

ĐỀ XUẤT GIẢI PHÁP MÃ KÊNH CÓ TỈ LỆ MÃ HÓA CAO CHO CÁC GÓI TIN NGẮN

THE PROPOSED SOLUTION OF THE CODER CHANNELS WITH HIGH CODING RATE FOR COMMUNICATION SHORT PACKAGES

Nguyễn Thị Hồng Nhung, Phạm Văn Nam

Khoa Điện tử, Trường Đại học Kinh tế - Kỹ thuật Công nghiệp

Đến Tòa soạn ngày 20/04/2023, chấp nhận đăng ngày 08/05/2023

Tóm tắt: Khi môi trường vô tuyến phức tạp (xấu) với rất nhiều thiết bị triển khai, giao tiếp truyền dẫn chủ yếu là các gói tin ngắn (50 byte- 70 byte), để đáp ứng thời gian thực, cần sử dụng mã kênh tốt có chiều dài từ mã ngắn với tỉ lệ mã hóa cao. Với mong muốn nâng cao chất lượng đường truyền trong các ứng dụng truyền tin hiện đại, bài báo đã đề xuất một họ mã kênh với tỉ lệ mã hóa cao cùng thuật toán giải mã lặp có độ phức tạp chấp nhận được. Kết quả mô phỏng cho thấy, tại tỉ lệ lỗi bit 10^{-5} , sử dụng mã kênh có chiều dài 445 bit với tỉ lệ mã hóa 0,6427, yêu cầu về tỉ lệ công suất tín hiệu trên tạp âm chỉ cần 3,84 dB. Thuật toán giải mã mới cho độ lợi giải mã từ 0,64 dB đến 0,68 dB với độ phức tạp tương đương so với công bố trước đó, đem đến tính khả dụng trong các hệ thống truyền tin số.

Từ khóa: Mã kênh, giải mã kênh, mã tích, mã Hamming, giải mã lặp,...

Abstract: When the radio environment is complex (bad) with lots of implementation devices and short packages (50 byte – 70 byte) of transformation, it's necessary to use a good channel code with high coding rate. With the desire to improve the quality of transmission lines in modern communication applications, the article has presented a family of channel coding with high encoding rate and iterative decoding algorithms of acceptable complexity. According to the simulation results, at the bit error of 10^{-5} with a channel code of 445 bits long and 0,6427 coding ration, the requirement for signal to noise ratio is only 3.7dB. The new decoding algorithm provides a decoding gain of 0,64 dB to 0,68 dB where the decoding complexity keeps equivalent to the previous announcement one, hence bring the feasibility to the digital communication systems.

Keywords: Channel codes, channel decoder, product codes, Hamming codes, iterative decoding.

1. ĐẶT VẤN ĐỀ

Lý thuyết mã hóa đã có những bước phát triển vượt bậc và đã tìm ra được các loại mã kênh mạnh cho phép đạt tới giới hạn Shannon [1]. Mã tích là các mã liên kết nối tiếp, được xây dựng bởi các mã thành phần là các mã khối ngắn, lần đầu tiên được trình bày bởi Elias vào năm 1954 [2]. Mã tích có khả năng kiểm soát lỗi kênh rất tốt do khoảng cách Hamming tối thiểu lớn tuy nhiên các thuật toán giải mã

đã được đề xuất có độ phức tạp rất lớn hoặc cho tỉ lệ mã hóa thấp với từ mã có chiều dài lớn.

Giải mã Turbo có thể được áp dụng cho mã tích, sử dụng thuật toán cực đại hóa xác suất hậu nghiệm MAP cho các mã thành phần. Với giải mã Turbo cho mã tích, trong các mã khối, số đỉnh tối đa tại bất kỳ giai đoạn nào trên lưới mã sẽ tương đương (sử dụng giới hạn Wolf [5]) tổng số từ mã của mã gốc hoặc mã

đôi ngẫu. Đây là một trở ngại lớn đối với việc sử dụng các mã khối tốt thay vì mã chập trong các hệ thống giải mã Turbo kết hợp trừ các trường hợp rất hiếm, khi kích thước của mã rất nhỏ hoặc khi các mã cấu thành rất đơn giản. Việc nghiên cứu giảm độ phức tạp của giải mã MAP của mã khối thực sự làm giảm độ phức tạp tổng cộng của giải mã Turbo cho mã tích. Có thể tăng số lần lặp lại trong giải mã Turbo để bù đắp cho việc sử dụng bộ giải mã MAP không tối ưu cho các mã thành phần, tuy nhiên điều này là không mong muốn. Để giải quyết vấn đề phức tạp của giải mã MAP mã thành phần, nhiều đề xuất đã được thực hiện.

