2$ bit;
- b $H(A)_{\max} = 1/2$ bit;
- ☒ c $H(A)_{\max} = 1$ bit ;
- d $H(A)_{\max} = 0$

5/ Trong một trận thi đấu bóng đá Quốc tế, đội tuyển Việt Nam thắng đội tuyển Brazil, thông tin này có độ bất định là

- a bằng 0 ;
- ☒ b Vô cùng lớn
- c nhỏ hơn 0;
- d lớn hơn 0

6/ Học sinh A có thành tích 12 năm liên đạt danh hiệu học sinh giỏi, học sinh B lực học kém Thi tốt nghiệp phổ thông trung học, học sinh A trượt, học sinh B đỗ thủ khoa Thông tin về học sinh B đỗ thủ khoa, học sinh A trượt có độ bất định là:

- a bằng 0 ;
- ☒ b Vô cùng lớn
- c nhỏ hơn 0;
- d lớn hơn 0

7/ Chọn ngẫu nhiên một trong các số từ 0 đến 7 có xác suất như nhau Khi đó xác suất của số được chọn ngẫu nhiên là:

- a 7
- ☒ b $1/8$
- c 8
- d -7

8/ Một thiết bị vô tuyến điện gồm 16 khối có độ tin cậy như nhau và được mắc nối tiếp. Giả sử có một khối nào đó bị hỏng, khi đó xác suất của một khối hỏng là:

- ☒ a) 1/16
- ☐ b) 16
- ☐ c) -16
- ☐ d) -1/16

9/ Bộ tú lơ khơ 52 quân (không kể făng teo), A rút ra một quân bài bất kỳ. Xác suất về quân bài mà A đã rút là:

- ☒ a) Bằng 1/52
- ☐ b) Nhỏ hơn 5
- ☐ c) Lớn hơn 5 nhỏ hơn 6
- ☐ d) Bằng 1/52

10/ Chọn câu sai trong các câu sau :

- ☐ a) Độ bất định sẽ trở thành thông tin khi nó bị thủ tiêu
- ☐ b) Độ bất định chính là thông tin
- ☒ c) Lượng thông tin = độ bất định tiên nghiệm + độ bất định hậu nghiệm
- ☐ d) Lượng thông tin = độ bất định tiên nghiệm - độ bất định hậu nghiệm

11/ Chọn câu đúng sau :

- ☒ a) Lượng thông tin = thông tin tiên nghiệm - thông tin hậu nghiệm
- ☐ b) Thông tin hậu nghiệm chính là thông tin riêng
- ☐ c) Lượng thông tin = thông tin hậu nghiệm - thông tin tiên nghiệm
- ☐ d) Lượng thông tin = thông tin tiên nghiệm + thông tin hậu nghiệm

12/ Chọn câu sai trong các câu sau :

- ☒ a) Thông tin tiên nghiệm (ký hiệu $I(x_k)$) được xác định theo công thức sau: $I(x_k) = \log P(x_k)$;
- ☐ b) Thông tin tiên nghiệm còn gọi là lượng thông tin riêng;
- ☐ c) Thông tin tiên nghiệm (ký hiệu $I(x_k)$) được xác định theo công thức sau: $I(x_k) = -\log P(x_k)$;
- ☐ d) Thông tin tiên nghiệm còn gọi là lượng thông tin riêng được xác định theo công thức sau :
$$I(x_k) = \log \frac{1}{P(x_k)};$$

13/ $I(x_k, y_l)$ là lượng thông tin chéo về x_k do y_l mang lại được tính bằng công thức nào sau đây :

- ☒ a) $\log \frac{1}{P(x_k)} - \log \frac{1}{P(x_k / y_l)}$
- ☐ b) $I(y_l) - I(y_l / x_k)$
- ☐ c) $\log \frac{1}{P(x_k)} - \log P(x_k / y_l)$
- ☐ d) $\log \frac{P(y_l / x_k)}{P(y_l)}$

14/ $I(x_k / y_l) = -\log p(x_k / y_l)$ là thông tin hậu nghiệm về x_k $p(x_k / y_l) = 1$ khi việc truyền tin không bị nhiễu. Chọn câu sai trong những câu về $I(x_k / y_l)$ dưới đây:

- ☐ a) $I(x_k / y_l) = 0$ khi kênh không có nhiễu
- ☐ b) $I(x_k / y_l)$ là lượng tin bị mất đi do nhiễu
- ☐ c) $I(x_k / y_l)$ là lượng tin có điều kiện
- ☒ d) $I(x_k / y_l) = 1/2$ khi kênh không có nhiễu

15/ $I(x_k / y_l)$ là thông tin hậu nghiệm về x_k $p(x_k / y_l) = 1$ khi việc truyền tin không bị nhiễu. Chọn câu sai trong những câu về $I(x_k / y_l)$ dưới đây:

- a $I(x_k / y_l)$ là lượng tin bị tổn hao do nhiễu
- b $I(x_k / y_l) = 0$ khi kênh không có nhiễu
- ☒ c $I(x_k / y_l) > 1/2$ khi kênh không có nhiễu
- d $I(x_k / y_l)$ là lượng thông tin về x_k khi đã biết y_l

16/ $I(x_k / y_l)$ là lượng thông tin riêng của x_k khi đã biết y_l và $I(x_k / y_l) = 0$ khi không có nhiễu. Câu này đúng hay sai?

- ☒ a Đúng
- b Sai

17/ Chọn câu sai trong những câu sau:

- a Lượng tin còn lại của x_k sau khi đã nhận được y_l ký hiệu là $I(x_k / y_l)$
- ☒ b $I(x_k, y_l)$ là lượng tin riêng của x_k và y_l
- c Lượng tin $I(x_k)$ là lượng tin ban đầu của x_k
- d Lượng tin $I(x_k)$ là lượng tin ban đầu của x_k , Lượng tin còn lại của x_k sau khi đã nhận được y_l ký hiệu là $I(x_k / y_l)$

18/ Cho tin x_i có xác suất là $P(x_i) = 0,5$, lượng tin riêng $I(x_i)$ của tin này bằng các đại lượng nào dưới đây:

- a 4 bit
- ☒ b 1 bit
- c $1/4$ bit
- d 2 bit

19/ Cho tin x_i có xác suất là $P(x_i) = 1/4$, lượng tin riêng $I(x_i)$ của tin này bằng các đại lượng nào dưới đây:

- ☒ a 2 bit
- b 4 bit
- c 3 bit
- d $1/2$ bit
- e $1/4$ bit

20/ Cho tin x_i có xác suất là $P(x_i) = 1/8$, lượng tin riêng $I(x_i)$ của tin này bằng các đại lượng nào dưới đây:

- a 5 bit
- ☒ b 3 bit
- c 4 bit
- d $1/4$ bit

21/ Cho tin x_i có xác suất là $P(x_i) = 1/16$, lượng tin riêng $I(x_i)$ của tin này bằng các đại lượng nào dưới đây:

- a $1/4$ bit
- b 2 bit
- c 3 bit
- ☒ d 4 bit

22/ Cho tin x_i có xác suất là $P(x_i) = 1/27$, lượng tin riêng $I(x_i)$ của tin này bằng các đại lượng nào dưới đây:

- a $2\log 7$ bit
- b $\log 1/9$ bit;
- ☒ c $\log 27$ bit;
- d $\log 1/27$ bit;

23/ Cho tin x_i có xác suất là $P(x_i) = 1/9$, lượng tin riêng $I(x_i)$ của tin này bằng các đại lượng nào dưới đây :

- a $\log 9$ bit
- b $\log 1/3$ bit
- ☒ c $2\log 3$ bit
- d $\log 1/9$ bit

24/ Cho tin x_i có xác suất là $P(x_i) = 1/25$, lượng tin riêng $I(x_i)$ của tin này bằng các đại lượng nào dưới đây :

- a $\log 2/5$ bit
- ☒ b $2\log 5$ bit
- c $\log 1/25$ bit
- d $-\log 25$ bit

25/ Tìm câu sai trong những câu dưới đây

- a Độ bất ngờ của tin x_i trong nguồn tin X_N được tính bằng entropy của lớp tin x_i trong nguồn tin X_N
- b Độ bất định của tin và lượng tin về ý nghĩa trái ngược nhau nhưng về giá trị lại bằng nhau
- ☒ c Độ bất định của tin và lượng tin có ý nghĩa như nhau nhưng giá trị khác nhau
- d Lượng tin trung bình được hiểu là lượng tin trung bình trong một tin bất kỳ của nguồn tin đã cho

26/ Lượng thông tin riêng (độ bất định) của một biến ngẫu nhiên x_k là $I(x_k)$

Chọn biểu thức sai trong các biểu thức dưới đây

- ☒ a $I(x_k) = \ln p(x_k)$ đơn vị đo là bit;
- b $I(x_k) = -\lg p(x_k)$ đơn vị đo là hart;
- c $I(x_k) = -\ln p(x_k)$ đơn vị đo là nat;
- d $I(x_k) = -\log_2 p(x_k)$ đơn vị đo là bit

27/ Lượng thông tin riêng (độ bất định) của một biến ngẫu nhiên x_k là $I(x_k)$ được tính bằng biểu thức nào dưới đây :

- ☒ a $I(x_k) = k \ln p(x_k)$;
- b $I(x_k) = -\ln p(x_k)$ đơn vị đo là bit;
- c $I(x_k) = -\log_2 p(x_k)$ đơn vị đo là nat;
- d $I(x_k) = \lg p(x_k)$ đơn vị đo là hart;

28/ Lượng thông tin riêng (độ bất định) của một biến ngẫu nhiên x_k là $I(x_k)$ được tính như sau $I(x_k) = k \ln p(x_k)$, trong đó k là hệ số tỷ lệ Tìm câu sai về cách chọn k trong các câu dưới đây :

- ☒ a Chọn $k = 1$ ta có $I(x_k) = \ln p(x_k)$

- b Chọn $k = -1$ ta có $I(x_k) = -\ln p(x_k)$;
- c Chọn $k = -\frac{1}{\ln 10}$ ta có $I(x_k) = -\lg p(x_k)$;
- d Chọn $k = -\frac{1}{\ln 2}$ ta có $I(x_k) = -\log_2 p(x_k)$

29/ Entropy của nguồn tin rời rạc A là trung bình thống kê của lượng thông tin riêng của các tin thuộc A Ký hiệu:

$$H_1(A); \quad H_1(A) \stackrel{\Delta}{=} M[I(a_i)] \quad \text{với} \quad A = \begin{pmatrix} a_1 & a_2 & \dots & a_s \\ p(a_1) & p(a_2) & \dots & p(a_s) \end{pmatrix} \quad 0 \leq p(a_i) \leq 1;$$

$\sum_{i=1}^s p(a_i) = 1$; $H_1(A)$ được tính bằng biểu thức nào dưới đây:

- a $H_1(A) = \sum_{i=1}^s p(a_i) \log p(a_i)$ (bít);
- b $H_1(A) = \sum_{i=1}^{s-1} p(a_i) \log p(a_i)$ (bít);
- c $H_1(A) = \sum_{i=0}^s p(a_i) \log p(a_i)$ (bít);
- ☒ d $H_1(A) = -\sum_{i=1}^s p(a_i) \log p(a_i)$ (bít);

30/ Entropy của nguồn tin rời rạc A là trung bình thống kê của lượng thông tin riêng của các tin thuộc A

$$\text{Ký hiệu: } H_1(A); \quad H_1(A) \stackrel{\Delta}{=} M[I(a_i)] \quad \text{với} \quad A = \begin{pmatrix} a_1 & a_2 & \dots & a_s \\ p(a_1) & p(a_2) & \dots & p(a_s) \end{pmatrix}$$

$0 \leq p(a_i) \leq 1$; $\sum_{i=1}^s p(a_i) = 1$ $H_1(A)$ được tính bằng biểu thức nào :

- a $H_1(A) = \sum_{i=1}^s p(a_i) \log p(a_i)$ (bít);
- b $H_1(A) = \sum_{i=0}^s p(a_i) \log p(a_i)$ (bít)
- ☒ c $H_1(A) = \sum_{i=1}^s p(a_i) \log \frac{1}{p(a_i)}$ (bít)
- d $H_1(A) = \sum_{i=1}^{s+1} p(a_i) \log p(a_i)$ (bít);

31/ Entropy của nguồn tin rời rạc A là trung bình thống kê của lượng thông tin riêng của các tin thuộc A

Ký hiệu: $H_1(A)$; $H_1(A) \stackrel{\Delta}{=} M[I(a_i)]$ với $A = \begin{pmatrix} a_0 & a_1 & \dots & a_{s-1} \\ p(a_0) & p(a_1) & \dots & p(a_{s-1}) \end{pmatrix}$

$0 \leq p(a_i) \leq 1$; $\sum_{i=0}^{s-1} p(a_i) = 1$ $H_1(A)$ được tính như sau:

a $H_1(A) = \sum_{i=0}^s p(a_i) \log p(a_i)$ (bít)

b $H_1(A) = \sum_{i=1}^{s-1} p(a_i) \log p(a_i)$ (bít)

c $H_1(A) = \sum_{i=1}^s p(a_i) \log p(a_i)$ (bít);

☒ d $H_1(A) = -\sum_{i=0}^{s-1} p(a_i) \log p(a_i)$ (bít);

32/ A và B là hai trường biến cố bất kỳ, Entropy của 2 trường biến cố đồng thời $C=AB$ là $H(AB)$ Trong các tính chất của $H(AB)$ dưới đây, tính chất nào sai:

a $H(AB) = H(A) + H(B/A)$;

b $H(AB) = H(B) + H(A/B)$;

☒ c $H_1(A) = \sum_{i=1}^s p(a_i) \log p(a_i)$ (bít);

d $H_1(A) = -\sum_{i=0}^{s-1} p(a_i) \log p(a_i)$ (bít);

33/ Entropy có điều kiện về 1 trường tin A khi đã rõ trường tin B là $H(A/B)$ Trong các tính chất của $H(A/B)$ dưới đây, tính chất nào sai

☒ a $H(A/B) \leq H(B/A)$;

b $0 \leq H(A/B)$;

c $H(A) \geq H(A/B)$

d $H(A/B) \leq H(A)$;

34/ Entropy có điều kiện về 1 trường tin B khi đã rõ trường tin A là $H(B/A)$, Tính chất nào của $H(B/A)$ dưới đây là đúng

a $0 \geq H(B/A)$;

☒ b $0 \leq H(B/A)$;

c $H(A/B) \leq H(B/A)$;

d $H(B/A) \leq H(A)$;

35/ Entropy của trường biến cố đồng thời $H(AB)$ được tính bằng công thức nào sau đây

a $H(A) + H(A/B)$;

b $H(A) + H(B)$

c $H(A) + H(B) - H(A/B) - H(B/A)$;

☒ d $H(B) + H(A/B)$;

36/ Lượng thông tin chéo trung bình (ký hiệu là $I(A,B)$) có các tính chất nào sau đây

- a $I(A,B) = -H(A)$ khi kênh có nhiễu;
- ☒ b $0 \leq I(A,B) \leq H(A)$;
- c $H(A) \leq I(A,B) \leq 0$;
- d $I(A,B) = H(A)$ khi kênh có nhiễu;

37/ Lượng thông tin chéo trung bình (ký hiệu là $I(A,B)$) Trong các tính chất dưới đây, tính chất nào sai:

- a $I(A,B) \leq H(A)$;
- ☒ b $I(A,B) = H(A)$ khi kênh có nhiễu;
- c $0 \leq I(A,B)$;
- d $I(A,B) = H(A)$ khi kênh không có nhiễu;

38/ Lượng thông tin chéo trung bình (ký hiệu là $I(A,B)$) có các tính chất nào sau đây

- a $I(A,B) = 1$ khi kênh bị đứt;
- ☒ b $0 \leq I(A,B)$ và $I(A,B) = 0$ khi kênh bị đứt;
- c $0 \geq I(A,B)$
- d $I(A,B) = H(A)$ khi kênh có nhiễu;

39/ Lượng thông tin chéo trung bình (ký hiệu là $I(A,B)$), trong các tính chất dưới đây của $I(A,B)$, tính chất nào sai

- a $I(A,B) = H(A)$ khi kênh không có nhiễu;
- b $I(A,B) = 0$ khi kênh bị đứt;
- c $H(A) \leq I(A,B)$;
- ☒ d $I(A,B) \geq 1$ khi kênh bị đứt;

40/ Lượng thông tin chéo trung bình (ký hiệu là $I(A,B)$), tìm biểu thức sai trong các biểu thức dưới đây

- a $I(A,B) = H(A) - H(A/B)$;
- b $I(A,B) = \sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i, b_j) \log \frac{p(a_i/b_j)}{p(a_i)}$
- ☒ c $I(A,B) = H(A) - H(B/A)$;
- d $I(A,B) = H(B) - H(B/A)$;

41/ Mệnh đề nào sau đây sai

- a $H(A/B) \leq H(A)$;
- b $H(A,B) \leq H(A) + H(B)$
- ☒ c $I(A,B) = H(A) + H(B) + H(AB)$;
- d $I(A,B) = H(A) + H(B) - H(AB)$;

42/ Chọn ngẫu nhiên một trong các số từ 0 đến 7 có xác suất như nhau. Độ bất định của số được chọn ngẫu nhiên là

- a 1/8 bit;

- b** -3 bit;
- ☒ **c** 3 bit;
- d** 8 bit;

43/ Một thiết bị vô tuyến điện gồm 16 khối có độ tin cậy như nhau và được mắc nối tiếp. Giả sử có một khối nào đó bị hỏng, độ bất định của khối hỏng là:

- a** 1/16 bit;
- b** 16 bit;
- c** 1/4 bit;
- ☒ **d** 4 bit;

44/ Bộ tú lơ khơ 52 quân (không kể făng teo), A rút ra một quân bài bất kỳ. Độ bất định về quân bài mà A đã rút là:

- a** Nhỏ hơn 5 bit;
- ☒ **b** Lớn hơn 5 nhỏ hơn 6 bit;
- c** Bằng 6 bit
- d** Lớn hơn 6 bit ;

45/ Một hộp có 8 đồng tiền kim loại, trong đó có 02 đồng tiền 500 đồng; 02 đồng tiền 1000 đồng, 2 đồng tiền 2000 và 2 đồng tiền 5000 đồng. Chọn ngẫu nhiên 1 trong 8 đồng tiền đó. Khi đó xác suất của đồng tiền được chọn ngẫu nhiên là:

- a** 8 bit ;
- b** -1/2 bit;
- c** 1/8 bit;
- ☒ **d** 1/4 bit ;

46/ Một hộp có 8 đồng tiền kim loại, trong đó có 02 đồng tiền 500; 02 đồng tiền 1000, 2 đồng tiền 2000 và 2 đồng tiền 5000. Chọn ngẫu nhiên 1 trong 8 đồng tiền đó. Khi đó độ bất định của đồng tiền được chọn ngẫu nhiên là:

- a** 1/4 bit;
- b** 8 bit ;
- c** -1/2 bit;
- ☒ **d** 2 bit;

47/ Cho nguồn tin $X = \{x_1, x_2, x_3\}$ với các xác suất lần lượt là $\{1/2, 1/4, 1/4\}$, Entropy của nguồn tin $H(X)$ được tính là:

- a** $\frac{1}{2} \log 2 + \frac{1}{4} \log 4 + \frac{1}{4} \log 8$
- b** $\frac{1}{2} \log 2 + \frac{1}{4} \log 4 + \frac{1}{2} \log 4$
- ☒ **c** $\frac{1}{2} \log 2 + \frac{1}{4} \log 4 + \frac{1}{4} \log 4$;
- d** $\frac{1}{2} \log 2 + \frac{1}{2} \log 4 + \frac{1}{4} \log 4$

48/ Cho nguồn tin $X = \{x_1, x_2, x_3, x_4, x_5, x_6, x_7, x_8, x_9\}$ với các xác suất lần lượt là $\{1/4, 1/8, 1/8, 1/8, 1/16, 1/16, 1/8, 1/16, 1/16\}$. Trong các kết quả tính Entropy dưới đây, kết quả nào sai:

- ☒ **a** $\frac{1}{4} \log 4 + 4 \frac{1}{8} \log 8 + 4 \frac{1}{8} \log 16$
- b** $\frac{1}{2} \log 4 + \frac{3}{2} \log 2 + \log 2$
- c** $\frac{1}{4} \log 4 + 4 \frac{1}{8} \log 8 + 4 \frac{1}{16} \log 16$
- d** $\frac{1}{4} \log 4 + \frac{3}{2} \log 2 + \log 2$

49/ Entropy $H_1(A)$ của nguồn rời rạc

$$A = \begin{pmatrix} a_1 & a_2 & \dots & a_s \\ p(a_1) & p(a_2) & \dots & p(a_s) \end{pmatrix} \text{ với } 0 \leq p(a_i) \leq 1; \sum_{i=1}^s p(a_i) = 1$$

Trong các tính chất của $H(A)$ dưới đây tính chất nào là sai

- ☒ a Khi $p(a_k) = 1, p(a_i) = 0$ với $\forall i \neq k$ thì $H_1(A) = H_1(A)_{\min} = 1$
- b Nguồn tin rời rạc A có s dấu đồng xác suất cho entropy cực đại $H_1(A)_{\max} = \log s$
- c Khi $p(a_k) = 1, p(a_i) = 0$ với $\forall i \neq k$ thì $H_1(A) = H_1(A)_{\min} = 0$
- d Entropy của nguồn rời rạc A là một đại lượng giới nội $0 \leq H_1(a) \leq \log s$

50/ Cho nguồn rời rạc A

$$A = \begin{pmatrix} a_1 & a_2 & \dots & a_s \\ p(a_1) & p(a_2) & \dots & p(a_s) \end{pmatrix} \text{ với } 0 \leq p(a_i) \leq 1; \sum_{i=1}^s p(a_i) = 1$$

Gọi entropy của nguồn A là $H_1(A)$, trong các biểu thức tính $H_1(A_{\max}) - \log s$ dưới đây, biểu thức nào sai:

- ☒ a $H_1(A_{\max}) - \log s = \sum_{i=1}^s p(a_i) \log \frac{1}{p(a_i)} + \log s$
- b $H_1(A_{\max}) - \log s = \sum_{i=1}^s p(a_i) \left[\log \frac{1}{p(a_i)} - \log s \right];$
- c $H_1(A_{\max}) - \log s = \sum_{i=1}^s p(a_i) \log \frac{1}{p(a_i)} - \sum_{i=1}^s p(a_i) \log s;$
- d $H_1(A_{\max}) - \log s = \sum_{i=1}^s p(a_i) \log \frac{1}{p(a_i)} - \log s;$

51/ Cho nguồn rời rạc A

$$A = \begin{pmatrix} a_1 & a_2 & \dots & a_s \\ p(a_1) & p(a_2) & \dots & p(a_s) \end{pmatrix} \text{ với } 0 \leq p(a_i) \leq 1; \sum_{i=1}^s p(a_i) = 1$$

Nếu nguồn A có s dấu đồng xác suất, khi đó biểu thức nào dưới đây là sai

- ☒ a $\sum_{i=1}^s \frac{1}{s} + \sum_{i=1}^s p(a_i) = 0$
- b $p(a_i) = \frac{1}{s} \quad \forall 1 \leq i \leq s;$
- c $\sum_{i=1}^s \frac{1}{s} - \sum_{i=1}^s p(a_i) = 0;$
- d $H_1(A) - \log s \leq 0 \Rightarrow H_1(A) \leq \log s$

52/ Khả năng thông qua của kênh rời rạc C' là giá trị cực đại của lượng thông tin chéo trung bình truyền qua kênh trong một đơn vị thời gian lấy theo mọi khả năng có thể có của nguồn tin A

$$C' = v_K \cdot C \quad \text{với } C = \max_A I(A, B)$$

$$C' = \max_A I'(A, B) = v_K \max_A I(A, B) \text{ (bps);}$$

v_K biểu thị số dấu mà kênh đã truyền được (được truyền qua kênh) trong một đơn vị thời gian $I'(A,B)$ là lượng thông tin đã truyền qua kênh trong một đơn vị thời gian C được gọi là khả năng thông qua của kênh đối với mỗi dấu **C' có các tính chất nào dưới đây :**

- ☒ a $C' \geq 0, C' = 0$ khi A và B độc lập ; $C' \leq v_K \log s, C' = v_K \log s$ khi kênh không nhiễu
- b $C' = 0$ khi và chỉ khi A và B có nhiễu
- c $C' = v_K \log s$ khi kênh có nhiễu
- d $C' = v_K \log s$ khi các kênh độc lập

53/ $I(A,B)$ là lượng thông tin trung bình được truyền qua kênh rời rạc có tính chất : $I(A,B) \leq H(A)$ Và một số định nghĩa :

$$C' \stackrel{\Delta}{=} \max_A I'(A,B) = v_K \max_A I(A,B), \quad C' = v_K \cdot C \quad \text{với} \quad C = \max_A I(A,B)$$

v_K biểu thị số dấu mà kênh đã truyền được trong một đơn vị thời gian. Từ các tính chất và định nghĩa trên cho biết các biểu thức dưới đây, biểu thức nào sai

- ☒ a $v_K I(A,B) \geq v_K H(A);$
- b $v_K I(A,B) \leq v_K H(A);$
- c $v_K \max I(A,B) \leq v_K \max H(A)$
- d $\max(v_K I(A,B)) \leq \max(v_K H(A));$

54/ Cho nguồn rời rạc chỉ có hai dấu: $A = \begin{pmatrix} a_1 & a_2 \\ p(a_1) & p(a_2) \end{pmatrix}$

Nguồn rời rạc nhị phân là nguồn A trên thoả mãn điều kiện sau

$$\begin{cases} a_1 \Leftrightarrow "0" & \text{với xác suất } p(a_1) = p \\ a_2 \Leftrightarrow "1" & \text{với xác suất } p(a_2) = 1 - p \end{cases}$$

Khi đó nguồn rời rạc nhị phân A có thể viết biểu thức nào

- a $A = \begin{pmatrix} p & 1-p \\ a_1 & a_2 \end{pmatrix}$
- b $A = \begin{pmatrix} a_1 & p \\ a_2 & 1-p \end{pmatrix}$
- c $A = \begin{pmatrix} 1 & 0 \\ p & 1-p \end{pmatrix}$
- ☒ d $A = \begin{pmatrix} a_1 & a_2 \\ p & 1-p \end{pmatrix}$

55/ $A = \begin{pmatrix} a_1 & a_2 \\ p & 1-p \end{pmatrix}$ là nguồn rời rạc nhị phân Thoả mãn điều kiện

$$\begin{cases} a_1 \Leftrightarrow "0" & \text{với xác suất } p(a_1) = p \\ a_2 \Leftrightarrow "1" & \text{với xác suất } p(a_2) = 1 - p \end{cases}$$

Khi đó Entropy $H_1(A)$ được tính bằng công thức nào sau đây

- a $-p \log p - (1-p) - \log(1-p)$
- b $p \log p - (1-p) \log(1-p)$;
- c $p(1-p) \log(1-p) - p \log$;
- d** $-p \log p - (1-p) \log(1-p)$

56/ $H(A/b_1)$ là lượng thông tin tổn hao trung bình của mỗi tin ở đầu phát khi đầu thu đã thu được

$$b_j \quad H(A/b_1) = -\sum_{i=1}^s p(a_i/b_1) \log p(a_i/b_1) \quad ; \quad H(B/a_i)$$

là lượng thông tin riêng trung bình chứa trong mỗi tin ở đầu thu khi đầu phát đã phát đi một tin a_i được tính theo công thức

$$H(B/a_i) = -\sum_{j=1}^t p(b_j/a_i) \log p(b_j/a_i)$$

Trong trường hợp kênh bị đứt (bị nhiễu tuyệt đối) ta có biểu thức nào dưới đây là sai :

- a** $H(A/b_j) = H(A) + H(B)$
- b $H(B/a_i) = H(B)$;
- c $H(B/A) = H(B)$
- d $H(A/b_j) = H(A) = H(A/B)$

57/ $H(A/b_1)$ là lượng thông tin tổn hao trung bình của mỗi tin ở đầu phát khi đầu thu đã thu được b_j

$H(A/b_1) = -\sum_{i=1}^s p(a_i/b_1) \log p(a_i/b_1)$; $H(B/a_i)$ là lượng thông tin riêng trung bình chứa trong mỗi tin ở đầu thu khi đầu phát đã phát đi một tin a_i được tính theo công thức:

$$H(B/a_i) = -\sum_{j=1}^t p(b_j/a_i) \log p(b_j/a_i)$$

Trong trường hợp kênh không nhiễu biểu thức nào dưới đây là đúng :

- a $H(A/b_k) = H(A/A) = 0$;
- b $H(A/b_k) = H(B/A) = 0$
- c $H(A/b_k) = H(B/B) = 0$;
- d** $H(A/b_k) = H(A/B) = 0$;

58/ $H(A/b_1)$ là lượng thông tin tổn hao trung bình của mỗi tin ở đầu phát khi đầu thu đã thu được

b_j . $H(A/b_1) = -\sum_{i=1}^s p(a_i/b_1) \log p(a_i/b_1)$; $H(B/a_i)$ là lượng thông tin riêng trung bình chứa

trong mỗi tin ở đầu thu khi đầu phát đã phát đi một tin a_i được tính theo công thức sau:

$$H(B/a_i) = -\sum_{j=1}^t p(b_j/a_i) \log p(b_j/a_i)$$

Trong trường hợp bị nhiễu tuyệt đối, A và B là độc lập nhau suy ra :

$p(a_i/b_j) = p(a_i)$, $p(b_j/a_i) = p(b_j) \Rightarrow p(a_i b_j) = p(a_i)p(b_j)$, khi đó ta có biểu thức nào sau đây là đúng:

- a** $H(A/b_j) = -\sum_{i=1}^s p(a_i) \log p(a_i)$ và $H(B/a_i) = -\sum_{j=1}^t p(b_j) \log p(b_j)$
- b** $H(B/a_i) = -\sum_{j=1}^t p(b_j) \log p(a_j)$
- c** $H(A/b_j) = -\sum_{i=1}^s p(a_i) \log p(b_i)$ và $H(B/a_i) = -\sum_{j=1}^t p(b_j) \log p(a_j)$
- d** $H(A/b_j) = -\sum_{i=1}^s p(a_i) \log p(b_i)$

59/ Entropy có điều kiện về 1 trường tin A khi đã rõ trường tin B là $H(A/B)$, được xác định theo công thức sau:

$$H(A/B) = -\sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i b_j) \log p(a_i/b_j)$$

Trong trường hợp bị nhiễu tuyệt đối, A và B là độc lập nhau, suy ra :

$p(a_i/b_j) = p(a_i)$, $p(b_j/a_i) = p(b_j) \Rightarrow p(a_i b_j) = p(a_i)p(b_j)$, khi đó biểu thức nào sau đây là đúng:

- a** $H(A/B) = -\sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i b_j) \log p(a_i b_j)$
- b** $H(A/B) = \sum_{j=1}^t p(b_j) \sum_{i=1}^s p(a_i) \log p(a_i)$
- c** $H(A/B) = -\sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i/b_j) \log p(a_i/b_j)$
- d** $H(A/B) = -\sum_{j=1}^t p(b_j) \sum_{i=1}^s p(a_i) \log p(a_i)$

60/ Entropy có điều kiện về 1 trường tin B khi đã rõ trường tin A là $H(B/A)$, được xác định theo

công thức sau: $H(B/A) = -\sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(b_j a_i) \log p(b_j/a_i)$

Trong trường hợp bị nhiễu tuyệt đối, A và B là độc lập nhau, suy ra :

$p(a_i/b_j) = p(a_i)$, $p(b_j/a_i) = p(b_j) \Rightarrow p(a_i b_j) = p(a_i)p(b_j)$

Khi đó biểu thức nào sau đây là đúng

- a** $H(B/A) = -\sum_{i=1}^s p(a_i) \sum_{j=1}^t p(b_j) \log p(b_j);$
- b** $H(B/A) = -\sum_{j=1}^t p(b_j) \sum_{i=1}^s p(a_i) \log p(a_i);$

$$\text{c} \quad H(B/A) = -\sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i b_j) \log p(a_i b_j);$$

$$\text{d} \quad H(B/A) = -\sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i / b_j) \log p(a_i / b_j)$$

61/ Entropy có điều kiện về 1 trường tin A khi đã rõ trường tin B là $H(A/B)$, được xác định theo

công thức sau:
$$H(A/B) = -\sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i b_j) \log p(a_i / b_j)$$

Trong trường hợp bị nhiễu tuyệt đối, A và B là độc lập nhau, suy ra : $p(a_i / b_j) = p(a_i)$, $p(b_j / a_i) = p(b_j) \Rightarrow p(a_i b_j) = p(a_i) p(b_j)$, khi đó biểu thức nào sau đây là đúng:

$$\text{a} \quad H(A/B) = -\sum_{j=1}^t p(b_j) \sum_{i=1}^s p(a_i) \log p(a_i) = H(A)$$

$$\text{b} \quad H(A/B) = -\sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i b_j) \log p(a_i b_j) = H(A);$$

$$\text{c} \quad H(A/B) = -\sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i / b_j) \log p(a_i / b_j) = H(A)$$

$$\text{d} \quad H(A/B) = \sum_{j=1}^t p(b_j) \sum_{i=1}^s p(a_i) \log p(a_i) = H(A)$$

62/ Entropy có điều kiện về 1 trường tin B khi đã rõ trường tin A là $H(B/A)$, được xác định theo công thức sau:

$$H(B/A) = -\sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(b_j a_i) \log p(b_j / a_i)$$

Trong trường hợp bị nhiễu tuyệt đối, A và B là độc lập nhau, suy ra : $p(a_i / b_j) = p(a_i)$, $p(b_j / a_i) = p(b_j) \Rightarrow p(a_i b_j) = p(a_i) p(b_j)$, khi đó biểu thức nào sau đây là đúng:

$$\text{a} \quad H(B/A) = -\sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i / b_j) \log p(a_i / b_j) = H(B)$$

$$\text{b} \quad H(B/A) = -\sum_{j=1}^t p(b_j) \sum_{i=1}^s p(a_i) \log p(a_i) = H(B)$$

$$\text{c} \quad H(B/A) = -\sum_{i=1}^s p(a_i) \sum_{j=1}^t p(b_j) \log p(b_j) = H(B)$$

$$\text{d} \quad H(B/A) = -\sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i b_j) \log p(a_i b_j) = H(B)$$

63/ Entropy có điều kiện về 1 trường tin A khi đã rõ trường tin B là $H(A/B)$, được xác định theo công thức sau:

$$H(A/B) = -\sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i b_j) \log p(a_i/b_j) \text{ với } p(a_i/b_j) = \frac{p(a_i b_j)}{p(b_j)}$$

Từ công thức này có thể khai triển $H(A/B)$ thành công thức nào sau đây:

- a $\sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t -p(a_i b_j) \log p(b_i/a_j)$
- b $\sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i/b_j) \log p(a_i, b_j)$
- ☒ c $\sum_{j=1}^t p(b_j) \left[-\sum_{i=1}^s p(a_i/b_j) \log p(a_i/b_j) \right];$
- d $-\sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i/b_j) \log p(a_i/b_j);$

64/ Lượng thông tin chéo trung bình (ký hiệu là $I(A,B)$) :

$$I(A,B) = M^{\Delta} [I(a_i, b_j)] \text{ với } I(a_i, b_j) = \log \frac{p(a_i/b_j)}{p(a_i)} \text{ Xác suất để có thông tin } I(a_i, b_j) \text{ là } p(a_i b_j)$$

Do đó có thể viết $I(A,B)$ bằng công thức nào sau đây:

- a $\sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i b_j) \log \frac{p(a_i b_j)}{p(a_i)};$
- ☒ b $\sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i b_j) \log \frac{p(a_i/b_j)}{p(a_i)};$
- c $\sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i/b_j) \log \frac{p(a_i/b_j)}{p(a_i)};$
- d $\sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i b_j) \log \frac{p(a_i/b_j)}{p(a_i b_j)};$

65/ Lượng thông tin chéo trung bình (ký hiệu là $I(A,B)$) được viết thành :

$$I(A,B) = \sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i b_j) \log \frac{p(a_i/b_j)}{p(a_i)} \text{ Khi đó có thể khai triển } I(A,B) \text{ thành}$$

$$I(A,B) = \sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i b_j) [\log p(a_i/b_j) - \log p(a_i)]$$

- a Sai
- ☒ b Đúng

66/ Lượng thông tin chéo trung bình (ký hiệu là $I(A,B)$) được viết thành :

$$I(A,B) = \sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i b_j) \log \frac{p(a_i/b_j)}{p(a_i)}$$

Khi đó có thể khai triển $I(A,B)$ thành

$$I(A,B) = \sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i b_j) \log p(a_i/b_j) - \sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i b_j) \log p(a_i)$$

- ☒ a Đúng
☐ b Sai

67/ Lượng thông tin chéo trung bình (ký hiệu là $I(A,B)$) được viết thành :

$$I(A,B) = \sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i b_j) \log \frac{p(a_i/b_j)}{p(a_i)}$$

Khi đó có thể khai triển $I(A,B)$ thành

$$I(A,B) = \sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i b_j) [\log p(a_i/b_j) - \log p(a_i)]$$

- ☐ a Sai
☒ b Đúng

68/ Lượng thông tin chéo trung bình (ký hiệu là $I(A,B)$) được viết thành :

$$I(A,B) = \sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i b_j) \log \frac{p(a_i/b_j)}{p(a_i)}$$

