

HỆ THỐNG ĐIỀU CHẾ MÃ CÓ HOÁN VỊ BÍT SỬ DỤNG MÃ KHỐI VỚI GIẢI MÃ LẬP

Vũ Thị Thắng*, Phạm Xuân Nghĩa#

* Khoa Điện-Điện tử, Trường Đại học Sư phạm Kỹ thuật Nam Định

Khoa Vô tuyến điện tử, Học viện Kỹ thuật quân sự

Tóm tắt: Bài báo đề xuất hệ thống điều chế mã có hoán vị بیت sử dụng mã khối kết hợp kỹ thuật giải mã lập (BIBCM-ID). Với đề xuất này, ngoài việc cải tiến sơ đồ BICM – ID bằng việc sử dụng mã khối (mã Hamming mở rộng) thay thế cho mã chập ở sơ đồ truyền thống, bài báo còn đề xuất bộ hoán vị mới (bộ hoán vị khối tổng quát ngẫu nhiên) cho phép cải thiện thông tin ngoại lai sau mỗi vòng giải mã lập, từ đó dẫn đến cải thiện tăng ích mã hóa từ 0,4 dB đến 1,2 dB của hệ thống BICM – ID so với trường hợp sử dụng bộ hoán vị khối và giảm độ trễ xử lý do giảm số vòng lặp. Bên cạnh đó, nhờ việc sử dụng bộ hoán vị khối tổng quát ngẫu nhiên giúp khắc phục hiện tượng sần lỗi của hệ thống BICM-ID (ở giá trị BER = 10⁻⁶ chưa xảy ra hiện tượng này).

Từ khóa: BICM- ID, BIBCM_ID, hoán vị khối, hoán vị khối tổng quát, mã khối, giải mã lập

I. MỞ ĐẦU

Các sơ đồ kết hợp mã hóa với điều chế truyền thống bao gồm Điều chế mã khối (Block Coded Modulation, BCM) [1], Điều chế mã lưới (Trellis Coded Modulation, TCM) [2], Điều chế mã có hoán vị بیت (Bit-Interleaved Coded Modulation, BICM) [3, 4] và Điều chế mã có hoán vị بیت và giải mã lập (Bit-Interleaved Coded Modulation with Iterative Decoding, BICM-ID) [5, 6]. Trừ BCM, các sơ đồ khác đều đề xuất sử dụng mã chập nhị phân (Binary Convolutional Codes) [7, 8, 9] làm cơ sở cho phần mã hóa. Để phân biệt với hệ thống BICM-ID được đề xuất trong bài báo này, chúng tôi sử dụng thuật ngữ Điều chế mã chập có hoán vị بیت và giải mã lập (Bit-Interleaved Convolutionally Coded Modulation with Iterative Decoding, BICCM-ID).

Giải mã đối với mã chập được thực hiện nhờ các thuật toán giải mã như Thuật toán Viterbi đầu ra mềm (Soft-output VA) [10, 11], Xác suất hậu nghiệm cực đại (Maximum A posteriori Probability - MAP) [12 - 14]. Độ trễ giải mã và độ phức tạp phụ thuộc vào Chiều dài ràng buộc (Constraint Length) của máy mã chập. Để đạt tỷ lệ mã hóa cao, có thể loại bỏ một số بیت trên đầu ra của máy mã chập theo mẫu xác định bằng kỹ thuật đột lỗ (Puncturing) [15]. Bù lại, để đảm bảo phẩm chất BER cần tăng Chiều dài ràng buộc của máy mã, nghĩa là tăng trễ giải mã và độ phức tạp.

Tác giả liên hệ: Vũ Thị Thắng

Email: vuthithang1978@gmail.com

Đến tòa soạn: 3/2023 chỉnh sửa: 4/2023 chấp nhận đăng: 4/2023

Với các sơ đồ có hoán vị بیت [16 - 19], trễ giải mã và độ phức tạp phụ thuộc vào chủng loại và chiều dài của bản thân bộ hoán vị بیت. Hoán vị بیت có thể là tổng thể (Overall Interleaving) cả theo trục thời gian (tương đương với hoán vị dấu tín hiệu) và theo vị trí của بیت trong nhân nhị phân của dấu tín hiệu, và từng dòng (In-line Interleaving) chỉ theo trục thời gian trong khi cố định vị trí của بیت trong nhân nhị phân của dấu tín hiệu. Các bộ hoán vị ngẫu nhiên (random interleavers) được dùng chủ yếu trong quá trình nghiên cứu, còn trong thực tế cần có các bộ hoán vị được tạo bởi quy luật toán xác định, nhằm đồng bộ trong toàn hệ thống thông tin và đơn giản hóa trong chế tạo thiết bị. Hoán vị khối (Block Interleaving) được dùng sớm nhất và thuộc loại đơn giản nhất [21-25].