Giải mã quyết định mềm (Soft-Decision) hợp lẽ cực đại (Maximum-Likelihood, ML) cho phẩm chất giải mã tốt nhất, nhưng không phải lúc nào cũng dùng được trên thực tế do có độ phức tạp tính toán cao. Thay vào đó, người ta sử dụng các thuật toán giải mã cận tối ưu. Thuật toán lan truyền niềm tin (Belief Propagation Algorithm, BPA) là thuật toán giải mã đầu vào mềm đầu ra mềm (Soft-Input Soft-Output, SISO) dựa trên việc trao đổi thông tin mềm theo các cạnh của đồ hình liên kết nút quyết định bởi ma trận kiểm tra chẵn lẻ \mathbf{H} của mã [3]. BPA được cho là tiệm cận rất gần tới phẩm chất giải mã tối ưu MAP (Maximum A Posteriori) với độ phức tạp chấp nhận được khi ma trận kiểm tra chẵn lẻ là ma trận thưa. Ngược lại, khi ma trận kiểm tra chẵn lẻ của mã có mật độ cao (nhiều số 1) thì BPA cho chất lượng tồi do có nhiều vòng ngắn (short cycles) trong đồ hình liên kết nút [8].

Năm 1996, Hagenauer và cộng sự nghiên cứu sử dụng giải mã Turbo cho mã tích với bộ giải mã MAP cho các mã thành phần [6]. Hagenauer trình bày một thuật toán giải mã tối ưu được gọi là thuật toán Viterbi đầu ra

mềm (SOVA: Soft Output Viterbi Algorithm), gần giống với giải mã MAP. Phương pháp giải mã này mặc dù tối ưu nhưng chỉ thích hợp cho các mã có tỷ lệ mã hóa cao, mà các mã khối tuyến tính có tỷ lệ mã hóa cao thì khó (hoặc không thể) đạt được khoảng cách Hamming tối thiểu đủ lớn cho các ứng dụng truyền tin hiện đại. Mặt khác, do sử dụng các hàm phi tuyến dẫn đến độ phức tạp rất cao của thuật toán và vì vậy theo các công trình đã công bố, phương pháp này chỉ dừng lại ở mức nghiên cứu lý thuyết và rất khó có thể áp dụng vào thực tế [7], [9].

Những năm gần đây, một số nghiên cứu về việc ứng dụng mã tích trong kiểm soát lỗi cho các kết quả tích cực và chứng tỏ rằng mã tích có khả năng kiểm soát lỗi rất tốt [10-13]. Các nghiên cứu trong [11], [12] và [13] sử dụng LDPC, RS hay Turbo làm mã thành phần cho mã tích. Mà, các mã LDPC có tỉ lệ mã hóa thấp và mã tốt là các mã có chiều dài lớn, còn các mã Turbo, RS có độ phức tạp vô cùng lớn. Trong [10] chỉ ra, mã tích với các mã thành phần là các mã Hamming có độ phức tạp thấp, tỉ lệ mã hóa cao và khả năng kiểm soát lỗi kênh tương đương với các cấu trúc mã tích khác.

Ngày nay, trong môi trường truyền dẫn phức tạp (có rất nhiều thiết bị cùng triển khai), các ứng dụng truyền tin hiện đại yêu cầu truyền tin thời gian thực sử dụng giao tiếp chủ yếu là các gói tin ngắn (50 byte-70 byte). Nhằm tìm kiếm giải pháp mã kênh cho các gói tin ngắn với chất lượng giải mã cao, bài báo sẽ lựa chọn nghiên cứu, phát triển tiếp ý tưởng của [10]. Lựa chọn mã kênh là mã tích với mã thành phần là các mã Hamming, đề xuất cải tiến [10] bằng cách kết hợp với ý tưởng trong [4] và [6]. Phần còn lại của bài báo có bố cục như sau: Mục 2 trình bày lý thuyết về mã tích và ý tưởng sử dụng cấu trúc mã tích cải tiến.

Mục 3 đề xuất phương pháp cùng thuật toán giải mã mới. Mục 4 trình bày các kết quả mô phỏng đánh giá chất lượng mã kênh cùng thuật toán đề xuất trên kênh Gauss và cuối cùng là phần Kết luận.