Trong các biểu thức khai triển $I(A,B)$ dưới đây, biểu thức nào sai

a $I(A,B) = - \sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i b_j) [\log p(a_i) - \log p(a_i/b_j)];$

☒ b $I(A,B) = \sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i b_j) [\log p(a_i/b_j) + \log p(b_i)];$

c $I(A,B) = \sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i b_j) \log p(a_i/b_j) - \sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i b_j) \log p(a_i);$

d $I(A,B) = \sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i b_j) [\log p(a_i/b_j) - \log p(a_i)];$

69/ Lượng thông tin chéo trung bình (ký hiệu là $I(A,B)$) được viết thành :

$$I(A,B) = \sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i b_j) \log \frac{p(a_i/b_j)}{p(a_i)}$$

Entropy có điều kiện về 1 trường tin A khi đã rõ trường tin B là $H(A/B)$, được xác định theo công thức sau:

$$H(A/B) = - \sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i b_j) \log p(a_i/b_j)$$

Khi đó trong các kết quả tính $I(A,B)$, kết quả nào sai

- ☐ a $I(A,B) = H(A) - H(A/B);$
☒ b $I(A,B) = H(A) + H(A/B);$
☐ c $I(A,B) = H(A) + H(B) - H(AB);$
☐ d $I(A,B) = H(B) - H(B/A);$

70/ Xét 2 trường sự kiện A và B sau : $A = \left\{ \begin{matrix} a_i \\ p(a_i) \end{matrix} \right\} i = \overline{1, s}; B = \left\{ \begin{matrix} b_j \\ p(b_j) \end{matrix} \right\} j = \overline{1, t}$

Khi đó, trường sự kiện đồng thời $C = A.B$ Nếu A và B là độc lập thì C có thể viết thành biểu thức nào dưới đây:

a $C = \left\{ \begin{matrix} a_i / b_j \\ p(a_i) / p(b_j) \end{matrix} \right\} ;$

b $C = \left\{ \begin{matrix} a_i + b_j \\ p(a_i) + p(b_j) \end{matrix} \right\}$

c $C = \left\{ \begin{matrix} a_i & b_j \\ p(a_i) & p(b_j) \end{matrix} \right\} ;$

☒ d $C = \left\{ \begin{matrix} a_i b_j \\ p(a_i) p(b_j) \end{matrix} \right\} ;$

71/ Xét 2 trường sự kiện A và B sau : $A = \left\{ \begin{matrix} a_i \\ p(a_i) \end{matrix} \right\} i = \overline{1, s}; B = \left\{ \begin{matrix} b_j \\ p(b_j) \end{matrix} \right\} j = \overline{1, t}$

Trường sự kiện đồng thời $C = A.B$ có entropy $H(C)$ được tính bằng công thức nào dưới đây:

a $H(C) = \sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i b_j) \log p(a_i b_j)$

b $H(C) = - \sum_{i=0}^s \sum_{j=0}^t p(a_i b_j) \log p(a_i b_j)$

c $H(C) = - \sum_{i=1}^{s-1} \sum_{j=1}^{t-1} p(a_i b_j) \log p(a_i b_j);$

☒ d $H(C) = - \sum_{i=1}^s \sum_{j=1}^t p(a_i b_j) \log p(a_i b_j);$

72/ Chọn câu sai :

- ☒ a Xác suất xuất hiện càng lớn, “lượng tin” thu được càng lớn
- b Một tin x có xác suất xuất hiện là $p(x)$, nếu $p(x)$ càng nhỏ thì “lượng tin” khi nhận được tin này cũng sẽ càng lớn
- c Nếu $p(x)$ càng lớn thì $1/p(x)$ càng nhỏ
- d Một tin x có xác suất xuất hiện là $p(x)$, nếu $p(x)$ càng lớn thì “lượng tin” khi nhận được tin này cũng sẽ càng nhỏ

73/ Chọn câu sai sau :

- ☒ a Xác suất xuất $p(x)$ càng lớn thì “lượng tin” khi nhận được tin này cũng sẽ càng lớn
- b Xác suất xuất hiện của một tin tỉ lệ nghịch với độ bất ngờ khi nhận được một tin
- c Xác suất xuất $p(x)$ càng lớn thì “lượng tin” khi nhận được tin này cũng sẽ càng nhỏ
- d “Lượng tin” của một tin tỷ lệ thuận với số khả năng của một tin và tỷ lệ nghịch với xác suất xuất hiện của tin đó

74/ Lượng tin có điều kiện hậu nghiệm về X_K (thông tin riêng về X_K sau khi có Y_ℓ) được định nghĩa là $I(x_k / y_l) = -\log p(x_k / y_l)$

Chọn câu sai trong các câu sau :

- a Xác suất $P(x_k / y_l) = 1$ chỉ xảy ra khi kênh truyền không có nhiễu
- b** Khi $P(x_k / y_l) \rightarrow 1$ thì $I(x_k / y_l) \rightarrow -1$ và ngược lại
- c Xác suất $P(x_k / y_l) = 1/2 \rightarrow I(x_k / y_l) = 1$ bit ,
- d Khi $P(x_k / y_l) \rightarrow 1$ thì $I(x_k / y_l) \rightarrow 0$ và ngược lại

75/ Lượng thông tin về X_K khi đã rõ tin Y_ℓ là $I(x_k, y_l) = \log \frac{p(x_k / y_l)}{p(x_k)}$

Chọn câu sai sau :

- a $p(x_k / y_l) = 1$ tức là là lượng tin của X_K được truyền nguyên vẹn
- b** Nếu $p(x_k / y_l) = 0$ suy ra $I(x_k, y_l) = \log \frac{1}{p(x_k)}$
- c Nếu $p(x_k / y_l) = 1$ suy ra $I(x_k, y_l) = \log \frac{1}{p(x_k)}$
- d Nếu $p(x_k / y_l) = 1$, có nghĩa là khi Y_ℓ đã nhận được tin thì chắc chắn X_K đã phát

76/ Lượng thông tin hậu nghiệm về X_K (thông tin riêng về X_K sau khi cả Y_ℓ) được viết là :

$$I(x_k / y_l) = \log \frac{1}{p(x_k / y_l)} . \quad \text{Lượng thông tin riêng về } X_K \text{ là } I(x_k) = \log \frac{1}{p(x_k)}$$

$$\text{Lượng thông tin chéo về } X_K \text{ do } Y_\ell \text{ mang lại là : } I(x_k, y_l) = \log \frac{1}{p(x_k)} - \log \frac{1}{p(x_k / y_l)}$$

Tìm câu sai sau :

- a Lượng thông tin riêng bằng tổng lượng thông tin chéo và lượng thông tin hậu nghiệm
- b** Lượng thông tin riêng có thể âm
- c Tổng lượng thông tin chéo và lượng thông tin hậu nghiệm bằng lượng thông tin riêng
- d Lượng thông tin riêng luôn dương

77/ Cho 2 nguồn tin A và B có các xác suất tương ứng là :

$$A = \begin{pmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 \\ 1/2 & 1/4 & 1/8 & 1/8 \end{pmatrix}; B = \begin{pmatrix} b_1 & b_2 & b_3 & b_4 \\ 0,5 & 0,25 & 0,125 & 0,125 \end{pmatrix}$$

Entropy của nguồn A (ký hiệu là H(A)), entropy của nguồn B (ký hiệu là H(B)) có quan hệ theo các hệ thức nào dưới đây

- a** $H(A) = H(B)$;
- b $H(A) > H(B)$;
- c $H(B) > H(A)$;
- d $H(A) = 2H(B)$

78/ Cho nguồn tin A có các xác suất tương ứng là :

$$A = \begin{pmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 \\ 1/2 & 1/4 & 1/8 & 1/8 \end{pmatrix};$$

Khi đó Entropy của nguồn A (ký hiệu là H(A)) bằng các đại lượng nào dưới đây

- a $H(A) = 1,85$ bit;
- b** $H(A) = 1,75$ bit ;

- c $H(A) = 1,7$ bit;
d $H(A) = 1,65$ bit ;

79/ Cho nguồn tin A có các xác suất tương ứng là :

$$A = \begin{pmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0.45 & 0.2 & 0.15 & 0.1 & 0.1 \end{pmatrix};$$

Khi đó Entropy của nguồn A (ký hiệu là $H(A)$) gần bằng các đại lượng nào dưới đây

- a $H(A) = 2,75$ bit;
☒ b $H(A) = 2,06$ bit;
c $H(A) = 2,7$ bit;
d $H(A) = 2,85$ bit;

80/ Cho nguồn tin A có các xác suất tương ứng là :

$$A = \begin{pmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0.4 & 0.25 & 0.15 & 0.1 & 0.1 \end{pmatrix};$$

Khi đó Entropy của nguồn A (ký hiệu là $H(A)$) gần bằng các đại lượng nào dưới đây

- a $H(A) = 2,85$ bit;
b $H(A) = 2,7$ bit;
c $H(A) = 2,75$ bit;
☒ d $H(A) = 2,1$ bit;

81/ Cho nguồn tin A có các xác suất tương ứng là :

$$A = \begin{pmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0.4 & 0.25 & 0.15 & 0.15 & 0.05 \end{pmatrix};$$

Khi đó Entropy của nguồn A (ký hiệu là $H(A)$) gần bằng các đại lượng nào dưới đây

- a $H(A) = 2,85$ bit;
b $H(A) = 2,7$ bit;
c $H(A) = 2,06$ bit;
☒ d $H(A) = 2,07$ bit;

82/ Cho nguồn tin A có các xác suất tương ứng là :

$$A = \begin{pmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0.4 & 0.25 & 0.2 & 0.1 & 0.05 \end{pmatrix};$$

Khi đó Entropy của nguồn A (ký hiệu là $H(A)$) gần bằng các đại lượng nào dưới đây

- a $H(A) = 2,06$ bit;
b $H(A) = 2,85$ bit;
☒ c $H(A) = 2,04$ bit;
d $H(A) = 2,07$ bit;

83/ Cho nguồn tin A có các xác suất tương ứng là :

$$A = \begin{pmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0.4 & 0.3 & 0.15 & 0.1 & 0.05 \end{pmatrix};$$

Khi đó Entropy của nguồn A (ký hiệu là $H(A)$) gần bằng các đại lượng nào dưới đây

- a $H(A) = 2,04$ bit;
b $H(A) = 2,07$ bit;
c $H(A) = 2,06$ bit;
☒ d $H(A) = 2,01$ bit;

84/ Giả sử nguồn tin A có các xác suất tương ứng là :

$$A = \begin{pmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0.4 & 0.3 & 0.2 & 0.05 & 0.05 \end{pmatrix};$$

Khi đó Entropy của nguồn A (ký hiệu là H(A)) gần bằng các đại lượng nào dưới đây

- ☒ a H(A) = 1,95 bit;
- ☐ b H(A) = 2,07 bit;
- ☐ c H(A) = 2,01 bit;
- ☐ d H(A) = 2,04 bit;

85/ Giả sử nguồn tin A có các xác suất tương ứng là :

$$A = \begin{pmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0.35 & 0.35 & 0.2 & 0.05 & 0.05 \end{pmatrix};$$

Khi đó Entropy của nguồn A (ký hiệu là H(A)) gần bằng các đại lượng nào dưới đây

- ☐ a H(A) = 2,04 bit;
- ☐ b H(A) = 2,01 bit;
- ☐ c H(A) = 2,07 bit;
- ☒ d H(A) = 1,96 bit;

86/ Giả sử nguồn tin A có các xác suất tương ứng là :

$$A = \begin{pmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0.35 & 0.3 & 0.25 & 0.05 & 0.05 \end{pmatrix};$$

Khi đó Entropy của nguồn A (ký hiệu là H(A)) gần bằng các đại lượng nào dưới đây

- ☐ a H(A) = 2,01 bit;
- ☐ b H(A) = 1,9 bit;
- ☒ c H(A) = 1,98 bit;
- ☐ d H(A) = 2,04 bit;

87/ Giả sử nguồn tin A có các xác suất tương ứng là :

$$A = \begin{pmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0.35 & 0.3 & 0.2 & 0.1 & 0.05 \end{pmatrix};$$

Khi đó Entropy của nguồn A (ký hiệu là H(A)) gần bằng các đại lượng nào dưới đây

- ☒ a H(A) = 2,06 bit;
- ☐ b H(A) = 1,98 bit;
- ☐ c H(A) = 2,01 bit;
- ☐ d H(A) = 1,9 bit;

88/ Giả sử nguồn tin A có các xác suất tương ứng là :

$$A = \begin{pmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0.3 & 0.3 & 0.2 & 0.1 & 0.1 \end{pmatrix};$$

Khi đó Entropy của nguồn A (ký hiệu là H(A)) gần bằng các đại lượng nào dưới đây

- ☐ a H(A) = 1,9 bit;
- ☐ b H(A) = 2,06 bit;
- ☒ c H(A) = 2,17 bit;
- ☐ d H(A) = 1,98 bit;

89/ Giả sử nguồn tin A và B có các xác suất tương ứng là :

$$A = \begin{pmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 & a_6 & a_7 & a_8 \\ 1/4 & 1/8 & 1/16 & 1/16 & 1/4 & 1/8 & 1/16 & 1/16 \end{pmatrix};$$

$$B = \begin{pmatrix} b_1 & b_2 & b_3 & b_4 & b_5 & b_6 & b_7 & b_8 \\ 0,25 & 0,125 & 0,0625 & 0,0625 & 0,25 & 0,125 & 0,0625 & 0,0625 \end{pmatrix}$$

Entropy của nguồn A (ký hiệu là H(A)), entropy của nguồn B (ký hiệu là H(B)) có quan hệ theo các hệ thức nào dưới đây

- a $H(A) = 2H(B)$
- b $H(A) = H(B)$;
- c $H(B) > H(A)$;
- ☒ d $H(A) > H(B)$;

90/ Giả sử nguồn tin A có các xác suất tương ứng là :

$$A = \begin{pmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 & a_6 & a_7 & a_8 \\ 1/4 & 1/8 & 1/16 & 1/16 & 1/4 & 1/8 & 1/16 & 1/16 \end{pmatrix};$$

Khi đó Entropy của nguồn A (ký hiệu là H(A)) bằng các đại lượng nào dưới đây

- a $H(A) = 2,7$ bit;
- ☒ b $H(A) = 2,75$ bit;
- c $H(A) = 2,85$ bit;
- d $H(A) = 2,80$ bit;

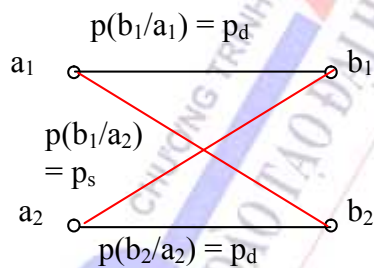
91/ Giả sử nguồn tin B có các xác suất tương ứng là :

$$B = \begin{pmatrix} b_1 & b_2 & b_3 & b_4 & b_5 & b_6 & b_7 & b_8 \\ 0,25 & 0,125 & 0,0625 & 0,0625 & 0,25 & 0,125 & 0,0625 & 0,0625 \end{pmatrix};$$

Khi đó Entropy của nguồn B (ký hiệu là H(B)) bằng các đại lượng nào dưới đây

- a $H(B) = 2,80$ bit;
- b $H(B) = 2,7$ bit;
- ☒ c $H(B) = 2,75$ bit;
- d $H(B) = 2,85$ bit;

92/ Cho một kênh nhị phân như hình bên:



Trong đó:

Phân bố xác suất của tin ở đầu ra $p(b_i)$ được tính theo công thức sau :

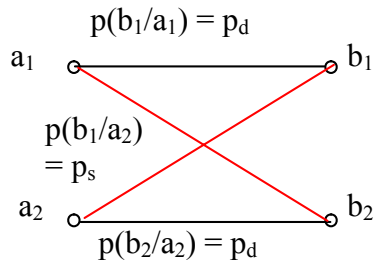
$$p(b_i) = \sum_{i=1}^2 p(a_i) p(b_i / a_i)$$

Từ công thức này, có thể khai triển $p(b_i)$ thành công thức nào dưới đây:

- a $p(b_1) = p(a_1).p(b_1/a_1) + p(a_1).p(b_1/a_2)$;
- b $p(b_1) = p(a_2).p(b_1/a_1) + p(a_2).p(b_1/a_2)$;
- ☒ c $p(b_1) = p(a_1).p(b_1/a_1) + p(a_2).p(b_1/a_2)$;

d $p(b_1) = p(a_2) \cdot p(b_1/a_1) - p(a_2) \cdot p(b_1/a_2);$

93/ Cho một kênh nhị phân như hình bên:



Trong đó:

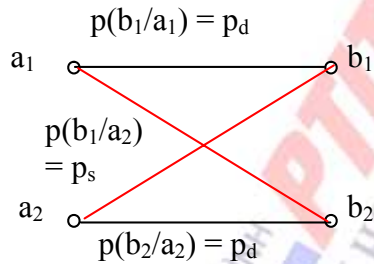
Phân bố xác suất của tin ở đầu ra $p(b_2)$ được tính theo công thức sau :

$$p(b_2) = \sum_{i=1}^2 p(a_i) p(b_2/a_i)$$

Từ công thức này, có thể khai triển $p(b_1)$ thành công thức nào dưới đây:

- a $p(b_2) = p(a_2) \cdot p(b_1/a_1) - p(a_2) \cdot p(b_1/a_2)$
- ☒ b $p(b_2) = p(a_1) \cdot p(b_2/a_1) + p(a_2) \cdot p(b_2/a_2)$
- c $p(b_2) = p(a_2) \cdot p(b_2/a_1) + p(a_2) \cdot p(b_2/a_2)$
- d $p(b_2) = p(a_2) \cdot p(b_1/a_1) + p(a_2) \cdot p(b_1/a_2)$

94/ Cho kênh đối xứng nhị phân như hình bên:



Biết :

$$p(a_1) = p; \quad p(a_2) = 1 - p$$

$$p(b_1/a_2) = p(b_2/a_1) = p_s = 1 - p_d$$

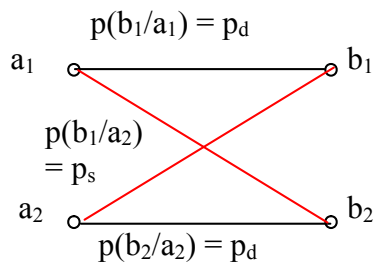
$$p(b_1/a_1) = p(b_2/a_2) = p_d$$

$$H(B/A) = - \sum_{i=1}^2 \sum_{j=1}^2 p(a_i) p(b_j/a_i) \log p(b_j/a_i)$$

Khai triển $H(B/A)$ theo p_d và p_s sẽ được kết quả nào dưới đây

- a $H(B/A) = [p_d \log p_s + (1 - p_d) \log(1 - p_s)]$
- ☒ b $H(B/A) = -[p_s \log p_s + (1 - p_s) \log(1 - p_s)];$
- c $H(B/A) = -[p_d \log p_s + (1 - p_d) \log(1 - p_s)]$
- d $H(B/A) = [p_s \log p_s + (1 - p_s) \log(1 - p_s)];$