Theo kết quả khảo sát, đến nay, mã khối (Block Codes) rất ít khi được sử dụng kết hợp với điều chế, có thể nói sơ đồ BCM là duy nhất. Trong sơ đồ BCM cơ bản, một số từ mã (thường là bằng số بیت trong nhân nhị phân của dấu tín hiệu điều chế) của mã khối được hoán vị từng dòng bằng một bộ hoán vị khối đơn giản (ghi vào theo hàng – đọc ra theo cột) rồi ánh xạ vào tập tín hiệu đa mức M -PSK, M -PAM hay M -QAM với $M = 4, 8, 16, \dots$. Với cấu trúc đơn giản đó, BCM có hiệu quả trong truyền tin qua kênh pha-đỉnh, nhưng kém hiệu quả trên kênh Gao-xơ.

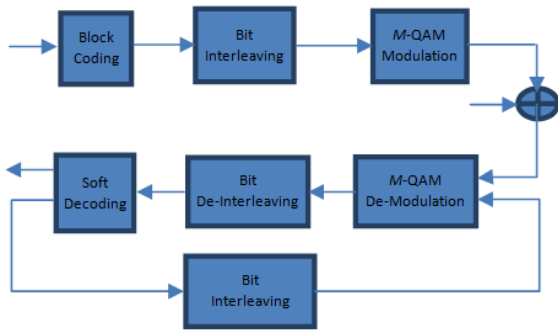
Bên cạnh đó, phẩm chất BER của BCM và BICM trên cả kênh Gao-xơ và kênh pha-đỉnh đạt tốt nhất khi sử dụng ánh xạ Gray cho các tập tín hiệu. Các nghiên cứu gần đây còn cho thấy đối với BICM kết hợp điều chế theo ánh xạ Gray thì việc không dùng hoán vị بیت (Trivial Interleaving) trên kênh Gao-xơ cho tăng ích mã hóa khoảng 1~2dB so với khi có dùng hoán vị بیت [20]. Trong khi đó ánh xạ theo phân hoạch tập tín hiệu (Mapping by Set-Partitioning) gắn liền với thiết kế hiệu quả sơ đồ TCM, và ánh xạ phân Gray (Anti-Gray Mapping) đảm bảo cho sơ đồ BICM-ID có sần lỗi BER thấp nhất trong số các kiểu ánh xạ [6].

Nghiên cứu này cung cấp một giải pháp dung hòa giữa phẩm chất truyền tin với độ phức tạp mã hóa/điều chế và giải mã/giải điều chế cho các hệ thống truyền tin vô tuyến cơ động như Mobile Access Networks (MANET), Wireless Sensors Networks (WSN), ... Để đạt được các yêu cầu về phẩm chất Bit Error Rates (BER), hiệu quả sử dụng băng thông trên cả kênh Gao-xơ và kênh pha-đỉnh, chọn giải pháp sử dụng mô hình hệ thống Điều chế mã có hoán vị bit kết hợp giải mã/giải điều chế lập. Tuy nhiên, để đạt được yêu cầu về độ trễ xử lý và độ phức tạp của mã hóa/điều chế và giải mã/giải điều chế, chọn giải pháp sử dụng mã khối với chiều dài từ mã không quá lớn, cụ thể là

mã Hamming mở rộng (Extended Hamming Codes), kết hợp với điều chế cầu phương (Quadrature Amplitude Modulation, QAM), cụ thể là 16QAM. Kết quả chính của nghiên cứu này là đề xuất mô hình hệ thống Điều chế mã khối có hoán vị بیت kết hợp giải điều chế/giải mã lặp (Bit-Interleaved Block Coded Modulation with Iterative Decoding – BIBCM-ID) sử dụng thuật toán giải mã mềm đối với mã khối dựa trên mã đối ngẫu (Dual Codes), và thiết kế bộ hoán vị بیت phù hợp cho sơ đồ giải pháp. Phần còn lại của bài báo được cấu trúc như sau: Mục 2 trình bày về sơ đồ hệ thống BIBCM-ID, Mục 3 của bài báo đi sâu phân tích cơ sở lý luận phục vụ cho thiết kế bộ hoán vị khối sử dụng cho hệ thống BIBCM-ID, Mục 4 trình bày các kết quả mô phỏng đánh giá phẩm chất hệ thống BIBCM-ID sử dụng mã Hamming mở rộng và bộ hoán vị khối mới được xây dựng, cuối cùng là phần Kết luận.