2. MÃ TÍCH

Mã tích là các mã khối có thể được xây dựng bởi hai hoặc nhiều mã thành phần ngắn hơn. Cho $C_1(n_1, k_1, d_1)$ là mã khối tuyến tính (có n_1 là chiều dài mã, k_1 là chiều dài tin, d_1 là khoảng cách Hamming tối thiểu của bộ mã và chiều dài cacbit kiểm tra ký hiệu r_1) với ma trận sinh G_1 kích thước $(k_1 \times n_1)$, ma trận kiểm tra H_1 kích thước $(r_1 \times n_1)$ và $C_2(n_2, k_2, d_2)$ là mã khối tuyến tính (có n_2 là chiều dài mã, k_2 là chiều dài tin, d_2 là khoảng cách Hamming tối thiểu của bộ mã và chiều dài cacbit kiểm tra ký hiệu r_2) với ma trận sinh G_2 kích thước $(k_2 \times n_2)$, ma trận kiểm tra H_2 kích thước $(r_2 \times n_1)$.

Mã tích C được tạo thành như sau:

1. Đặt cacbit thông tin $(k_1 \times k_2)$ trong một mảng k_2 hàng và k_1 cột.
2. Mã hóa k_2 hàng sử dụng mã C_1 (kết quả sẽ là một mảng của k_1 hàng và n_1 cột).
3. Mã hóa n_1 cột sử dụng mã C_2 .

Mỗi nhịp mã hóa k_1 hàng, mỗi hàng k_2 bit thông tin, được mã hóa thành k_1 từ mã thuộc C_2 , mỗi từ mã gồm n_2 bit mã. Sau đó n_2 cột, mỗi cột k_1 bit, được mã hóa thành n_2 từ mã thuộc C_1 , mỗi từ mã gồm n_1 bit mã. Tổng thể $k_1 \times k_2$ bit thông tin được mã hóa thành $n_1 \times n_2$ bit mã, tỷ lệ mã hóa là $(k_1/n_1)(k_2/n_2)$ và khoảng cách Hamming tối thiểu là $d_1 d_2$.

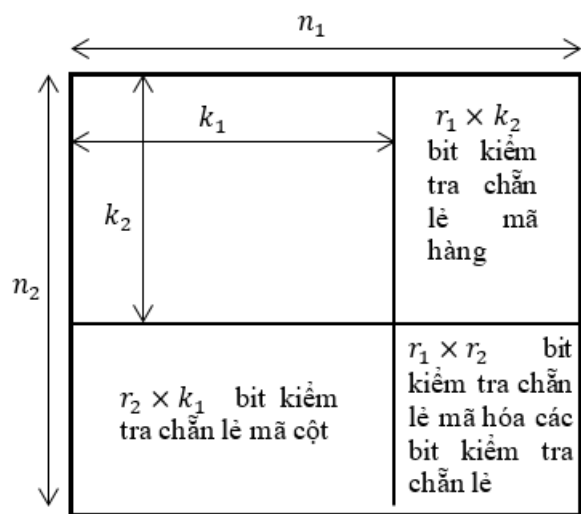
2.1. Mã hóa mã tích

Đầu vào bộ mã hóa là tin u . Trong trường hợp mã tích nhị phân, tin u là một mảng nhị phân có kích thước $k_2 \times k_1$, mã hóa bởi mã tích C có

ma trận sinh G , được từ mã c tương ứng có kích thước $n_1 \times n_2$. Các mã thành phần C_1, C_2 trong mã tích là các mã khối với các kích thước khác nhau. Từ mã c trong mã tích có thể được tạo ra bằng cách nhân một vector nhị phân chiều dài $k_1 \times k_2$ với ma trận sinh của C hoặc bằng cách sử dụng phương trình:

$$c = G_2^T \otimes u \otimes G_1 \quad (1)$$

Với G_2^T là ma trận chuyển vị của ma trận G_2 . Ký hiệu \otimes là tích Kronecker.



Hình 1. Cấu trúc mã tích

2.2. Mã tích loại bỏ

Từ cấu trúc mã tích (Hình 1) có thể thấy, tồn tại một phần mã tích chứa cacbit mã hóa của cacbit kiểm tra không có giá trị mang tin hay kiểm soát lỗi [9]. Điều này sẽ ảnh hưởng đến tỷ lệ mã hóa mã tích.