95/ Cho kênh đối xứng nhị phân như hình bên:



Biết

$$p(a_1) = p, \quad p(a_2) = 1 - p$$

$$p(b_1/a_2) = p(b_2/a_1) = p_s = 1 - p_d$$

$$p(b_1/a_1) = p(b_2/a_2) = p_d$$

$$H(B/A) = -[p_s \log p_s + (1 - p_s) \log (1 - p_s)]$$

Từ đó truyền tin hiệu cho kênh $v_k = 1/T$ và $C' = \frac{1}{T} \max_A I(A, B) = \frac{1}{T} \max_A [H(B) - H(B/A)]$

Khi đó $\frac{C'}{C'_{\max}}$ được tính theo biểu thức nào dưới đây

a $\frac{C'}{C'_{\max}} = 1 - p_s \log p_s + (1 - p_s) \log (1 - p_s)$

b $\frac{C'}{C'_{\max}} = 1 + p_s \log p_s - (1 - p_s) \log (1 - p_s)$

c $\frac{C'}{C'_{\max}} = 1 + p_s \log p_s + (1 - p_s) \log (1 - p_s)$

d $\frac{C'}{C'_{\max}} = 1 + p_d \log p_d + (1 - p_d) \log (1 - p_d)$

CHƯƠNG 4: CƠ SỞ LÝ THUYẾT MÃ

1/ Chọn câu đúng về mã hóa

- a Mã hóa là phép biến đổi mọi dạng tín hiệu thành tín hiệu liên tục
- b Mã hóa là ánh xạ che dấu thông tin
- ☒ c Mã hóa là một ánh xạ 1-1 từ tập các tín hiệu rời rạc a_i lên tập các từ mã $\alpha_i^{n_i}$; $f: a_i \rightarrow \alpha_i^{n_i}$
- d Mã hóa là phép biến đổi dạng số nhị phân thành dạng tín hiệu ban đầu

2/ Chọn câu đúng về mã :

- a Mã là một tập các từ mã được lập nên một cách ngẫu nhiên
- b Mã là quá trình phục hồi tín tức
- c Mã là ánh xạ che dấu thông tin
- ☒ d Mã (hay bộ mã) là sản phẩm của phép mã hóa

3/ Chọn câu đúng về mã :

- a Mã là quá trình phục hồi tín tức
- ☒ b Mã là một tập các từ mã được lập nên theo một luật đã định
- c Mã (hay bộ mã) là sản phẩm của phép biến đổi tín hiệu rời rạc
- d Mã (hay bộ mã) là sản phẩm của phép biến đổi tín hiệu liên tục

4/ Độ dài từ mã n_i là số các dấu mã cần thiết dùng để mã hóa cho tín hiệu a_i . Chọn câu đúng về độ dài từ mã

- a Độ dài từ mã n_i là một số phức
- ☒ b Nếu $n_i = \text{const}$ với mọi i thì mọi từ mã đều có cùng độ dài. Bộ mã tương ứng được gọi là bộ mã đều
- c Độ dài từ mã n_i càng lớn thì phép mã hóa càng tối ưu
- d Độ dài từ mã n_i là một số nguyên có thể âm hoặc dương

5/ Độ dài từ mã n_i là số các dấu mã cần thiết dùng để mã hóa cho tín hiệu a_i

Chọn câu sai về độ dài từ mã

- a Nếu $n_i = \text{const}$ với mọi i , khi đó bộ mã tương ứng được gọi là bộ mã đều
- b Độ dài từ mã n_i là một số nguyên luôn lớn hơn hoặc bằng 1
- c Nếu $n_i = \text{const} \forall i$ có nghĩa là tất cả các từ mã đều có cùng độ dài
- ☒ d Độ dài từ mã n_i là một số nguyên có thể âm

6/ Độ dài từ mã n_i là số các dấu mã cần thiết dùng để mã hóa cho tín hiệu a_i

Chọn câu đúng về độ dài từ mã

- ☒ a Nếu $n_i \neq n_j$ thì bộ mã tương ứng được gọi là bộ mã không đều
- b Độ dài từ mã n_i càng lớn thì phép mã hóa càng tối ưu
- c Nếu $n_i = 1$ thì bộ mã tương ứng được gọi là bộ mã không đều
- d Nếu $n_i = \text{const} \forall i$, có nghĩa là phép mã hóa là tối ưu

7/ Số các dấu mã khác nhau (về giá trị) được sử dụng trong bộ mã được gọi là cơ số mã Ta ký hiệu giá trị này là m . Chọn câu sai về các dấu mã m :

- a Nếu $m = 2$ thì bộ mã tương ứng được gọi là mã nhị phân

- ☐ b Nếu $m = 3$ thì bộ mã tương ứng được gọi là mã tam phân
- ☒ c Nếu $m = 0$ thì bộ mã tương ứng được gọi là mã đều
- ☐ d Nếu $m = p$ thì bộ mã tương ứng được gọi là mã p phân

8/ Giả sử có từ mã $\alpha_i^7 = 0 \ 1 \ 1 \ 0 \ 1 \ 0 \ 1$ Chọn câu đúng nhất về từ mã α_i^7

- ☐ a Từ mã α_i^7 có độ dài bằng 4
- ☒ b Từ mã α_i^7 trong bộ mã nhị phân có $m=2$ (tức là có 2 dấu mã là 0 và 1) và có độ dài là 7
- ☐ c Từ mã α_i^7 có 7 dấu mã
- ☐ d Từ mã α_i^7 có 3 dấu mã

9/ Giả sử có từ mã $\alpha_i^7 = 0 \ 1 \ 1 \ 0 \ 1 \ 0 \ 1$ Chọn câu đúng về từ mã α_i^7

- ☐ a Từ mã α_i^7 có 7 dấu mã
- ☐ b Từ mã α_i^7 trong bộ mã nhị phân có $m=3$, tức là có 3 dấu mã là 0
- ☒ c Từ mã α_i^7 có độ dài bằng 7
- ☐ d Từ mã α_i^7 có độ dài bằng 3

10/ Chọn câu đúng về độ dài từ mã

- ☒ a Độ dài trung bình của từ mã $\bar{n}$ là kỳ vọng của đại lượng ngẫu nhiên n_i được xác định như sau :
$$\bar{n} = \sum_{i=1}^s p(a_i) n_i$$
- ☐ b Độ dài trung bình của từ mã $\bar{n}$ là kỳ vọng của đại lượng ngẫu nhiên n_i được xác định như sau :
$$\bar{n} = - \sum_{i=1}^s p(a_i) n_i$$
- ☐ c Độ dài từ mã n_i là số các dấu mã cần thiết dùng để giải mã cho tin a_i
- ☐ d Độ dài từ mã n_i là Số các dấu mã khác nhau (về giá trị) được sử dụng trong giải mã

11/ Nội dung của định lý mã hoá thứ nhất của Shannon (đối với mã nhị phân) được phát biểu như sau: “*Luôn luôn có thể xây dựng được một phép mã hoá các tin rời rạc có hiệu quả mà độ dài trung bình của từ mã có thể nhỏ tùy ý, nhưng không nhỏ hơn entropie xác định bởi các đặc tính thống kê của nguồn*”. Chọn câu đúng về độ dài từ mã :

- ☐ a Số từ mã nhỏ nhất
- ☐ b Số từ mã không đổi
- ☐ c Chiều dài trung bình của các từ mã nhỏ hơn hoặc bằng entropie của nguồn
- ☒ d Chiều dài trung bình các từ mã nhỏ nhất trong tất cả các cách mã hóa

12/ Nội dung của định lý mã hoá thứ nhất của Shannon (đối với mã nhị phân) được phát biểu như sau: “*Luôn luôn có thể xây dựng được một phép mã hoá các tin rời rạc có hiệu quả mà độ dài trung bình của từ mã có thể nhỏ tùy ý, nhưng không nhỏ hơn entropie xác định bởi các đặc tính thống kê của nguồn*”. Chọn câu sai về độ dài từ mã :

- ☐ a Chiều dài trung bình các từ mã thỏa mãn hệ thức
$$\bar{n} = \sum_{i=1}^s p(a_i) n_i \geq H_1(A)$$
- ☐ b Chiều dài trung bình các từ mã nhỏ nhất trong tất cả các cách mã hóa
- ☐ c Chiều dài trung bình của các từ mã lớn hơn hoặc bằng entropie của nguồn

d Chiều dài trung bình các từ mã thỏa mãn hệ thức $\bar{n} = -\sum_{i=0}^s p(a_i) n_i = H_1(A)$

13/ Khoảng cách giữa hai từ mã bất kỳ α_i^n và α_j^n là số các dấu mã khác nhau tính theo cùng một vị trí giữa hai từ mã này, ký hiệu $d(\alpha_i^n, \alpha_j^n)$. Giả sử $\alpha_i^7 = 0\ 1\ 1\ 0\ 1\ 0\ 1$; $\alpha_j^7 = 1\ 0\ 0\ 1\ 1\ 1\ 0$

Khoảng cách giữa 2 từ mã α_i^n và α_j^n là $d(\alpha_i^7, \alpha_j^7)$ bằng các đại lượng nào dưới đây

- a 1;
- b 6;**
- c 12;
- d 14;

14/ Khoảng cách giữa hai từ mã bất kỳ α_i^n và α_j^n là số các dấu mã khác nhau tính theo cùng một vị trí giữa hai từ mã này, ký hiệu $d(\alpha_i^n, \alpha_j^n)$. Tìm biểu thức sai về khoảng cách mã d trong các biểu thức sau:

- a $n \geq d(\alpha_i^n, \alpha_j^n)$;
- b $d(\alpha_i^n, \alpha_j^n) \geq 0$
- c $d(\alpha_i^n, \alpha_j^n) \leq d(\alpha_j^n, \alpha_i^n)$;**
- d $d(\alpha_i^n, \alpha_j^n) = d(\alpha_j^n, \alpha_i^n)$

15/ Khoảng cách giữa hai từ mã bất kỳ α_i^n và α_j^n là số các dấu mã khác nhau tính theo cùng một vị trí giữa hai từ mã này, ký hiệu $d(\alpha_i^n, \alpha_j^n)$. Tìm biểu thức sai về khoảng cách mã d trong các biểu thức sau:

- a $d(\alpha_i^n, \alpha_j^n) + d(\alpha_j^n, \alpha_k^n) \geq d(\alpha_i^n, \alpha_k^n)$;
- b $d(\alpha_i^n, \alpha_j^n) \geq 0$;
- c $d(\alpha_i^n, \alpha_j^n) \leq 0$**
- d $n \geq d(\alpha_i^n, \alpha_j^n)$

16/ Khoảng cách giữa hai từ mã bất kỳ α_i^n và α_j^n là số các dấu mã khác nhau tính theo cùng một vị trí giữa hai từ mã này, ký hiệu $d(\alpha_i^n, \alpha_j^n)$. Chọn câu đúng sau :

- a $0 \leq d(\alpha_i^n, \alpha_j^n) \leq 1$;
- b $d(\alpha_i^n, \alpha_j^n) + d(\alpha_j^n, \alpha_k^n) = d(\alpha_i^n, \alpha_k^n)$
- c $1 \geq d(\alpha_i^n, \alpha_j^n)$;

d $d(\alpha_i^n, \alpha_j^n) \geq 0; d(\alpha_i^n, \alpha_j^n) = 0$ khi $\alpha_i^n \equiv \alpha_j^n$;

17/ Trọng số của một từ mã $W(\alpha_i^n)$ là số các dấu mã khác không trong từ mã Ví dụ:

$\alpha_i^7 = 0 \ 1 \ 1 \ 0 \ 1 \ 0 \ 1$ thì $W(\alpha_i^7) = 4$. Chọn câu đúng về các tính chất của trọng số $W(\alpha_i^n)$:

a $d(\alpha_i^n, \alpha_j^n) \geq w(\alpha_i^n + \alpha_j^n)$

b $W(\alpha_i^n) \leq 0$

c $d(\alpha_i^n, \alpha_j^n) \leq W(\alpha_i^n + \alpha_j^n)$;

d $d(\alpha_i^n, \alpha_j^n) = W(\alpha_i^n + \alpha_j^n)$ và $0 \leq W(\alpha_i^n) \leq 1$;

18/ Trọng số của một từ mã $W(\alpha_i^n)$ là số các dấu mã khác không trong từ mã Giả sử

$\alpha_i^7 = 0 \ 1 \ 1 \ 0 \ 1 \ 0 \ 1$, thì trọng số $W(\alpha_i^7)$ bằng số nào dưới đây

a 4 ;

b 3;

c 5 ;

d 7 ;

19/ Coi mỗi từ mã α_i^n là một vectơ n chiều trong một không gian tuyến tính n chiều V_n , khi đó phép cộng được thực hiện giữa hai từ mã tương tự như phép cộng giữa hai vectơ tương ứng được thực hiện trên trường nhị phân GF(2) Phép cộng theo modulo 2 này được mô tả như sau:

+	0	1
0	0	1
1	1	0

Cho $\alpha_i^7 = 0 \ 1 \ 1 \ 0 \ 1 \ 0 \ 1 \leftrightarrow (0, 1, 1, 0, 1, 0, 1)$

$\alpha_j^7 = 1 \ 0 \ 0 \ 1 \ 1 \ 1 \ 0 \leftrightarrow (1, 0, 0, 1, 1, 1, 0)$

Khi đó $\alpha_k^7 = \alpha_i^7 + \alpha_j^7$ bằng giá trị nào dưới đây

a (0 1, 1, 1, 0, 1, 1);

b (1 1, 1, 1, 0, 1, 1);

c (1 1, 1, 1, 1, 1, 1);

d (1 1, 1, 1, 0, 1, 0);

20/ Coi mỗi từ mã α_i^n là một vectơ n chiều trong một không gian tuyến tính n chiều V_n , khi đó phép cộng được thực hiện giữa hai từ mã tương tự như phép cộng giữa hai vectơ tương ứng được thực hiện trên trường nhị phân GF(2) Phép cộng theo modulo 2 này được mô tả như sau:

+	0	1
0	0	1
1	1	0

Cho $\alpha_i^8 = 1 \ 1 \ 1 \ 0 \ 1 \ 0 \ 1 \ 0 \leftrightarrow (1, 1, 1, 0, 1, 0, 1, 0)$

$\alpha_j^8 = 1 \ 0 \ 0 \ 1 \ 1 \ 1 \ 0 \ 1 \leftrightarrow (1, 0, 0, 1, 1, 1, 0, 1)$

Khi đó $\alpha_k^8 = \alpha_i^8 + \alpha_j^8$ bằng giá trị nào dưới đây

- a (1 1, 1, 1, 0, 1, 1, 1);
- b (1 1, 1, 1, 0, 1, 0,1);
- ☒ c (0 1, 1, 1, 0, 1, 1, 1);
- d (1 1, 1, 1, 0, 1, 1, 1);

21/ Chọn câu đúng về mã tuyến tính

- a Mã tuyến tính là mã mà từ mã của nó có các dấu mã là phi tuyến
- ☒ b Mã tuyến tính độ dài n là mã mà từ mã của nó có các dấu mã là các dạng tuyến tính
- c Mã tuyến tính là mã mà từ mã của nó vừa có các dấu mã là phi tuyến vừa ngẫu nhiên
- d Mã tuyến tính độ dài n là mã mà từ mã của nó có các dấu mã là các dạng ngẫu nhiên

22/ Chọn câu đúng về mã hệ thống tuyến tính :

- a Mã hệ thống tuyến tính (n,k) là mã tuyến tính độ dài n trong đó ta có thể chỉ ra được vị trí của k-1 dấu thông tin trong từ mã
- ☒ b Mã hệ thống tuyến tính (n,k) là mã tuyến tính độ dài n trong đó ta có thể chỉ ra được vị trí của k dấu thông tin trong từ mã
- c Mã hệ thống tuyến tính (n,k) là mã tuyến tính độ dài n trong đó ta có thể chỉ ra được vị trí của n-k dấu thông tin trong từ mã
- d Mã hệ thống tuyến tính (n,k) là mã tuyến tính độ dài n trong đó ta có thể chỉ ra được vị trí của $r = n - k$ dấu thông tin trong từ mã

23/ Chọn câu đúng về mã tuyến tính ngẫu nhiên :

- a Mã tuyến tính ngẫu nhiên là mã tuyến tính có các dấu mã được chọn ngẫu nhiên từ phép ánh xạ trong không gian phi tuyến
- ☒ b Mã tuyến tính ngẫu nhiên là mã tuyến tính có các dấu mã được chọn ngẫu nhiên từ các dạng tuyến tính có thể có
- c Mã tuyến tính ngẫu nhiên là mã tuyến tính có phép ánh xạ phi tuyến ngẫu nhiên
- d Mã tuyến tính ngẫu nhiên là mã ngẫu nhiên có các dấu mã được chọn tuyến tính từ các dạng tuyến tính có thể có

24/ Để mô tả mã tuyến tính, có thể sử dụng ma trận sinh $G_{k,n}$ Trong đại số tuyến tính ta biết rằng

với mỗi $G_{k,n}$ sẽ tồn tại ma trận $H_{r \times n}$ thỏa mãn: $G.H^T = 0$ Chọn câu đúng sau :

- ☒ a H được gọi là ma trận kiểm tra của mã tuyến tính (n,k) và H chứa r véc tơ hàng trực giao với các véc tơ hàng của G
- b $G_{k,n}$ là ma trận kiểm tra n hàng, r cột
- c H được gọi là ma trận sinh của mã tuyến tính (n,k)
- d $G_{k,n}$ không nhất thiết là ma trận sinh

25/ Giả sử sau khi thực hiện mã hóa, tin a_i được mã hóa thành 1001, khi đó độ dài từ mã n_i của tin này là :

- ☒ a 4;
- b 1;
- c 2;
- d 5;

26/ Sau khi thực hiện mã hóa nguồn rời rạc A (có entropy là $H(A)=1,5$) có thể tính được độ dài trung bình $\bar{n}$ Với mỗi cách mã hóa khác nhau sẽ tính được $\bar{n}$ khác nhau Trong các kết quả mã hóa, giá trị $\bar{n}$ nào dưới đây được gọi là tối ưu:

- a $\bar{n}=1,45$;

- ☒ **b** $\bar{n}=1,51;$
- c** $\bar{n}=1,35;$
- d** $\bar{n}=1,81;$

27/ Sau khi thực hiện mã hóa nguồn rời rạc A (có entropy là $H(A)=1,4$) có thể tính được độ dài trung bình $\bar{n}$ Với mỗi cách mã hóa khác nhau sẽ tính được $\bar{n}$ khác nhau Trong các kết quả mã hóa, giá trị $\bar{n}$ nào dưới đây được gọi là tối ưu nhất:

- a** $\bar{n}=1,51;$
- ☒ **b** $\bar{n}=1,45;$
- c** $\bar{n}=1,55;$
- d** $\bar{n}=1,75;$