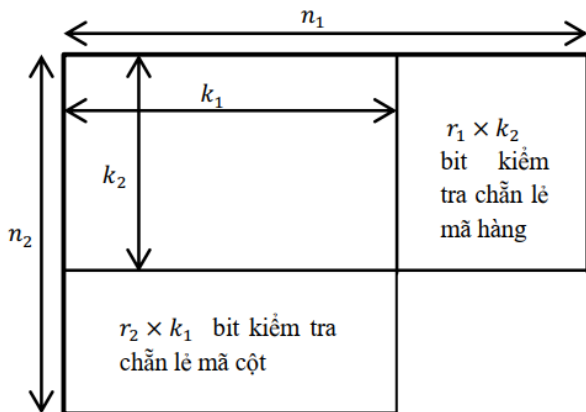
Trong phạm vi nghiên cứu của bài báo, các mã thành phần của mã tích được lựa chọn là các mã có tỷ lệ mã hóa cao như các mã Hamming (7,4), Hamming (15,11) và Hamming (31,26). Do tất cả các mã Hamming có khoảng cách Hamming tối thiểu của bộ mã là 3 nên các ký hiệu bộ mã sẽ được viết dưới dạng $C(n,k)$ thay vì $C(n,k,d)$. Cho $r=3, 4, 5, 6$ là số bit kiểm tra chẵn lẻ, với mã Hamming ta có

$n = 2^r - 1, k = n - r$. Bảng 1 thể hiện độ lợi về tỉ lệ mã hóa của mã tích khi sử dụng cấu trúc mã tích thông thường và cấu trúc mã tích không chứa cacbit mã hóa của cacbit kiểm tra (Mã tích này có thể được gọi tên là mã tích loại bỏ).

Bảng 1. So sánh tỷ lệ mã hóa khi có và không mã hóa cacbit kiểm tra chẵn lẻ

	Mã tích	Mã tích loại bỏ
Công thức tính	$R = k^2 / n^2$	$R = k^2 / (n^2 - r^2)$
$r = 3$	0,3265	0,4000
$r = 4$	0,5378	0,5789
$r = 5$	0,7034	0,7222
$r = 6$	0,8185	0,8261

Như vậy, bài báo sẽ đề cập đến việc sử dụng mã tích (hình 2) không chứa cacbit mã hóa của cacbit kiểm tra để truyền trên kênh nhằm tăng tỷ lệ mã hóa, khi tính vào tỷ lệ tín hiệu trên tạp âm sẽ cho độ lợi mã hóa tốt hơn.



Hình 2. Cấu trúc mã tích loại bỏ

3. ĐỀ XUẤT THUẬT TOÁN GIẢI MÃ CHO MÃ TÍCH LOẠI BỎ

Mã tích có tỷ lệ mã hóa bằng tích các mã thành phần nên việc lựa chọn các mã thành phần là các mã khối có tỷ lệ mã hóa cao sẽ không ảnh hưởng nhiều đến tỷ lệ mã hóa của mã tích. Mã Hamming được lựa chọn làm mã thành phần trong nghiên cứu này vì lý do: Đây là họ mã

khối có cấu trúc đơn giản với tỉ lệ mã hóa cao, từ mã càng dài cho tỉ lệ mã hóa càng cao. Với các mã có tỷ lệ mã hóa cao, vấn đề giải mã bằng mã đối ngẫu sẽ giảm được sự phức tạp mà vẫn đảm bảo thông tin giải mã như mã gốc [4].