28/ Sau khi thực hiện mã hóa nguồn rời rạc A (có entropy là $H(A)=1,9$) có thể tính được độ dài trung bình $\bar{n}$ Với mỗi cách mã hóa khác nhau sẽ tính được $\bar{n}$ khác nhau Trong các kết quả mã hóa, giá trị $\bar{n}$ nào dưới đây được gọi là tối ưu nhất:

- a** $\bar{n}=1,975;$
- b** $\bar{n}=1,91;$
- ☒ **c** $\bar{n}=1,905;$
- d** $\bar{n}=1,95;$

29/ Sau khi thực hiện mã hóa nguồn rời rạc A (có entropy là $H(A)=1,905$) có thể tính được độ dài trung bình $\bar{n}$ Với mỗi cách mã hóa khác nhau sẽ tính được $\bar{n}$ khác nhau Trong các kết quả mã hóa, giá trị $\bar{n}$ nào dưới đây được gọi là tối ưu nhất:

- ☒ **a** $\bar{n}=1,906;$
- b** $\bar{n}=1,907;$
- c** $\bar{n}=1,91;$
- d** $\bar{n}=1,95;$

30/ Sau khi thực hiện mã hóa nguồn rời rạc A (có entropy là $H(A)=2,01$ bit), có thể tính được độ dài trung bình $\bar{n}$ Với mỗi cách mã hóa khác nhau sẽ tính được $\bar{n}$ khác nhau Trong các kết quả mã hóa, giá trị $\bar{n}$ nào dưới đây được gọi là tối ưu:

- a** $\bar{n}=2,07;$
- b** $\bar{n}=2,11;$
- c** $\bar{n}=2,09;$
- ☒ **d** $\bar{n}=2,02;$

31/ Cho mã Cyclic $C(n, k) = C(7,4)$ có đa thức sinh là $g(x)$ thì

- a** $g(x)$ có bậc 4 ;
- b** $g(x)$ là một ước của $x^{7+4} + 1$
- c** $g(x)$ có bậc 5 ;
- ☒ **d** Từ $g(x)$ có thể xác định được ma trận sinh hệ thống G và ma trận kiểm tra H cho bộ mã

32/ Cho mã Cyclic $C(n, k) = C(7,4)$, có đa thức sinh $g(x)$ là

- a $g(x) = 1 + x + x^4$;
- b $g(x) = 1 + x + x^2 + x^4$
- ☒ c $g(x) = 1 + x^2 + x^3$;
- d $g(x) = 1 + x^2 + x^3 + x^4$

33/ Cho mã Cyclic $C(n, k) = C(7, 4)$, có đa thức sinh $g(x)$ là

- a $g(x) = 1 + x + x^2 + x^3$;
- ☒ b $g(x) = 1 + x + x^3$;
- c $g(x) = 1 + x^2 + x^4$
- d $g(x) = 1 + x^3 + x^4$

34/ Cho mã Cyclic $C(n, k) = C(7, 3)$, tìm câu sai về $g(x)$

- ☒ a $g(x)$ không là ước của $x^7 + 1$;
- b Từ $g(x)$ có thể xác định được ma trận sinh hệ thống G và ma trận kiểm tra H cho bộ mã
- c $g(x)$ có bậc 4;
- d $g(x)$ là một ước của $x^7 + 1$;

35/ Cho mã Cyclic $C(n, k) = C(7, 3)$, có đa thức sinh $g(x)$ là

- a $g(x) = 1 + x + x^4$
- ☒ b $g(x) = 1 + x + x^2 + x^4$;
- c $g(x) = 1 + x^2 + x^3 + x^5$
- d $g(x) = 1 + x^2 + x^3$;

36/ Cho mã Cyclic $C(n, k) = C(7, 3)$, có đa thức sinh $g(x)$ là

- a $g(x) = 1 + x + x^5$
- b $g(x) = 1 + x^2 + x^3 + x^5$
- c $g(x) = 1 + x + x^4$;
- ☒ d $g(x) = 1 + x + x^2 + x^4$;

37/ Phát biểu sau đúng hay sai : Cho mã Cyclic $C(n, k) = C(7, 3)$, $g(x)$ là đa thức bậc 4

- a Sai
- ☒ b Đúng

38/ Cho mã tuyến tính $(7, 4)$ Số ô nhớ cần thiết để nhớ bộ mã là

- a 7;
- ☒ b 28;
- c 4;
- d 112;

39/ Cho mã Xyclic $(7, 4)$ Số các ô nhớ cần thiết để nhớ bộ mã là

- ☒ a 7;
- b 112
- c 28;
- d 8

40/ Cho mã tuyến tính $(7, 3)$ Số ô nhớ cần thiết để nhớ bộ mã là

- a 7;

- ☒ b 21;
- c 3;
- d 56;

41/ Cho mã Xyclic (7,3) Số các ô nhớ cần thiết để nhớ bộ mã là

- a 3
- b 56
- c 21;
- ☒ d 7;

42/ Cho mã tuyến tính (n,k) Số ô nhớ cần thiết để nhớ bộ mã là

- a $n.2^k$
- ☒ b kn;
- c $n+k$;
- d n;

43/ Cho mã Xyclic (n,k) Số các ô nhớ cần thiết để nhớ bộ mã là

- a kn;
- b $n+k$;
- c $n.2^k$
- ☒ d n7;

44/ Chọn câu đúng sau:

- a Các dạng tuyến tính của k biến độc lập $x_1, x_2, \dots, x_k$ là các biểu thức có dạng:

$$f(x_1, \dots, x_k) = \sum_{i=1}^k a_i x_i \text{ Trong đó: } a_i \in F, F \text{ là một trường}$$

- ☒ b Các dạng tuyến tính của k biến độc lập $x_1, x_2, \dots, x_k$ là các biểu thức có dạng:

$$f(x_1, \dots, x_k) = \sum_{i=1}^k (a_i + x_i) \text{ Trong đã: } a_i \in F, F \text{ là một trường}$$

- c Các dạng tuyến tính của k biến độc lập $x_1, x_2, \dots, x_k$ là các biểu thức có dạng:

$$f(x_1, \dots, x_k) = \sum_{i=1}^k a_i - x_i \text{ Trong đã: } a_i \in F, F \text{ là một trường}$$

- d Các dạng tuyến tính của k biến độc lập $x_1, x_2, \dots, x_k$ là các biểu thức có dạng:

$$f(x_1, \dots, x_k) = \sum_{i=1}^k a_i - x_i \text{ Trong đó: } a_i \in F, F \text{ là một trường}$$

45/ Chọn câu sai về mã tuyến tính :

- a 2^k các véctơ khác nhau là tất cả các tổ hợp tuyến tính có thể có của k véctơ hàng này
- $G.H = 0$ Trong đó: $r = n - k$

- b Trong đại số tuyến tính ta biết rằng với mỗi G sẽ tồn tại ma trận $H_{r \times n}$ thỏa mãn:

- ☒ c Trong đại số tuyến tính ta biết rằng với mỗi G sẽ tồn tại ma trận $H_{r \times n}$ thỏa mãn:

- d Để mô tả mã tuyến tính, có thể sử dụng ma trận sinh $G_{k,n}$, ma trận này chứa k vectơ hàng độc lập tuyến tính tạo nên không gian mã $V_{-(n,k)}$ $G.H^T = 0$ Trong đó : $r = n - k$

46/ Để mô tả mã tuyến tính, có thể sử dụng ma trận sinh $G_{k,n}$ Trong đại số tuyến tính ta biết rằng với mỗi $G_{k,n}$ sẽ tồn tại ma trận $H_{r \times n}$ thỏa mãn: $G.H^T = 0$ Chọn câu sai sau :

- a $G_{k,n}$ là ma trận k hàng, n cột
- ☒ b H^T được gọi là ma trận k hàng, n cột ;
- c $H_{r \times n}$ là ma trận r hàng, n cột ;
- d H^T được gọi là ma trận chuyển vị của H

47/ Khi xây dựng một mã tuyến tính (n, k, d_0) người ta phải tìm được các mã có độ thừa nhỏ nhưng lại có khả năng chống chế sai lớn. Người ta thường xây dựng mã này dựa trên các bài toán tối ưu Tìm câu sai trong các câu dưới đây:

- a Với k và d_0 xác định, ta phải tìm được mã có độ dài với từ mã là lớn nhất Tương ứng với bài toán này ta có giới hạn $n = k$
- b Với n và k xác định, ta phải tìm được mã có khoảng cách d_0 là lớn nhất Tương ứng với bài

toán này ta có giới hạn Plotkin sau:
$$n \geq \sum_{i=0}^{k-1} \left\lceil \frac{d_0}{2^i} \right\rceil$$

- c Với k và d_0 xác định, ta phải tìm được mã có độ dài với từ mã là nhỏ nhất Tương ứng với bài

toán này ta có giới hạn Griesmer sau:
$$d_0 \leq \frac{n \cdot 2^{k-1}}{2^k - 1}$$

- ☒ d Với n và số sai khi sửa t xác định, ta phải tìm được mã có số dấu thông tin k là lớn nhất (hay số dấu thừa G là nhỏ nhất) Tương ứng với bài toán này ta có giới hạn Hamming

sau:
$$2^{n-k} \geq \sum_{i=0}^t C_n^i$$

48/ Chọn định nghĩa sai về mã xyclic trong các định nghĩa sau

- a Mã xyclic (n, k) là Ideal $I = \langle g(X) \rangle$ của vành đa thức $Z_2[x]/X^n + 1$
- ☒ b Mã xyclic (n, k) là một bộ mã mà đa thức sinh có bậc $r = n+k$
- c Mã xyclic là một bộ mã tuyến tính
- d Mã xyclic là một bộ mã, mà nếu $a(X)$ là một từ mã thì dịch vòng của $a(X)$ cũng là một từ mã thuộc bộ mã này

49/ Chọn câu đúng của định lý về khả năng sửa sai

- a Mã đều nhị phân có độ thừa $(D > 0)$ với khoảng cách Hamming $d_0 = 4$ có khả năng sửa được t sai thỏa mãn điều kiện: $t \leq \left\lfloor \frac{d_0 + 1}{2} \right\rfloor$
- b Mã đều nhị phân có độ thừa $(D > 0)$ với khoảng cách Hamming $d_0 > 1$ có khả năng phát hiện t sai thỏa mãn điều kiện $t \leq d_0 - 1$

c Mã đều nhị phân có độ thừa ($D > 0$) với khoảng cách Hamming $d_0 \geq 3$ có khả năng sửa được t sai thỏa mãn điều kiện: $t \leq \left\lfloor \frac{d_0 - 1}{2} \right\rfloor$ và có khả năng phát hiện t sai thỏa mãn điều kiện $t \leq d_0 - 1$

d Mã đều nhị phân có độ thừa ($D > 0$) với khoảng cách Hamming $d_0 \geq 1$ có khả năng sửa được t sai thỏa mãn điều kiện: $t \leq \left\lfloor \frac{d_0 - 1}{2} \right\rfloor$

50/ Từ định lý mã hoá thứ 1 của Shannon đối với mã nhị phân ta có : $\bar{n} = \sum_{i=1}^s p(a_i) n_i \geq H_1(A)$

Từ biểu thức trên tìm câu đúng nhất trong các biểu thức sau :

a $\bar{n} = \sum_{i=1}^s p(a_i) \log p(a_i);$

b $\sum_{i=1}^s p(a_i) n_i = \sum_{i=1}^s p(a_i) \log p(a_i);$

c $\sum_{i=1}^s p(a_i) n_i \geq -\sum_{i=1}^s p(a_i) \log p(a_i);$

d $p(a_i) n_i = -p(a_i) \log p(a_i)$

51/ Theo định lý mã hoá thứ 1 của Shannon đối với mã nhị phân ta có:

$$\bar{n} = \sum_{i=1}^s p(a_i) n_i \geq H_1(A) = -\sum_{i=1}^s p(a_i) \log p(a_i)$$

Từ biểu thức này suy ra độ dài từ mã n_i và xác suất $p(a_i)$ liên hệ với nhau: $n_i \geq \log \frac{1}{p(a_i)}$ (*)

Từ (*) tìm câu đúng sau về nguyên tắc lập mã tiết kiệm:

a Các từ mã có độ dài lớn sẽ được dùng để mã hóa cho các tin có xác suất lớn

b Các từ mã có độ dài n tỷ lệ thuận với xác suất P

c Các tin có xác suất xuất hiện lớn được mã hóa bằng các từ mã có độ dài nhỏ và ngược lại các tin có xác suất xuất hiện nhỏ được mã hóa bằng các từ mã có độ dài lớn

d Các từ mã có độ dài nhỏ sẽ được dùng để mã hóa cho các tin có xác suất nhỏ

52/ Cho nguồn tin $X = \{x_1, x_2, x_3, x_4, x_5\}$ với các xác suất lần lượt là $\{1/2, 1/4, 1/8, 1/16, 1/16\}$

Biết x_1 được mã hóa thành 0, x_2 được mã hóa thành 10, x_3 được mã hóa thành 110, x_4 được mã hóa thành 1110, x_5 được mã hóa thành 1111 Bộ mã tối ưu cho nguồn trên có chiều dài trung bình tính

theo công thức : $\bar{n} = \sum_{i=1}^s p(x_i) n_i$ là :

a 1,88

b 1,90

c 1,875

d 1,925

53/ Yêu cầu của phép mã hóa: những từ mã có độ dài nhỏ hơn không trùng với phần đầu của từ mã có độ dài lớn hơn Các tin có xác suất xuất hiện lớn hơn được mã hóa bằng các từ mã có độ dài nhỏ và ngược lại.

Cho nguồn tin $X = \{x_1, x_2, x_3, x_4, x_5\}$ với các xác suất lần lượt là $\{1/2, 1/4, 1/8, 1/16, 1/16\}$

Biết x_1 được mã hóa thành 0, x_2 được mã hóa thành 10 Chọn câu đúng dưới đây để mã hóa cho x_3

- a 101
- b 011
- ☒ c 110
- d 100

54/ Yêu cầu của phép mã hóa: những từ mã có độ dài nhỏ hơn không trùng với phần đầu của từ mã có độ dài lớn hơn Các tin có xác suất xuất hiện lớn hơn được mã hóa bằng các từ mã có độ dài nhỏ và ngược lại. Cho nguồn tin $X = \{x_1, x_2, x_3, x_4, x_5\}$ với các xác suất lần lượt là $\{1/2, 1/4, 1/8, 1/16, 1/16\}$

Biết x_1 được mã hóa thành 0, x_2 được mã hóa thành 11, x_3 được mã hóa thành 100

Chọn câu đúng dưới đây để mã hóa cho x_4

- a 000
- b 110
- c 001
- ☒ d 1010

55/ Yêu cầu của phép mã hóa: những từ mã có độ dài nhỏ hơn không trùng với phần đầu của từ mã có độ dài lớn hơn Các tin có xác suất xuất hiện lớn hơn được mã hóa bằng các từ mã có độ dài nhỏ và ngược lại Cho nguồn tin $X = \{x_1, x_2, x_3, x_4, x_5\}$ với các xác suất lần lượt là $\{1/2, 1/4, 1/8, 1/16, 1/16\}$

Biết x_1 được mã hóa thành 0, x_2 được mã hóa thành 10, x_3 được mã hóa thành 110, x_4 được mã hóa thành 1110. Chọn câu đúng dưới đây để mã hóa cho x_5

- a 1010
- ☒ b 1111
- c 101
- d 110

56/ Cho mã Cyclic $C(7, 4)$ có đa thức sinh là $g(x) = 1 + x + x^3$ và đa thức sinh G sau :

$$G = \begin{pmatrix} 1 & +x & +x^3 \\ x & +x^2 & +x^4 \\ x^2 & +x^3 & +x^5 \\ x^3 & +x^4 & +x^6 \end{pmatrix}$$

Ma trận nào sau đây là một ma trận sinh G ứng với mã Cyclic $C(7,4)$ trên

- ☒ a $\begin{bmatrix} 1101000 \\ 0110100 \\ 0011010 \\ 0001101 \end{bmatrix}$
- b $\begin{bmatrix} 1010100 \\ 0101100 \\ 0010110 \\ 0001011 \end{bmatrix}$
- c $\begin{bmatrix} 1000100 \\ 0100000 \\ 0011001 \\ 0001011 \end{bmatrix}$

d
$$\begin{bmatrix} 1010100 \\ 0101010 \\ 0010101 \\ 0001101 \end{bmatrix}$$

57/ Cho mã Cyclic $C(7, 4)$ có đa thức sinh là $g(x) = 1 + x^2 + x^3$ và đa thức sinh G sau

$$G = \begin{pmatrix} 1 + x^2 + x^3 \\ x + x^3 + x^4 \\ x^2 + x^4 + x^5 \\ x^3 + x^5 + x^6 \end{pmatrix}$$

Ma trận nào sau đây là một ma trận sinh G ứng với mã Cyclic $C(7,4)$ trên

a
$$\begin{bmatrix} 1010100 \\ 0101010 \\ 0010101 \\ 0001101 \end{bmatrix}$$

☒ b
$$\begin{bmatrix} 1011000 \\ 0101100 \\ 0010110 \\ 0001011 \end{bmatrix}$$

c
$$\begin{bmatrix} 1010100 \\ 0101100 \\ 0010110 \\ 0001011 \end{bmatrix}$$

d
$$\begin{bmatrix} 1000100 \\ 0100000 \\ 0011001 \\ 0001011 \end{bmatrix}$$

58/ Cho mã Cyclic $C(7, 4)$ có đa thức sinh là : $g(x) = 1 + x + x^3$ và ma trận sinh G. Từ ma trận sinh G tính được ma trận kiểm tra H bên:

$$H = \begin{pmatrix} 1 + x^2 + x^3 + x^4 \\ x + x^3 + x^4 + x^5 \\ x^2 + x^4 + x^5 + x^6 \end{pmatrix}$$

Chuyển ma trận kiểm tra H sang dạng không gian tuyến tính. Ma trận nào sau đây là một ma trận kiểm tra H (dạng không gian tuyến tính)

☒ a
$$\begin{bmatrix} 1011100 \\ 0101110 \\ 0010111 \end{bmatrix}$$

b $\begin{bmatrix} 1010100 \\ 0101010 \\ 0010101 \end{bmatrix}$

c $\begin{bmatrix} 1000100 \\ 0100000 \\ 0011001 \end{bmatrix}$

d $\begin{bmatrix} 1010100 \\ 0101100 \\ 0010110 \end{bmatrix}$

59/ Cho mã Cyclic $C(7, 4)$ có đa thức sinh là : $g(x) = 1 + x^2 + x^3$ và ma trận sinh G Từ ma trận sinh G tính được ma trận kiểm tra H bên :

$$H = \begin{pmatrix} 1 + x + x^2 + x^4 \\ x + x^2 + x^3 + x^5 \\ x^2 + x^3 + x^4 + x^6 \end{pmatrix}$$