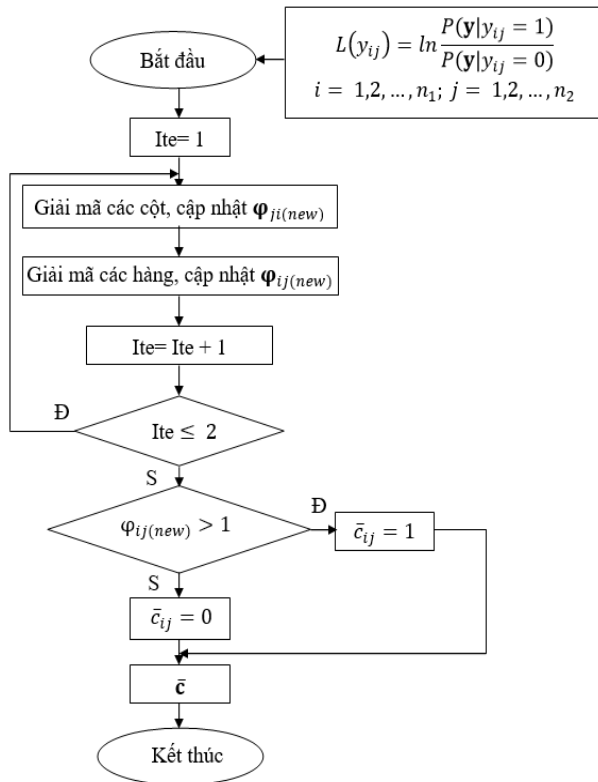
Theo lý thuyết về mã khối tuyến tính, mỗi một bộ mã tuyến tính $C(n, k)$ đều tồn tại một bộ mã đối ngẫu $C'(n, r)$ (r là số lượng bit kiểm tra) của nó, bộ mã đối ngẫu này được tạo ra từ ma trận kiểm tra H của $C(n, k)$. Nói cách khác, các ma trận kiểm tra H đều được xây dựng từ các từ mã trong bộ mã đối ngẫu $C'(n, r)$. Như vậy, cacbit mã trong bộ mã đối ngẫu đều chứa thông tin giải mã như trong bộ mã gốc. Từ phân tích này, thay vì sử dụng ma trận kiểm tra H , thông tin giải mã sẽ nhận từ bộ mã đối ngẫu (gồm 2^r từ mã) và lấy thông tin mềm của tất cả cacbit trong toàn bộ không gian bộ mã đối ngẫu để quyết định từ mã đầu ra.

Cho C' là mã đối ngẫu của C , với $\mathbf{c}'_j = (c'_{j1}, c'_{j2}, \dots, c'_{jn})$ là từ mã đối ngẫu thứ j . Ký hiệu $P(y_m | \mathbf{i}), \mathbf{i} \in \{0, 1\}$ là xác suất có điều kiện rằng thu được y_m khi bit mã $c_m = \mathbf{i}$ được gửi đi. Ký hiệu $\varphi_m = P(y_m | 1) / P(y_m | 0)$ là tỷ lệ hợp lẽ (Likelihood Ratio) của bit thứ m . Bộ giải mã với tin đầu vào mềm $L(y_{ij})$ sử dụng thông tin nhận được từ tất cả cacbit trong không gian mã đối ngẫu $C'(n, r)$ giải mã để quyết định từ mã đầu ra $\bar{\mathbf{c}}$ với độ tin cậy cao nhất. Dễ dàng tính được $\varphi_m = \exp(-2y_m / \sigma^2)$ [4].

Theo [4] đã chứng minh rằng $A_m(0) = \lambda P(0 | \mathbf{y})$ và $A_m(1) = \lambda P(1 | \mathbf{y})$, với một hệ số xác định λ . Khi đó, máy giải mã sẽ quyết định rằng bit $c_m = 0$ được gửi qua kênh khi và chỉ khi $A_m(0) > A_m(1)$ hay $A_m(0) - A_m(1) > 0$. Và, $c_m = 1$ trong trường

hợp ngược lại.

Nhằm đề xuất một phương pháp giải mã tích cho chất lượng tốt hơn, bài báo sẽ kế thừa ý tưởng của Hagenauer [6]. Một là, chỉ mã hàng và mã cột cho khối bit tin, không mã hóa cacbit kiểm tra chẵn lẻ nên tỷ lệ mã hóa cao hơn (xem bảng 1), khi tính vào tỷ lệ tín trên tạp thì cho tăng ích mã hóa tốt hơn. Hai là, loại bỏ giả thiết đồng xác suất của bit từ mã, dùng giá trị xác suất tiên nghiệm (a priori probability) cho đầu vào giải mã. Sử dụng phương pháp tính toán của Hartmann và Rudolph [4], chúng tôi đưa vào hai cải tiến như sau.



Hình 3. Lưu đồ thuật toán giải mã

1) Để tăng tỷ lệ mã hóa, sử dụng sơ đồ mã tích không mã hóa cacbit kiểm tra chẵn lẻ ở phía phát, nhưng ở phía thu trong ma trận đầu vào giải mã Φ chèn thêm các giá trị $\varphi_{uv} = 1$, $k+1 \leq u \leq n$, $k+1 \leq v \leq n$ cho cacbit kiểm tra chẵn lẻ mã hóa cacbit kiểm tra chẵn lẻ hàng – cột đã không được truyền qua kênh.

2) Để tính đến ảnh hưởng của xác suất không đều của cacbit từ mã, lấy trung bình nhân của đầu ra giải mã hàng (cột) φ_{uv} với $\exp(-2r_{uv}/\sigma^2)$ làm đầu vào cho giải mã cột (hàng) trong bước giải mã tiếp theo, nghĩa là $\varphi_{uv(new)} = (\varphi_{uv} \times \exp(-2r_{uv}/\sigma^2))^{1/2}$.

Ký hiệu thuật toán này là thuật toán giải mã lặp cho mã tích loại bỏ (IDPPC: Iterative Decoding Punctured Product Codes) và giải thuật được trình bày trong hình 3. Thuật toán này được tóm tắt như sau:

Bộ giải mã nhận được tin $\mathbf{y} = [y_{uv}, 1 \leq u \leq n_1, 1 \leq v \leq n_2]$ là giá trị tỉ lệ hợp lẽ theo hàm log $L(y_{ij})$ của từng bit tin từ bộ giải điều chế và thực hiện các bước:

Khởi tạo: Tính ma trận giá trị tỷ lệ hợp lẽ Φ cho từng bit tin nhận được, đồng thời chèn thêm giá trị $\varphi_{uv} = 1$, $k_2 + 1 \leq u \leq n_2, k_1 + 1 \leq v \leq n_1$ cho cacbit kiểm tra chẵn lẻ mã hóa cacbit kiểm tra chẵn lẻ không được truyền qua kênh.

Tại vòng lặp thứ nhất

Bước 1: Thực hiện như thuật toán DCAPC.

Giải mã n_1 cột mã tích loại bỏ

▪ Sau khi tính φ_{ji} tương ứng cho cacbit của từng cột, nhận được ma trận Φ^1 , cập nhật giá trị trung bình nhân của ma trận Φ^1 với Φ được $\varphi_{ji(new)}$ làm đầu vào cho bước 2.

$$\varphi_{ji(new)} = \sqrt{\Phi^1 \Phi} \quad (2)$$

Bước 2:

Giải mã n_2 hàng mã tích loại bỏ

▪ Với giá trị thông tin $\varphi_{ji(new)}$ của cacbit nhận được từ bước 1, như DCAPC, tính lại φ_{ij} cho từng bit của từng hàng được Φ^- . Sau đó, cập nhật lại $\varphi_{ij(new)}$ là trung bình nhân của ma

trận Φ^- với Φ làm đầu vào bước giải mã tiếp theo.

Bước 3: Quay trở lại bước 1 thực hiện vòng lặp thứ 2 giải mã cho n_1 cột.

Bước 4: Quyết định từ mã đầu ra.

Sau các vòng lặp, bộ giải mã quyết định từ mã đầu ra dựa vào giá trị $\varphi_{ij(new)}$ nhận được của từng bit trong từ mã tích C theo quy tắc: $\bar{c}_{ij}=1$ khi $\varphi_{ij} \geq 1$; $\bar{c}_{ij}=0$ trong trường hợp còn lại.

Như vậy, bài báo đã đưa ra đề xuất cải tiến so với thuật toán DCAPC [10] ngay tại bước khởi tạo và các bước 1, bước 2.

4. ĐÁNH GIÁ CHẤT LƯỢNG GIẢI PHÁP ĐỀ XUẤT.

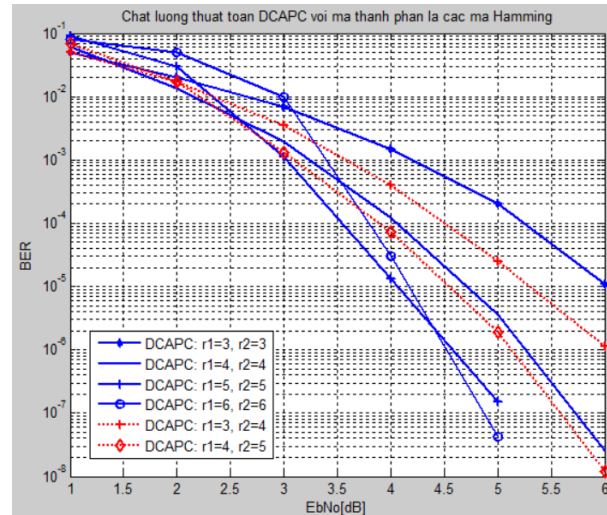
Sử dụng kỹ thuật mô phỏng MonteCarlo, tiến hành mô phỏng trên kênh Gauss cho mã tích với mã thành phần là các mã thuộc họ mã Hamming (có $r = 3; 4; 5; 6$), được kết quả khi áp dụng thuật toán DCAPC như hình 4.