Chuyển ma trận kiểm tra H sang dạng không gian tuyến tính. Ma trận nào sau đây là một ma trận kiểm tra H (dạng không gian tuyến tính)

a $\begin{bmatrix} 1110100 \\ 0111010 \\ 0011101 \end{bmatrix}$

b $\begin{bmatrix} 1010100 \\ 0101010 \\ 0010101 \end{bmatrix}$

c $\begin{bmatrix} 1010100 \\ 0101100 \\ 0010110 \end{bmatrix}$

d $\begin{bmatrix} 1000100 \\ 0100000 \\ 0011001 \end{bmatrix}$

60/ Tin rời rạc $a_i \in A$; RA: Từ mã $f_i(x)$ tương ứng với a_i Thuật toán xây dựng từ mã xyclic gồm theo 4 bước: M,N,P,Q được sắp xếp ngẫu nhiên **M**: Mô tả tin a_i trong tập tin cần mã hóa (gồm 2^k tin) bằng một đa thức $a_i(X)$ với $\deg a_i(X) \leq k-1$

N: Chia $a_i(X).x^{n-k}$ cho đa thức sinh $g(X)$ để tìm phần dư $r_i(X)$

P: Nâng bậc $a_i(X)$ bằng cách nhân nó với x^{n-k}

Q : Xây dựng từ mã xyclic: $f_i(x) = a_i(X).x^{n-k} + r_i(X)$

Chọn các sắp xếp thứ tự đúng thuật toán xây dựng từ mã xyclic:

- a** M-P-N-Q ;
b P-Q-M-N;
c M-N-P-Q;

d Q-M-N-P;

61/ Giả sử sau khi thực hiện mã hóa nguồn rời rạc A. Ta có kết quả mã hoá sau :
 $\begin{Bmatrix} A1 & A4 & A5 & A2 & A3 \\ 00 & 10 & 110 & 1111 & 1110 \end{Bmatrix}$ Giải mã cho dãy bit nhận được có dạng 11100011010111100 sẽ được

kết quả nào sau đây:

- a A3-A1-A5-A4-A2-A2;
- ☒ b A3-A1-A5-A4-A2-A1;
- c A3-A1-A5-A4-A2-A2;
- d A3-A2-A5-A4-A2-A1;

62/ Giả sử sau khi thực hiện mã hóa nguồn rời rạc A

Ta có kết quả mã hoá sau : $\begin{Bmatrix} A1 & A4 & A5 & A2 & A3 \\ 00 & 10 & 110 & 1111 & 1110 \end{Bmatrix}$ Giải mã cho dãy bit nhận được có dạng 11110011010111100 sẽ được. kết quả nào sau đây:

- a A3-A1-A5-A4-A2-A2;
- b A3-A2-A5-A4-A2-A1;
- c A3-A1-A5-A4-A2-A1;
- ☒ d A2-A1-A5-A4-A2-A1;

63/ Giả sử sau khi thực hiện mã hóa nguồn rời rạc A

Ta có kết quả mã hoá sau : $\begin{Bmatrix} A1 & A4 & A5 & A2 & A3 \\ 00 & 10 & 110 & 1111 & 1110 \end{Bmatrix}$ Giải mã cho dãy bit nhận được có dạng 1111001101011110010 sẽ được kết quả nào sau đây:

- a A2-A1-A5-A4-A2-A1-A3;
- b A3-A1-A5-A4-A2-A2;
- ☒ c A2-A1-A5-A4-A2-A1-A4
- d A3-A1-A5-A4-A2-A1;

64/ Giả sử sau khi thực hiện mã hóa nguồn rời rạc A

Ta có kết quả mã hoá sau : $\begin{Bmatrix} A1 & A4 & A5 & A2 & A3 \\ 00 & 10 & 110 & 1111 & 1110 \end{Bmatrix}$ Giải mã cho dãy bit nhận được có dạng 11110011010111100110 sẽ được kết quả nào sau đây:

- a A2-A1-A5-A4-A2-A1-A4
- ☒ b A2-A1-A5-A4-A2-A1-A5;
- c A3-A1-A5-A4-A2-A1;
- d A2-A1-A5-A4-A2-A1-A3;

65/ Giả sử sau khi thực hiện mã hóa nguồn rời rạc A

Ta có kết quả mã hoá sau : $\begin{Bmatrix} A1 & A4 & A5 & A2 & A3 \\ 00 & 10 & 110 & 1111 & 1110 \end{Bmatrix}$ Giải mã cho dãy bit nhận được có dạng 1111001101011110011000 sẽ được kết quả nào sau đây:

- a A2-A1-A5-A4-A2-A1-A4
- ☒ b A2-A1-A5-A4-A2-A1-A5-A1
- c A2-A1-A5-A4-A2-A1-A3;
- d A3-A1-A5-A4-A2-A1;

66/ Giả sử sau khi thực hiện mã hóa, các tin a_i với xác suất tương ứng $P(a_i)$ được mã hóa thành các mã nhị phân có độ dài mã n_i tương ứng như bảng sau:

Ký tự (Tin)	a_1	a_2	a_3	a_4	a_5
$P(a_i)$	0,2	0,1	0,1	0,15	0,45
Mã tương ứng	01	0000	0001	001	1
n_i	2	4	4	3	1

Tính độ dài mã trung bình theo biểu thức $\bar{n} = \sum_{i=1}^5 n_i p(a_i)$ ta được giá trị nào :

- a 4;
- b 3;
- ☒ c 2,1;
- d 1,2;

67/ Giả sử sau khi thực hiện mã hóa, các tin a_i với xác suất tương ứng $P(a_i)$ được mã hóa thành các mã nhị phân có độ dài mã n_i tương ứng như bảng sau:

Ký tự (Tin)	a_1	a_2	a_3	a_4	a_5
$P(a_i)$	0,2	0,05	0,05	0,15	0,55
Mã tương ứng	01	0000	0001	001	1
n_i	2	4	4	3	1

Tính độ dài mã trung bình theo biểu thức $\bar{n} = \sum_{i=1}^5 n_i p(a_i)$ ta được giá trị nào:

- ☒ a 1,8;
- b 4;
- c 2,4;
- d 3;

68/ Giả sử sau khi thực hiện mã hóa, các tin a_i với xác suất tương ứng $P(a_i)$ được mã hóa thành các mã nhị phân có độ dài mã n_i tương ứng như bảng sau :

Ký tự (Tin)	a_1	a_2	a_3	a_4	a_5
$P(a_i)$	0,45	0,2	0,15	0,1	0,1
Mã tương ứng	00	011	101	1100	1110
n_i	2	3	3	4	4

Tính độ dài mã trung bình theo biểu thức $\bar{n} = \sum_{i=1}^5 n_i p(a_i)$ ta được giá trị nào :

- a 1,8;
- b 2,1;
- c 4;
- ☒ d 2,75;

69/ Giả sử sau khi thực hiện mã hóa, các tin a_i với xác suất tương ứng $P(a_i)$ được mã hóa thành các mã nhị phân có độ dài mã n_i tương ứng như bảng sau :

Ký tự (Tin)	a_1	a_2	a_3	a_4	a_5
$P(a_i)$	0,4	0,25	0,125	0,125	0,1
Mã tương ứng	00	01	101	110	1110
n_i	2	2	3	3	4

Tính độ dài mã trung bình theo biểu thức $\bar{n} = \sum_{i=1}^5 n_i p(a_i)$ ta được giá trị nào :

- a 2,1 dấu mã;
- b 1,8 dấu mã ;
- c 2,75 dấu mã;
- ☒ d 2,45 dấu mã;

70/ Giả sử sau khi thực hiện mã hóa, các tin a_i với xác suất tương ứng $P(a_i)$ được mã hóa thành các mã nhị phân có độ dài mã n_i tương ứng như bảng sau :

Ký tự (Tin)	a_1	a_2	a_3	a_4	a_5
$P(a_i)$	0,4	0,3	0,2	0,05	0,05
Mã tương ứng	00	01	101	11100	11110
n_i	2	2	3	5	5

Tính độ dài mã trung bình theo biểu thức $\bar{n} = \sum_{i=1}^5 n_i p(a_i)$ ta được giá trị nào :

- ☒ a 2,5;
- b 2,45;
- c 1,8;
- d 2,75;

71/ Một dãy tin $X = \{x_1, x_2, \dots, x_n\}$ với $x_i \in X; i=1 \rightarrow n$ Lượng tin $I(X)$ chứa trong dãy tin X sẽ là:

$I(X) = \log \frac{1}{P(x_1)} + \log \frac{1}{P(x_2)} + \dots + \log \frac{1}{P(x_n)}$ Giả sử cho nguồn $X = \{x_1, x_2, x_3, x_4, x_5\}$ với các xác suất lần lượt là $\{1/2, 1/4, 1/8, 1/16, 1/16\}$. Lượng tin $I(X)$ chứa trong dãy tin $X = \{x_1 x_2 x_1 x_1 x_3 x_4 x_1 x_1 x_5\}$ là:

- a 17 bit ;
- b 15 bit;
- ☒ c 18 bit;
- d 16 bit;

72/ Khi xây dựng một mã tuyến tính (n, k, d_0) người ta phải tìm được các mã có độ thừa nhỏ nhưng lại có khả năng chống chế sai lớn Người ta thường xây dựng mã này dựa trên các bài toán tối ưu. Tìm câu sai trong các câu dưới đây:

- ☒ a Với k và d_0 xác định, ta phải tìm được mã có độ dài với từ mã là lớn nhất. Tương ứng với bài toán này ta có giới hạn $n = k$
- b Với k và d_0 xác định, ta phải tìm được mã có độ dài với từ mã là nhỏ nhất. Tương ứng với bài toán này ta có giới hạn Griesmer sau:

$$n \geq \sum_{i=0}^{k-1} \left\lceil \frac{d_0}{2^i} \right\rceil$$

- c Với n và số sai khi sửa t xác định, ta phải tìm được mã có số dấu thông tin k là lớn nhất (hay số dấu thừa G là nhỏ nhất) Tương ứng

$$d_0 \leq \frac{n \cdot 2^{k-1}}{2^k - 1}$$

- d** Với n và k xác định, ta phải tìm được mã có khoảng cách d_0 là lớn nhất Tương ứng với bài toán này ta có giới hạn Plotkin sau:
với bài toán này ta có giới hạn Hamming sau:

$$2^{n-k} \geq \sum_{i=0}^t C_n^i$$

73/ Chọn câu đúng của định lý về khả năng phát hiện sai sau

- a** Mã đều nhị phân có độ thừa ($D > 0$) với khoảng cách Hamming $d_0 = 1$ có khả năng phát hiện t sai thỏa mãn điều kiện $t \leq d_0 + 1$
- b** Mã đều nhị phân có độ thừa ($D > 0$) với khoảng cách Hamming $d_0 > 1$ có khả năng phát hiện t sai thỏa mãn điều kiện $t \leq d_0$ và có
- c** Mã đều nhị phân có độ thừa ($D > 0$) với khoảng cách Hamming $d_0 > 1$ có khả năng phát hiện t sai thỏa mãn điều kiện $t \leq d_0 - 1$ khả năng sửa được t sai thỏa mãn điều kiện: $t \leq \left\lfloor \frac{d_0 - 1}{2} \right\rfloor$
- d** Mã đều nhị phân có độ thừa ($D > 0$) với khoảng cách Hamming $d_0 \geq 3$ có khả năng phát hiện được t sai thỏa mãn điều kiện: $t \leq \left\lfloor \frac{d_0 - 1}{2} \right\rfloor$

74/ Thực hiện mã hóa Shannon - Fano nguồn rời rạc A sau :

$$A = \left\{ \begin{matrix} a_i \\ p(a_i) \end{matrix} \right\} = \left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 1/2 & 1/4 & 1/8 & 1/16 & 1/16 \end{matrix} \right\} \text{ sẽ được kết quả nào sau đây:}$$

a $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 11 & 110 & 1110 & 1111 \end{matrix} \right\};$

b $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 01 & 11 & 111 & 1111 \end{matrix} \right\};$

c $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 111 & 1110 & 1111 \end{matrix} \right\};$

d $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 110 & 1110 & 1111 \end{matrix} \right\};$

75/ Thực hiện mã hóa Shannon - Fano nguồn rời rạc A sau :

$$A = \left\{ \begin{matrix} a_i \\ p(a_i) \end{matrix} \right\} = \left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 1/16 & 1/16 & 1/8 & 1/4 & 1/2 \end{matrix} \right\} \text{ sẽ được kết quả nào sau đây:}$$

a $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 110 & 1110 & 1111 \end{matrix} \right\};$

b $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 11 & 110 & 1110 & 1111 \end{matrix} \right\};$

c $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 111 & 1110 & 1111 \end{matrix} \right\};$

d $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 1111 & 1110 & 110 & 10 & 0 \end{Bmatrix}$

76/ Thực hiện mã hóa Shannon - Fano nguồn rời rạc A sau :

$A = \begin{Bmatrix} a_i \\ p(a_i) \end{Bmatrix} = \begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 1/4 & 1/2 & 1/8 & 1/16 & 1/16 \end{Bmatrix}$ sẽ được kết quả nào sau đây:

a $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 10 & 0 & 110 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix}$

b $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 111 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix}$

c $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 01 & 11 & 111 & 1111 \end{Bmatrix};$

d $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 110 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix};$

77/ Thực hiện mã hóa Shannon - Fano nguồn rời rạc A sau :

$A = \begin{Bmatrix} a_i \\ p(a_i) \end{Bmatrix} = \begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 1/8 & 1/4 & 1/2 & 1/16 & 1/16 \end{Bmatrix}$ sẽ được kết quả nào sau đây:

a $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 110 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix};$

b $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 110 & 10 & 0 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix}$

c $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 11 & 110 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix};$

d $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 01 & 11 & 111 & 1111 \end{Bmatrix};$

78/ Thực hiện mã hóa Shannon - Fano nguồn rời rạc A sau :

$A = \begin{Bmatrix} a_i \\ p(a_i) \end{Bmatrix} = \begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 1/16 & 1/4 & 1/8 & 1/2 & 1/16 \end{Bmatrix}$ sẽ được kết quả nào sau đây:

a $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 110 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix};$

b $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 1110 & 10 & 110 & 0 & 1111 \end{Bmatrix}$

c $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 01 & 11 & 111 & 1111 \end{Bmatrix};$

d $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 11 & 110 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix};$

79/ Thực hiện mã hóa Shannon - Fano nguồn rời rạc A sau :

$A = \begin{Bmatrix} a_i \\ p(a_i) \end{Bmatrix} = \begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 1/2 & 1/4 & 1/16 & 1/8 & 1/16 \end{Bmatrix}$ sẽ được kết quả nào sau đây:

- a** $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 1110 & 110 & 1111 \end{Bmatrix};$
- b** $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 01 & 11 & 111 & 1111 \end{Bmatrix};$
- c** $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 11 & 110 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix};$
- d** $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 111 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix}$

80/ Thực hiện mã hóa Shannon - Fano nguồn rời rạc A sau :

$$A = \begin{Bmatrix} a_i \\ p(a_i) \end{Bmatrix} = \begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 1/2 & 1/8 & 1/4 & 1/16 & 1/16 \end{Bmatrix} \text{ sẽ được kết quả nào sau đây:}$$

- a** $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 110 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix};$
- b** $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 11 & 01 & 111 & 1111 \end{Bmatrix};$
- c** $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 111 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix}$
- d** $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 11 & 110 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix}$

81/ Thực hiện mã hóa Shannon - Fano nguồn rời rạc A sau :

$$A = \begin{Bmatrix} a_i \\ p(a_i) \end{Bmatrix} = \begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 1/2 & 1/16 & 1/8 & 1/4 & 1/16 \end{Bmatrix} \text{ sẽ được kết quả nào sau đây:}$$

- a** $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 01 & 11 & 111 & 1111 \end{Bmatrix};$
- b** $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 111 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix}$
- c** $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 1110 & 110 & 10 & 1111 \end{Bmatrix};$
- d** $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 110 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix};$

82/ Thực hiện mã hóa Shannon - Fano nguồn rời rạc A sau :

$$A = \begin{Bmatrix} a_i \\ p(a_i) \end{Bmatrix} = \begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 1/2 & 1/4 & 1/16 & 1/16 & 1/8 \end{Bmatrix} \text{ sẽ được kết quả nào sau đây:}$$

- a** $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 1111 & 1110 & 110 \end{Bmatrix}$
- b** $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 110 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix};$
- c** $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 01 & 11 & 111 & 1111 \end{Bmatrix};$

$$\mathbf{d} \quad \begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 11 & 110 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix};$$

83/ Thực hiện mã hóa Shannon - Fano nguồn rời rạc A sau :

$$A = \begin{Bmatrix} a_i \\ p(a_i) \end{Bmatrix} = \begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 1/16 & 1/4 & 1/8 & 1/16 & 1/2 \end{Bmatrix} \text{ sẽ được kết quả nào sau đây:}$$

$$\mathbf{a} \quad \begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 110 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix};$$

$$\mathbf{b} \quad \begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 11 & 110 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix};$$

$$\mathbf{c} \quad \begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 01 & 11 & 111 & 1111 \end{Bmatrix};$$

$$\mathbf{d} \quad \begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 1111 & 10 & 110 & 1110 & 0 \end{Bmatrix}$$

84/ Giả sử sau khi thực hiện mã hóa Shannon - Fano nguồn rời rạc A :

$$A = \begin{Bmatrix} a_i \\ p(a_i) \end{Bmatrix} = \begin{Bmatrix} a_1 & a_4 & a_5 & a_2 & a_3 \\ 1/2 & 1/4 & 1/8 & 1/16 & 1/16 \end{Bmatrix}$$

Ta có kết quả mã hoá sau : $\begin{Bmatrix} a_1 & a_4 & a_5 & a_2 & a_3 \\ 0 & 10 & 110 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix}$ Độ dài từ mã trung bình $\bar{n}$ và entropy $H(A)$

được tính theo biểu thức

$$\bar{n} = \sum_{i=1}^5 p(a_i) n_i \text{ và } H(A) = - \sum_{i=1}^5 p(a_i) \log p(a_i) \text{ sẽ có kết quả nào sau đây :}$$

$$\mathbf{a} \quad \bar{n} = H(A) = 2,875;$$

$$\mathbf{b} \quad \bar{n} = H(A) = 1,875;$$

$$\mathbf{c} \quad \bar{n} = 1,875 \text{ và } H(A) = 1,95;$$

$$\mathbf{d} \quad \bar{n} = 1,95 \text{ và } H(A) = 1,875$$

85/ Thực hiện mã hóa Shannon - Fano nguồn rời rạc A sau :

$$A = \begin{Bmatrix} a_i \\ p(a_i) \end{Bmatrix} = \begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0.5 & 0.25 & 0.125 & 0.0625 & 0.0625 \end{Bmatrix} \text{ sẽ được kết quả nào sau đây:}$$

$$\mathbf{a} \quad \begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 01 & 11 & 111 & 1111 \end{Bmatrix};$$

$$\mathbf{b} \quad \begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 110 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix}$$

$$\mathbf{c} \quad \begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 111 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix}$$

$$\mathbf{d} \quad \begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 11 & 110 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix};$$