Chất lượng thuật toán đề xuất IDPPC khi khảo sát với các mã tích loại bỏ có các mã thành phần là các mã Hamming cho kết quả trên hình 5.

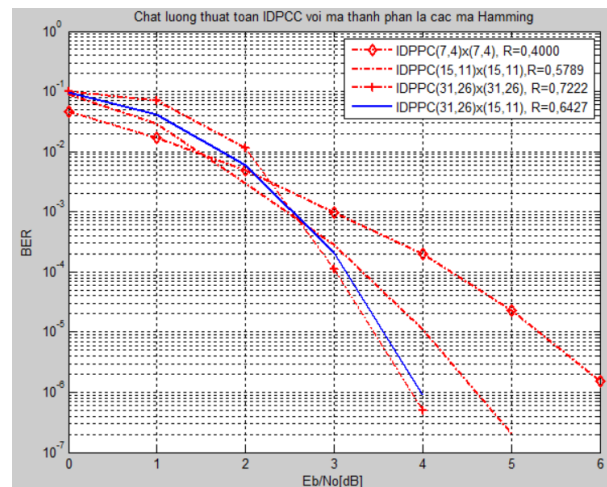
Từ kết quả mô phỏng cho thấy, giải pháp mã kênh đề xuất cho hiệu quả kiểm soát lỗi tại tỉ lệ lỗi bit 10^{-5} đạt độ lợi khoảng 0,64 dB đến 0,68 dB so với thuật toán DCAPC đã được công bố. Bảng 2 biểu thị sự đánh giá chi tiết về độ lợi giải mã của IDPPC so với thuật toán DCAPC của các mã tích có mã thành phần với độ dài khác nhau. Bảng 1, 2 chỉ ra, phương pháp giải mã kênh mới cho tỉ lệ mã hóa tăng, chiều dài từ mã kênh giảm nên giúp tăng tốc độ truyền tin.

Như vậy, nếu chúng ta chọn mã tích với mã thành phần là các mã Hamming (31,26) và (15,11), sử dụng cấu trúc truyền tin là mã tích

loại bỏ, độ dài các gói tin truyền chỉ còn 445 bit. Sử dụng thuật toán IDPPC, tỉ lệ công suất tín hiệu trên tạp âm chỉ cần 3,84 dB để đạt tỉ lệ lỗi bit 10^{-5} và 3.97 dB để đạt tỉ lệ lỗi bit 10^{-6} với tỉ lệ mã hóa cao (0,6427).



Hình 4. Đánh giá hiệu quả kiểm soát lỗi khi sử dụng thuật toán DCAPC cho mã tích



Hình 5. Đánh giá hiệu quả kiểm soát lỗi khi sử dụng thuật toán IDPPC cho mã tích loại bỏ

Bảng 2. So sánh chất lượng thuật toán IDPPC và DCAPC

Mã thành phần C_1, C_2	(7,4), (7,4)	(15,11), (15,11)	(31,26), (15,11)	(31,26), (31,26)
Độ dài mã tích	49 bit	225 bit	465 bit	961 bit
Độ dài mã tích loại bỏ	40 bit	209 bit	445 bit	936 bit

Eb/No cần để BER= 10^{-5} của DCAPC	6,05 dB	4,67 dB	4,48 dB	4,08 dB
Eb/No cần để BER= 10^{-5} của IDPPC	5,37 dB	4,02 dB	3,84 dB	3,4 dB

Bảng 3. So sánh độ phức tạp của DCAPC và IDPPC

DCAPC	
Số phép nhân	$2[(n_1 - 1)2^{r_1} + (n_2 - 1)2^{r_2}]$
Số phép cộng	$2(2^{r_1} + 2^{r_2} + 2)$
IDPPC	
Số phép nhân	$2[(n_1 - 1)2^{r_1} + (n_2 - 1)2^{r_2} + 2]$
Số phép cộng	$2(2^{r_1} + 2^{r_2} + 2)$

Nhằm đánh giá tính ứng dụng thực tế cho mã tích loại bỏ nếu dùng IDPPC để giải mã, chúng ta cần ước lượng số phép tính sử dụng trong thuật toán này. Bảng 3 chỉ rõ số lượng

phép tính cần sử dụng để giải một bit mã qua 2 lần lặp của thuật toán đề xuất và thuật toán DCAPC. IDPPC có độ phức tạp tăng không đáng kể so với DCAPC. Vì vậy có thể coi, IDPPC có độ phức tạp tương đương DCAPC. Rõ ràng, IDPPC có độ phức tạp chấp nhận được là hàm tuyến tính $O(n.2^r)$.