86/ Thực hiện mã hóa Shannon - Fano nguồn rời rạc A sau :

$$A = \left\{ \begin{matrix} a_i \\ p(a_i) \end{matrix} \right\} = \left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0.25 & 0.5 & 0.125 & 0.0625 & 0.0625 \end{matrix} \right\} \text{ sẽ được kết quả nào sau đây:}$$

a $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 11 & 110 & 1110 & 1111 \end{matrix} \right\};$

(b) $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 10 & 0 & 110 & 1110 & 1111 \end{matrix} \right\};$

c $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 110 & 1110 & 1111 \end{matrix} \right\}$

d $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 111 & 1110 & 1111 \end{matrix} \right\}$

87/ Thực hiện mã hóa Shannon - Fano nguồn rời rạc A sau :

$$A = \left\{ \begin{matrix} a_i \\ p(a_i) \end{matrix} \right\} = \left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0.125 & 0.25 & 0.5 & 0.0625 & 0.0625 \end{matrix} \right\} \text{ sẽ được kết quả nào sau đây:}$$

a $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 110 & 1110 & 1111 \end{matrix} \right\}$

(b) $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 110 & 10 & 0 & 1110 & 1111 \end{matrix} \right\}$

c $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 01 & 11 & 111 & 1111 \end{matrix} \right\};$

d $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 111 & 1110 & 1111 \end{matrix} \right\}$

88/ Thực hiện mã hóa Shannon - Fano nguồn rời rạc A sau :

$$A = \left\{ \begin{matrix} a_i \\ p(a_i) \end{matrix} \right\} = \left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0.0625 & 0.25 & 0.125 & 0.5 & 0.0625 \end{matrix} \right\} \text{ sẽ được kết quả nào sau đây:}$$

(a) $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 1110 & 10 & 110 & 0 & 1111 \end{matrix} \right\}$

b $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 01 & 11 & 111 & 1111 \end{matrix} \right\};$

c $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 11 & 110 & 1110 & 1111 \end{matrix} \right\};$

d $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 110 & 1110 & 1111 \end{matrix} \right\}$

89/ Thực hiện mã hóa Shannon - Fano nguồn rời rạc A sau :

$$A = \left\{ \begin{matrix} a_i \\ p(a_i) \end{matrix} \right\} = \left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0.0625 & 0.25 & 0.125 & 0.0625 & 0 \end{matrix} \right\} \text{ sẽ được kết quả nào sau đây:}$$

a $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 11 & 110 & 1110 & 1111 \end{matrix} \right\};$

b $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 110 & 1110 & 1111 \end{matrix} \right\}$

c $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 1111 & 10 & 110 & 1110 & 0 \end{Bmatrix}$

d $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 01 & 11 & 111 & 1111 \end{Bmatrix};$

90/ Thực hiện mã hóa Shannon - Fano nguồn rời rạc A sau :

$$A = \begin{Bmatrix} a_i \\ p(a_i) \end{Bmatrix} = \begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0.5 & 0.125 & 0.25 & 0.0625 & 0.0625 \end{Bmatrix} \text{ sẽ được kết quả nào sau đây:}$$

a $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 01 & 11 & 111 & 1111 \end{Bmatrix};$

b $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 111 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix}$

c $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 11 & 110 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix};$

d $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 110 & 10 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix}$

91/ Thực hiện mã hóa Shannon - Fano nguồn rời rạc A sau :

$$A = \begin{Bmatrix} a_i \\ p(a_i) \end{Bmatrix} = \begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0.5 & 0.0625 & 0.125 & 0.25 & 0.0625 \end{Bmatrix} \text{ sẽ được kết quả nào sau đây:}$$

a $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 11 & 110 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix};$

b $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 1 & 00 & 010 & 0111 & 0101 \end{Bmatrix}$

c $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 111 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix}$

d $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 1110 & 110 & 10 & 1111 \end{Bmatrix}$

92/ Thực hiện mã hóa Shannon - Fano nguồn rời rạc A sau :

$$A = \begin{Bmatrix} a_i \\ p(a_i) \end{Bmatrix} = \begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0.5 & 0.0625 & 0.125 & 0.0625 & 0.25 \end{Bmatrix} \text{ sẽ được kết quả nào sau đây:}$$

a $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 110 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix}$

b $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 111 & 1110 & 1111 \end{Bmatrix}$

c $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 01 & 11 & 111 & 1111 \end{Bmatrix};$

d $\begin{Bmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 1111 & 110 & 1110 & 10 \end{Bmatrix};$

93/ Thực hiện mã hóa Shannon - Fano nguồn rời rạc A sau :

$A = \left\{ \begin{matrix} a_i \\ p(a_i) \end{matrix} \right\} = \left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0.5 & 0.25 & 0.0625 & 0.125 & 0.0625 \end{matrix} \right\}$ sẽ được kết quả nào sau đây:

- a** $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 01 & 11 & 111 & 1111 \end{matrix} \right\};$
- b** $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 110 & 1110 & 1111 \end{matrix} \right\}$
- c** $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 10 & 1110 & 110 & 1111 \end{matrix} \right\}$
- d** $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 \\ 0 & 11 & 110 & 1110 & 1111 \end{matrix} \right\};$

94/ Giả sử sau khi thực hiện mã hóa Shannon - Fano nguồn rời rạc A :

$$A = \left\{ \begin{matrix} a_i \\ p(a_i) \end{matrix} \right\} = \left\{ \begin{matrix} a_1 & a_4 & a_5 & a_2 & a_3 \\ 0.5 & 0.25 & 0.125 & 0.0625 & 0.0625 \end{matrix} \right\}$$

Ta có kết quả mã hoá sau : $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_4 & a_5 & a_2 & a_3 \\ 0 & 10 & 110 & 1111 & 1110 \end{matrix} \right\}$ Độ dài từ mã trung bình $\bar{n}$ và entropy $H(A)$

được tính theo biểu thức $\bar{n} = \sum_{i=1}^5 p(a_i) n_i$ và $H(A) = -\sum_{i=1}^5 p(a_i) \log p(a_i)$ sẽ có kết quả nào sau đây :

- a** $\bar{n} = H(A) = 1,875;$
- b** $\bar{n} = H(A) = 2,875;$
- c** $\bar{n} = 1,95$ và $H(A) = 1,875;$
- d** $\bar{n} = 1,875$ và $H(A) = 1,95;$

95/ Giả sử sau khi thực hiện mã hóa Shannon - Fano nguồn rời rạc A :

$$A = \left\{ \begin{matrix} a_i \\ p(a_i) \end{matrix} \right\} = \left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 & a_6 & a_7 & a_8 \\ 0.25 & 0.125 & 0.0625 & 0.0625 & 0.25 & 0.125 & 0.0625 & 0.0625 \end{matrix} \right\}$$

Ta có kết quả mã hoá sau : $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_5 & a_2 & a_6 & a_3 & a_4 & a_7 & a_8 \\ 00 & 01 & 100 & 101 & 1100 & 1101 & 1110 & 1111 \end{matrix} \right\}$

Độ dài từ mã trung bình $\bar{n}$ và entropy $H(A)$ được tính theo biểu thức $\bar{n} = \sum_{i=1}^8 p(a_i) n_i$ và

$H(A) = -\sum_{i=1}^8 p(a_i) \log p(a_i)$ sẽ có kết quả nào sau đây :

- a** $\bar{n} = 1,875$ và $H(A) = 1,95;$
- b** $\bar{n} = 1,95$ và $H(A) = 1,875 ;$
- c** $\bar{n} = H(A) = 1,875;$
- d** $\bar{n} = H(A) = 2,75;$

96/ Giả sử sau khi thực hiện mã hóa Shannon - Fano nguồn rời rạc A :

$$A = \left\{ \begin{matrix} a_i \\ p(a_i) \end{matrix} \right\} = \left\{ \begin{matrix} a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5 & a_6 & a_7 & a_8 \\ 1/4 & 1/8 & 1/16 & 1/16 & 1/4 & 1/8 & 1/16 & 1/16 \end{matrix} \right\}$$

Ta có kết quả mã hoá sau : $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_5 & a_2 & a_6 & a_3 & a_4 & a_7 & a_8 \\ 00 & 01 & 100 & 101 & 1100 & 1101 & 1110 & 1111 \end{matrix} \right\}$

Độ dài từ mã trung bình $\bar{n}$ và entropy $H(A)$ được tính theo biểu thức $\bar{n} = \sum_{i=1}^8 p(a_i)n_i$ và

$H(A) = -\sum_{i=1}^8 p(a_i) \log p(a_i)$ sẽ có kết quả nào sau đây :

- a $\bar{n}=1,95$ và $H(A)=1,875$;
- ☒ b $\bar{n}=H(A)=2,75$;
- c $\bar{n}=H(A)=1,875$;
- d $\bar{n}=1,875$ và $H(A)=1,95$;

97/ Giả sử sau khi thực hiện mã hóa nguồn rời rạc A :

$$A = \left\{ \begin{matrix} a_i \\ p(a_i) \end{matrix} \right\} = \left\{ \begin{matrix} a_1 & a_4 & a_5 & a_2 & a_3 \\ 0.5 & 0.25 & 0.125 & 0.0625 & 0.0625 \end{matrix} \right\}$$

Ta có kết quả mã hoá sau : $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_4 & a_5 & a_2 & a_3 \\ 0 & 10 & 110 & 1111 & 11100 \end{matrix} \right\}$ Độ dài từ mã trung bình $\bar{n}$ và entropy $H(A)$ được tính theo biểu thức: $\bar{n} = \sum_{i=1}^5 p(a_i)n_i$ và $H(A) = -\sum_{i=1}^5 p(a_i) \log p(a_i)$ sẽ có kết quả nào sau đây :

- a $\bar{n}=H(A)=2,875$;
- b $\bar{n}=H(A)=1,875$;
- c $\bar{n}=1,875$ và $H(A)=1,95$;
- ☒ d $\bar{n}=1,9375$ và $H(A)=1,875$;

98/ Giả sử sau khi thực hiện mã hóa nguồn rời rạc A :

$$A = \left\{ \begin{matrix} a_i \\ p(a_i) \end{matrix} \right\} = \left\{ \begin{matrix} a_1 & a_4 & a_5 & a_2 & a_3 \\ 1/2 & 1/4 & 1/8 & 1/16 & 1/16 \end{matrix} \right\}$$

Ta có kết quả mã hoá sau : $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_4 & a_5 & a_2 & a_3 \\ 0 & 10 & 110 & 1111 & 11100 \end{matrix} \right\}$ Độ dài từ mã trung bình $\bar{n}$ và entropy $H(A)$ được tính theo biểu thức $\bar{n} = \sum_{i=1}^5 p(a_i)n_i$ và $H(A) = -\sum_{i=1}^5 p(a_i) \log p(a_i)$ sẽ có kết quả nào sau đây :

- a $\bar{n}=1,875$ và $H(A)=1,95$;
- b $\bar{n}=H(A)=1,875$;
- ☒ c $\bar{n}=1,9375$ và $H(A)=1,875$;
- d $\bar{n}=H(A)=2,875$;

99/ Giả sử sau khi thực hiện mã hóa nguồn rời rạc A :

$$A = \left\{ \begin{matrix} a_i \\ p(a_i) \end{matrix} \right\} = \left\{ \begin{matrix} a_1 & a_4 & a_5 & a_2 & a_3 \\ 1/2 & 1/4 & 1/8 & 1/16 & 1/16 \end{matrix} \right\}$$

Ta có kết quả mã hoá sau : $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_4 & a_5 & a_2 & a_3 \\ 00 & 10 & 110 & 1111 & 1110 \end{matrix} \right\}$ Độ dài từ mã trung bình $\bar{n}$ và entropy $H(A)$ được tính theo biểu thức $\bar{n} = \sum_{i=1}^5 p(a_i)n_i$ và $H(A) = -\sum_{i=1}^5 p(a_i)\log p(a_i)$ sẽ có kết quả nào sau đây :

- a $\bar{n}=H(A)=1,75$;
- b $\bar{n}=2,375$ và $H(A)=1,875$;**
- c $\bar{n}=H(A)=2,875$;
- d $\bar{n}=H(A)=1,85$

100/ Giả sử sau khi thực hiện mã hóa nguồn rời rạc A :

$$A = \left\{ \begin{matrix} a_i \\ p(a_i) \end{matrix} \right\} = \left\{ \begin{matrix} a_1 & a_4 & a_5 & a_2 & a_3 \\ 1/2 & 1/4 & 1/8 & 1/16 & 1/16 \end{matrix} \right\}$$

Ta có kết quả mã hoá sau : $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_4 & a_5 & a_2 & a_3 \\ 0 & 10 & 1100 & 1111 & 1110 \end{matrix} \right\}$ Độ dài từ mã trung bình $\bar{n}$ và entropy $H(A)$ được tính theo biểu thức $\bar{n} = \sum_{i=1}^5 p(a_i)n_i$ và $H(A) = -\sum_{i=1}^5 p(a_i)\log p(a_i)$ sẽ có kết quả nào sau đây :

- a $\bar{n}=H(A)=1,95$;
- b $\bar{n}=1,9375$ và $H(A)=1,75$;
- c $\bar{n}=2$ và $H(A)=1,875$;**
- d $\bar{n}=1,87$ và $H(A)=1,87$;

101/ Giả sử sau khi thực hiện mã hóa nguồn rời rạc A :

$$A = \left\{ \begin{matrix} a_i \\ p(a_i) \end{matrix} \right\} = \left\{ \begin{matrix} a_1 & a_4 & a_5 & a_2 & a_3 \\ 0.5 & 0.25 & 0.125 & 0.0625 & 0.0625 \end{matrix} \right\}$$

Ta có kết quả mã hoá sau : $\left\{ \begin{matrix} a_1 & a_4 & a_5 & a_2 & a_3 \\ 0 & 10 & 1100 & 1111 & 1110 \end{matrix} \right\}$ Độ dài từ mã trung bình $\bar{n}$ và entropy $H(A)$ được tính theo biểu thức $\bar{n} = \sum_{i=1}^5 p(a_i)n_i$ và $H(A) = -\sum_{i=1}^5 p(a_i)\log p(a_i)$ sẽ có kết quả nào sau đây :

- a $\bar{n}=1,87$ và $H(A)=2,1$
- b $\bar{n}=H(A)=1,975$
- c $\bar{n}=1,9375$ và $H(A)=1,275$;
- d $\bar{n}=2$ và $H(A)=1,875$;**

102/ Giả sử sau khi thực hiện mã hóa nguồn rời rạc A :

$$A = \left\{ \begin{matrix} a_i \\ p(a_i) \end{matrix} \right\} = \left\{ \begin{matrix} a_1 & a_4 & a_5 & a_2 & a_3 \\ 0.5 & 0.25 & 0.125 & 0.0625 & 0.0625 \end{matrix} \right\}$$

Ta có kết quả mã hoá sau : $\begin{Bmatrix} a_1 & a_4 & a_5 & a_2 & a_3 \\ 00 & 10 & 110 & 1111 & 1110 \end{Bmatrix}$ Độ dài từ mã trung bình $\bar{n}$ và entropy $H(A)$ được tính theo biểu thức $\bar{n} = \sum_{i=1}^5 p(a_i)n_i$ và $H(A) = -\sum_{i=1}^5 p(a_i)\log p(a_i)$ sẽ có kết quả nào sau đây :

- a $\bar{n}=2,5$ và $H(A)=1,85$;
- b $\bar{n}=1,9375$ và $H(A)=1,87$;
- ☒ c $\bar{n}=2,375$ và $H(A)=1,875$;
- d $\bar{n}=2$ và $H(A)=1,9$;

103/ Giả sử sau khi thực hiện mã hóa nguồn rời rạc A :

$$A = \begin{Bmatrix} a_i \\ p(a_i) \end{Bmatrix} = \begin{Bmatrix} a_1 & a_4 & a_5 & a_2 & a_3 \\ 0.5 & 0.25 & 0.125 & 0.0625 & 0.0625 \end{Bmatrix}$$

Ta có kết quả mã hoá sau : $\begin{Bmatrix} a_1 & a_4 & a_5 & a_2 & a_3 \\ 00 & 10 & 1100 & 1111 & 1110 \end{Bmatrix}$ Độ dài từ mã trung bình $\bar{n}$ và entropy $H(A)$ được tính theo biểu thức $\bar{n} = \sum_{i=1}^5 p(a_i)n_i$ và $H(A) = -\sum_{i=1}^5 p(a_i)\log p(a_i)$ sẽ có kết quả nào sau đây :

- ☒ a $\bar{n}=2,5$ và $H(A)=1,875$;
- b $\bar{n}=2,375$ và $H(A)=1,975$
- c $\bar{n}=2,55$ và $H(A)=1,775$;
- d $\bar{n}=2$ và $H(A)=1,675$;

104/ Cho mã Cyclic $C(7,4)$ có đa thức sinh là $g(x)=1+x+x^3$ tương ứng đa thức thông tin $a(x)=x+x^3$ Sử dụng thuật toán 4 bước để thiết lập từ mã hệ thống ta được kết quả nào dưới đây :

- ☒ a 1100101
- b 0101010;
- c 1000110;
- d 0110111;

105/ Cho mã Cyclic $C(7,4)$ có đa thức sinh là $g(x)=1+x+x^3$ tương ứng đa thức thông tin $a(x)=1+x^2$ Sử dụng thuật toán 4 bước để thiết lập từ mã hệ thống ta được kết quả nào dưới đây:

- a 0101010;
- b 1000110;
- ☒ c 0011010;
- d 0110111;

106/ Cho mã Cyclic $C(7,4)$ có đa thức sinh là $g(x)=1+x+x^3$ tương ứng đa thức thông tin $a(x)=x+x^2$ Sử dụng thuật toán 4 bước để thiết lập từ mã hệ thống, sẽ được kết quả nào dưới đây :

- a 0101010;
- b 1110010;
- ☒ c 1000110;
- d 0110111;