5. KẾT LUẬN

Từ nhu cầu truyền tin đáp ứng thời gian thực sử dụng các gói tin ngắn, bài báo đề xuất sử dụng mã kênh là mã tích loại bỏ với thuật toán giải mã mới IDPPC. Kết quả cho thấy, mã tích với mã thành phần là mã Hamming (15,11) và Hamming (31,26) đạt tỉ lệ mã hóa 0,6427, sử dụng thuật toán giải mã IDPPC có độ phức tạp tuyến tính cho khả năng kiểm soát lỗi cao, E_b / N_0 cần 3,84 dB để đạt tỉ lệ lỗi bit 10^{-5} .

Nghiên cứu này có thể ứng dụng vào các hệ thống truyền tin thế hệ mới, yêu cầu khắt khe về thời gian trong môi trường truyền dẫn phức tạp.

TÀI LIỆU THAM KHẢO

- [1] C.E. Shannon, A mathematical theory of communication, Bell Syst. Tech. J., vol. 27, pp. 379–423, 623–656, July and October 1948.
- [2] P. Elias, "Error-free coding", IEEE Transactions on Information Theory, vol. 4, pp. 29-37, 1954.
- [3] R.G. Gallager, "Low Density Parity Check Codes", Cambridge, MA: MIT, 1963.
- [4] Carlos R.P. Hartmann, Luther D. Rudolph, "An Optimum Symbol-by Symbol decoding rule for linear codes", Electrical Engineering and Computer Science Technical Reports, Paper 8, September 1975.
- [5] J. Wolf, "Efficient maximum likelihood decoding of linear block codes using a Trellis", IEEE Transactions on Information Theory, vol. 24, pp. 76-80, 1978.
- [6] J. Hagenauer, E. Offer and L. Papke, "Iterative decoding of binary block and convolutional codes", IEEE Transactions on Information Theory, vol. 42, pp. 429-445, 1996.
- [7] H. Nickl, J. Hagenauer and F. Burkert, "Approaching Shannon's capacity limit by 0.27 dB using Hamming codes in a 'turbs' decoding scheme", Proceedings of IEEE International Symposium on Information Theory, 1997.
- [8] Thomas R. Halford; Keith M. Chugg; Alex J. Grant. "Which Codes Have 4-Cycle-Free Tanner Graphs", IEEE Trans. Inform. Theory, no. 3, pp. 871 - 875, December 2006.

- [9] J.H. Lim, J.H. Lee, M. S. Shin, G. Han Cho and Y. J. Song, "Low-Complexity and High Performance SISO Decoding for Block Product Turbo Code (105, 44)", 2015 8th International Conference on Control and Automation (CA), pp. 13-16, 2015.
- [10] Phạm Xuân Nghĩa, Nguyễn Thị Hồng Nhung, "Giải mã tích bằng giải mã quyết định mềm dùng mã đối ngẫu đảm bảo tính khả dụng", *Tạp chí Nghiên cứu Khoa học và Công nghệ Quân sự*, số 57, trang 11- 17, 2018.
- [11] Guido Montorsi, Sergio Benedetto, "Design of Spatially Coupled Turbo Product Codes for Optical Communications", 2021 11th International Symposium on Topics in Coding (ISTC), 2021.
- [12] Weigang Chen, Ting Wang, Changeai Han, Jinsheng Yang, "Erasure-correction-enhanced iterative decoding for LDPC-RS product codes", *China Communications*, Vol. 18, Issue: 1, January 2021.
- [13] Xiao Ma; Qianfan Wang; Suihua Cai; Xinglin Xie, "Implicit Partial Product-LDPC Codes Using Free-Ride Coding", ICC 2022 - IEEE International Conference on Communications, 2022.

Thông tin liên hệ: **Nguyễn Thị Hồng Nhung**

Điện thoại: 0945 616 629 - Email: ntnhung@uneti.edu.vn

Khoa Điện tử, Trường Đại học Kinh tế - Kỹ thuật Công nghiệp.

-
-