- 107/ Cho mã Cyclic $C(7,4)$ có đa thức sinh là $g(x)=1+x+x^3$ tương ứng đa thức thông tin $a(x)=1+x^3$ Sử dụng thuật toán 4 bước để thiết lập từ mã hệ thống, sẽ được kết quả nào dưới đây :
- a 0101010;
 - b 1000110;
 - c 1110010;
 - ☒ d 0111001;
- 108/ Cho mã Cyclic $C(7,4)$ có đa thức sinh là $g(x)=1+x+x^3$ tương ứng đa thức thông tin $a(x)=x^2+x^3$ Sử dụng thuật toán 4 bước để thiết lập từ mã hệ thống, sẽ được kết quả nào dưới đây:
- a 0111001;
 - b 1000110;
 - c 1110010;
 - ☒ d 0100011;
- 109/ Cho mã Cyclic $C(7,4)$ có đa thức sinh là $g(x)=1+x+x^3$ tương ứng đa thức thông tin $a(x)=1+x^2+x^3$ Sử dụng thuật toán 4 bước để thiết lập từ mã hệ thống, sẽ được kết quả nào dưới đây :
- a 0100011;
 - b 0111001;
 - c 1110010;
 - ☒ d 1001011;
- 110/ Cho mã Cyclic $C(7,4)$ có đa thức sinh là $g(x)=1+x+x^3$ tương ứng đa thức thông tin $a(x)=1+x$ Sử dụng thuật toán 4 bước để thiết lập từ mã hệ thống, sẽ được kết quả nào dưới đây :
- a 1001011;
 - b 0100011;
 - ☒ c 1011100;
 - d 1110010;
- 111/ Cho mã Cyclic $C(7,4)$ có đa thức sinh là $g(x)=1+x+x^3$ tương ứng đa thức thông tin $a(x)=1+x+x^2$ Sử dụng thuật toán 4 bước để thiết lập từ mã hệ thống, sẽ được kết quả nào dưới đây :
- a 1001011;
 - ☒ b 0101110;
 - c 1011100;
 - d 1110010;
- 112/ Cho mã Cyclic $C(7,4)$ có đa thức sinh là $g(x)=1+x+x^3$ tương ứng đa thức thông tin $a(x)=x+x^2+x^3$ Sử dụng thuật toán 4 bước để thiết lập từ mã hệ thống, sẽ được kết quả nào dưới đây :
- a 1011100;
 - b 0101110;
 - c 1001011;
 - ☒ d 0010111;
- 113/ Cho mã Cyclic $C(7,4)$ có đa thức sinh là $g(x)=1+x+x^3$ tương ứng đa thức thông tin $a(x)=x^3$ Sử dụng thuật toán 4 bước để thiết lập từ mã hệ thống, sẽ được kết quả nào dưới đây :

- a 0101110;
- b 1001011;
- ☒ c 1010001
- d 1011100;

114/ Cho mã Cyclic $C(7,4)$ có đa thức sinh là $g(x)=1+x+x^3$ tương ứng đa thức thông tin $a(x)=x$ Sử dụng thuật toán 4 bước để thiết lập từ mã hệ thống, sẽ được kết quả nào dưới đây :

- a 0010111;
- ☒ b 0110100;
- c 0101110;
- d 1011100;

115/ Cho mã Cyclic $C(7,4)$ có đa thức sinh là $g(x)=1+x+x^3$ tương ứng đa thức thông tin $a(x)=x^2$ Sử dụng thuật toán 4 bước để thiết lập từ mã hệ thống, sẽ được kết quả nào dưới đây :

- ☒ a 1110010;
- b 0101110;
- c 0110100;
- d 0010111;

116/ Cho mã Cyclic $C(7,4)$ có đa thức sinh là $g(x)=1+x^2+x^3$ tương ứng đa thức thông tin $a(x)=x+x^3$ Sử dụng thuật toán 4 bước để thiết lập từ mã hệ thống ta được kết quả nào dưới đây:

- a 0101110;
- b 0110111;
- ☒ c 1000101;
- d 0101010;

117/ Cho mã Cyclic $C(7,4)$ có đa thức sinh là $g(x)=1+x^2+x^3$ tương ứng đa thức thông tin $a(x)=1+x^2$ Sử dụng thuật toán 4 bước để thiết lập từ mã hệ thống ta được kết quả nào dưới đây:

- a 0011010;
- b 1000110;
- c 0101010;
- ☒ d 0111010;

118/ Cho mã Cyclic $C(7,4)$ có đa thức sinh là $g(x)=1+x^2+x^3$ tương ứng đa thức thông tin $a(x)=x+x^2$ Sử dụng thuật toán 4 bước để thiết lập từ mã hệ thống, sẽ được kết quả nào dưới đây :

- a 1110010;
- b 0110111;
- c 1000110;
- ☒ d 0010110;

119/ Cho mã Cyclic $C(7,4)$ có đa thức sinh là $g(x)=1+x^2+x^3$ tương ứng đa thức thông tin $a(x)=1+x^3$ Sử dụng thuật toán 4 bước để thiết lập từ mã hệ thống, sẽ được kết quả nào dưới đây :

- ☒ a 1101001;
- b 0101010;
- c 0111001;
- d 1000110;

120/ Cho mã Cyclic $C(7,4)$ có đa thức sinh là $g(x)=1+x^2+x^3$ tương ứng đa thức thông tin $a(x)=x^2+x^3$ Sử dụng thuật toán 4 bước để thiết lập từ mã hệ thống, sẽ được kết quả nào dưới đây:

- ☒ a 1010011;
- ☐ b 0111001;
- ☐ c 1000110;
- ☐ d 0100011;

121/ Cho mã Cyclic $C(7,4)$ có đa thức sinh là $g(x)=1+x^2+x^3$ tương ứng đa thức thông tin $a(x)=1+x^2+x^3$ Sử dụng thuật toán 4 bước để thiết lập từ mã hệ thống, sẽ được kết quả nào dưới đây :

- ☒ a 0001011;
- ☐ b 0100011;
- ☐ c 0111001;
- ☐ d 1110010;

122/ Cho mã Cyclic $C(7,4)$ có đa thức sinh là $g(x)=1+x^2+x^3$ tương ứng đa thức thông tin $a(x)=1+x$ Sử dụng thuật toán 4 bước để thiết lập từ mã hệ thống, sẽ được kết quả nào dưới đây :

- ☐ a 1110010;
- ☐ b 1001011;
- ☒ c 0101100;
- ☐ d 0100011;

123/ Cho mã Cyclic $C(7,4)$ có đa thức sinh là $g(x)=1+x^2+x^3$ tương ứng đa thức thông tin $a(x)=1+x+x^2$ Sử dụng thuật toán 4 bước để thiết lập từ mã hệ thống, sẽ được kết quả nào dưới đây :

- ☐ a 1001011;
- ☒ b 1001110;
- ☐ c 1110010;
- ☐ d 1011100;

124/ Cho mã Cyclic $C(7,4)$ có đa thức sinh là $g(x)=1+x^2+x^3$ tương ứng đa thức thông tin $a(x)=x+x^2+x^3$ Sử dụng thuật toán 4 bước để thiết lập từ mã hệ thống, sẽ được kết quả nào dưới đây :

- ☐ a 1001011;
- ☒ b 0100111;
- ☐ c 1011100;
- ☐ d 0101110;

125/ Cho mã Cyclic $C(7,4)$ có đa thức sinh là $g(x)=1+x^2+x^3$ tương ứng đa thức thông tin $a(x)=x^3$ Sử dụng thuật toán 4 bước để thiết lập từ mã hệ thống, sẽ được kết quả nào dưới đây :

- ☐ a 1001011;
- ☒ b 0111011;
- ☐ c 1011100;
- ☐ d 0101110;

126/ Cho mã Cyclic $C(7,4)$ có đa thức sinh là $g(x)=1+x^2+x^3$ tương ứng đa thức thông tin $a(x)=x$ Sử dụng thuật toán 4 bước để thiết lập từ mã hệ thống, sẽ được kết quả nào dưới đây :

- ☒ a 1110100;
- ☐ b 1011100;
- ☐ c 0010111;
- ☐ d 0101110;

127/ Cho mã Cyclic $C(7,4)$ có đa thức sinh là $g(x) = 1 + x^2 + x^3$ tương ứng đa thức thông tin $a(x) = x^2$ Sử dụng thuật toán 4 bước để thiết lập từ mã hệ thống, sẽ được kết quả nào dưới đây :

- ☐ a 0101110;
- ☐ b 0110100;
- ☒ c 1110110;
- ☐ d 0010111;

CHƯƠNG 5 : LÝ THUYẾT THU TỐI ƯU

1/ Thu tín hiệu khi có nhiễu là một bài toán thống kê:

- ☒ a) Đúng
- ☐ b) Sai

2/ Nhiệm vụ của máy thu là phải chọn lời giải, do đó máy thu còn được gọi là sơ đồ giải Yêu cầu của sơ đồ giải là phải tìm lời giải đúng (phát α_i ta phải tìm được β_i) Trong thực tế có rất nhiều sơ đồ giải Trong tất cả các sơ đồ giải có thể có thì tại một sơ đồ bảo đảm xác suất nhận lớn phải đúng là lớn nhất (xác suất giải sai là bé nhất) Sơ đồ này được gọi là sơ đồ giải tối ưu. Khi đó người ta gọi “Máy thu xây dựng theo sơ đồ giải tối ưu được gọi là máy thu tối ưu” Kết luận này đúng hay sai ?

- ☐ a) Sai
- ☒ b) Đúng

3/ $\lambda_{l/i}(u) > \frac{p(\alpha_i)}{p(\alpha_l)}$ Với $\begin{cases} i = \overline{1, m} \\ i \neq l \end{cases}$ là quy tắc giải tối ưu viết dưới dạng hàm hợp lý. Chọn câu

đúng trong các câu sau:

- a) Nếu mọi tín hiệu gửi đi đều đồng xác suất thì $\lambda_{l/i}(u) = 0$ Với $\forall i \neq l$
- ☒ b) Nếu mọi tín hiệu gửi đi đều đồng xác suất thì $\lambda_{l/i}(u) > 1$ Với $\forall i \neq l$
- c) Nếu mọi tín hiệu gửi đi đều đồng xác suất thì $\lambda_{l/i}(u) < 1$ Với $\forall i \neq l$
- d) Nếu mọi tín hiệu gửi đi đều đồng xác suất thì $\lambda_{l/i}(u) = 1$ Với $\forall i \neq l$

4/ Định nghĩa bộ lọc phối hợp tuyến tính thụ động :” Đối với một tín hiệu xác định, một mạch tuyến tính thụ động đảm bảo tỷ số $\rho_{ra} = \left(\frac{N}{S} \right)_{ra}$ cực đại ở một thời điểm quan sát nào đấy sẽ được gọi là

mạch lọc phối hợp tuyến tính thụ động của tín hiệu đó Trong đó ρ_{ra} là tỷ số giữa công suất trung bình của nhiễu ở đầu ra bộ lọc ấy và công suất đỉnh của tín hiệu” Định nghĩa này đúng hay sai ?

- ☒ a) Sai
- ☐ b) Đúng

5/ Quá trình xử lý tín hiệu trong máy thu tối ưu được gọi là xử lý tối ưu tín hiệu Xử lý để nhận lời giải có xác suất sai bé nhất Chọn câu đúng nhất về xử lý tối ưu các tín hiệu:

- ☒ a) Dựa vào các tiêu chuẩn tối ưu, bằng công cụ thống kê toán học người ta xác định được quy tắc giải tối ưu, do đó ngày nay lý thuyết truyền tin đã cho phép bằng toán học tổng hợp được máy thu tối ưu.
- b) Việc tổng hợp các máy thu (xây dựng sơ đồ giải) chỉ căn cứ vào các tiêu chuẩn chất lượng mang tính chất chức năng mà không mang tính chất thống kê.
- c) Ảnh hưởng của nhiễu lên chất lượng của máy thu tối ưu chỉ được tính theo tỷ số tín/tạp
- d) Việc tổng hợp máy thu tối ưu là dựa vào trực giác, kinh nghiệm, thí nghiệm

6/ Giả sử α_i là tín hiệu đã gửi đi, có xác suất $p(\alpha_i)$ - được gọi là xác suất tiên nghiệm ở máy thu ta nhận được $u(t)$, từ $u(t)$ qua sơ đồ giải ta sẽ có lời giải β_i nào đó Như vậy α_l đã được gửi đi với một xác suất $p(\alpha_l / u)$ - được gọi là xác suất hậu nghiệm. Do đó xác suất giải sai sẽ là:

$$p(\text{sai} / u, \beta_l) = 1 - p(\alpha_l / u)$$

Xét hai sơ đồ giải:

- Từ $u(t)$ cho ta β_1 - gọi là sơ đồ (1)

- Từ $u(t)$ cho ta β_2 - gọi là sơ đồ (2)

Nếu $p(\text{sai}/u, \beta_1) < p(\text{sai}/u, \beta_2)$ ta rút ra kết luận sơ đồ (2) tối ưu hơn (1) Khẳng định này đúng hay sai ?

- ☒ a Sai
☐ b Đúng

7/ Tín hiệu tổng quát có dạng: $C_i(t) = C_{0i}(t) \cos(\omega t + \phi(t) + \varphi_0)$

Chọn câu sai trong các câu sau:

- ☒ a Việc xử lý tối ưu tín hiệu không phụ thuộc đường bao $C_{0i}(t)$ và tần số tức thời $\omega_i(t) = \omega + \frac{d\phi(t)}{dt}$
- b Khi xử lý tối ưu tín hiệu ta cần biết đường bao $C_{0i}(t)$ và tần số tức thời $\omega_i(t) = \omega + \frac{d\phi(t)}{dt}$
- c Nếu việc thu $C_i(t)$ cần biết φ_0 (để điều chỉnh hệ thống thu) thì được gọi là thu kết hợp Nếu việc thu $C_i(t)$ không cần biết φ_0 (để điều chỉnh hệ thống thu) thì được gọi là thu không kết hợp
- d Thực tế khi τ thay đổi sẽ làm cho φ_0 thay đổi τ chỉ biến thiên ít nhưng cũng đã làm cho φ_0 thay đổi rất mạnh Khi đó ta phải chuyển sang thu không kết hợp.

8/ Cho đầu vào mạch tuyến tính thụ động một dao động có dạng: $y(t) = C_i(t) + n(t)$ Trong đó $C_i(t)$ là thể hiện của tín hiệu phát đi (còn được gọi là tín hiệu tới) $n(t)$ là nhiễu cộng, trắng, chuẩn Bài toán tổng hợp mạch là tìm biểu thức giải tích của hàm truyền phức $K_i(\omega)$ của mạch tuyến tính thụ động sao cho ở một thời điểm quan sát (dao động nhận được) nào đó để P_{ra} đạt max, áp dụng công thức biến đổi ngược Fourier tính được $\rho_{ra} \leq \frac{1}{N_0} \int_{-\infty}^{\infty} |S_{iv}(2\pi f)|^2 df$ Trong đó $S_{iv}(\omega)$ là mật độ phổ (biên) phức của thể hiện tín hiệu ở đầu vào mạch tuyến tính

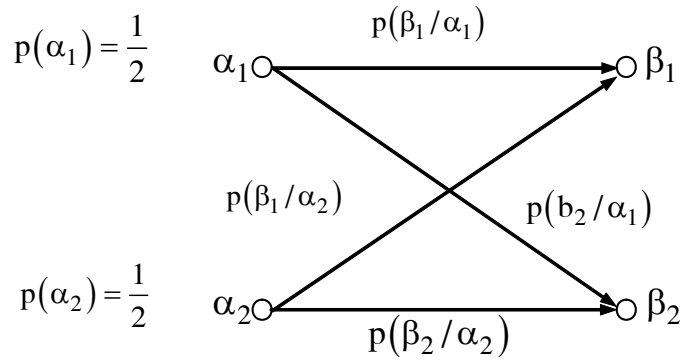
Theo định lý Parseval, ta có: $\rho_{ra \max} = \frac{E_i}{N_0}$ (*)

trong đó $E_i = \int_{-\infty}^{\infty} |S_{iv}(2\pi f)|^2 df$ là năng lượng của tín hiệu tới

Chọn câu sai trong những nhận xét sau :

- a Từ (*) chứng tỏ tỷ số $\rho_{ra} = \left(\frac{S}{N}\right)_{ra}$ chỉ phụ thuộc vào năng lượng của tín hiệu và bài toán phát hiện dạng của tín hiệu là không quan trọng
- b Từ (*) chứng tỏ : Tỷ số giữa công suất đỉnh của tín hiệu và công suất trung bình của nhiễu ở đầu ra bộ lọc ấy chỉ phụ thuộc vào năng lượng
- c Từ (*) chứng tỏ tỷ số $\rho_{ra} = \left(\frac{S}{N}\right)_{ra}$ chỉ phụ thuộc vào năng lượng của tín hiệu mà hoàn toàn không phụ thuộc vào dạng của nó
- ☒ d Từ (*) chứng tỏ tỷ số $\rho_{ra} = \left(\frac{S}{N}\right)_{ra}$ hoàn toàn phụ thuộc vào dạng của nó của tín hiệu mà hoàn toàn không phụ thuộc vào dạng của nó.

9/ Cho kênh nhị phân, đối xứng, không nhớ có nhiễu cộng, trắng, chuẩn theo mô hình sau:



Xác suất sai toàn phần p_s (xác suất sai không điều kiện) là

$$p_s = p(\alpha_1).p(\beta_2/\alpha_1) + p(\alpha_2).p(\beta_1/\alpha_2)$$

Giả sử tính được $p(\beta_2/\alpha_1) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_{-\infty}^{-\sqrt{\frac{P_{\Delta}T}{4N_0}}} \exp\left\{-\frac{\eta^2}{2}\right\} d\eta = \phi\left(-\sqrt{\frac{P_{\Delta}T}{2G_0}}\right)$

khi đó p_s sẽ bằng biểu thức nào dưới đây:

a $p_s = 1 + \phi\left(\sqrt{\frac{P_{\Delta}T}{2G_0}}\right)$

b $p_s = \frac{1}{2} + \phi\left(\sqrt{\frac{P_{\Delta}T}{2G_0}}\right)$

c $p_s = \frac{1}{2} + \frac{1}{2}\phi\left(\sqrt{\frac{P_{\Delta}T}{2G_0}}\right)$

d $p_s = 1 - \phi\left(\sqrt{\frac{P_{\Delta}T}{2G_0}}\right)$

10/ Tại đầu vào bộ lọc tuyến tính tác động tín hiệu: $x(t) = s(t) + n(t)$

Trong đó $n(t)$ là tạp âm trắng, chuẩn, dùng Còn $s(t)$ là xung thị tần độc lập với $n(t)$ và có dạng:

$$s(t) = \begin{cases} A.e^{A(t-T)} & t \leq T \\ 0 & t > T \end{cases}$$

Hàm truyền $K_0(j\omega) = kS^*(j\omega)e^{-j\omega T}$

Hàm truyền của bộ lọc ($K_0(j\omega) = kS^*(j\omega)e^{-j\omega T}$) sao cho tỷ số tín trên tạp ở đầu ra của bé lọc đạt cực đại sẽ là biểu thức nào dưới đây

a $K_0(j\omega) = -\frac{kA}{A + j\omega}$

b $K_0(j\omega) = \frac{kA}{A + j\omega}$

c $K_0(j\omega) = \frac{kA}{A - j\omega}$

d $K_0(j\omega) = \frac{kjA}{A + j\omega}$