II. SƠ ĐỒ HỆ THỐNG BIBCM-ID

Mô hình kỹ thuật của hệ thống BIBCM-ID được thể hiện trên Hình 1.



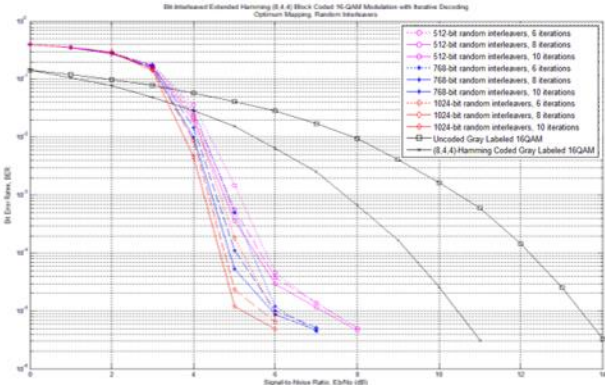
Hình 1: Sơ đồ khối hệ thống BIBCM-ID

Xét mã khối (n, k, d) với n là chiều dài từ mã, k là số بیت dữ liệu, d là cự ly Hamming tối thiểu. Ký hiệu π là hoán vị $N_{cb} = N_{cw}n$ بیت (the number of coded bits) cho từng khung N_{cw} từ mã (the number of codewords). Điều kiện là N_{cb} chia hết cho số بیت trong nhãn nhị phân của từng tín hiệu $m = \log_2 M, m \geq 2$, và chia hết cho chiều dài từ mã n . Từng khung $N_s = N_{cb}/m$ tín hiệu M-QAM được truyền đi qua kênh Gao-xơ. Việc truyền tin qua kênh pha-định sẽ được nghiên cứu tiếp theo. Tại đầu phát, N_{cw} từ mã trên đầu ra máy mã khối (Block Coding) được sắp xếp thành khung بیت đánh số thứ tự từ 1 đến N_{cb} . Thứ tự của các بیت này được hoán vị bởi π . Chuỗi بیت sau hoán vị chia ra thành N_s khối, mỗi khối gồm m بیت được sử dụng như là nhãn nhị phân của tín hiệu trong điều chế M-QAM.

Tại phía máy thu, các tín hiệu $r = s + v$, trong đó s và v lần lượt là tín hiệu QAM truyền qua kênh và tạp âm Gao-xơ, được giải điều chế mềm thành véc-tơ giá trị tỷ lệ hợp lẽ theo hàm lô-ga-rít (LLR-Log Likelihood Ratio). Tại mỗi vòng lặp, đầu vào giải mã mềm cho mã Hamming là đầu ra của giải điều chế mềm đã được giải hoán vị bằng π^{-1} . Bộ giải mã sử dụng thuật toán giải mã mềm với giá trị đầu ra được biểu diễn dưới dạng giá trị tỷ lệ hợp lẽ theo hàm lô-ga-rít, và cung cấp thông tin phản hồi tới bộ giải điều chế mềm thông qua hoán vị π . Đề ý rằng N_s tín hiệu cũng như N_{cw} từ mã có thể được giải điều chế/giải mã song song để tiết kiệm thời gian xử lý.

Sau số lần lặp nhất định, giá trị LLR sau giải mã được quyết định cứng và trở thành đầu ra của hệ thống.

Nghiên cứu sơ bộ về giải pháp, chạy mô phỏng trong môi trường MatLab cho cấu hình sau: mã Hamming mở rộng với $n = 8$; bộ hoán vị chiều dài L_π là 512, 768, và 1024 được tạo ngẫu nhiên sử dụng cho từng khung dữ liệu phát đi; điều chế 16QAM theo ánh xạ phân Gray; số lần giải lặp lớn nhất là 10. Để so sánh, mô phỏng được thực hiện với tập tín hiệu 16QAM sử dụng ánh xạ Gray khi không có hoán vị (trivial interleaver), không giải lặp, cho trường hợp có mã hóa và không mã hóa. Kết quả mô phỏng được thể hiện trên Hình 2.



Hình 2. So sánh BER của BIBCM-ID với mã Hamming mở rộng và hoán vị ngẫu nhiên

Từ kết quả mô phỏng, có thể thấy rằng, đúng theo quy luật của các hệ thống BICM-ID, tăng ích mã hóa của hệ thống lớn theo cùng chiều dài của bộ hoán vị بیت và số lần lặp. Khi tỷ lệ tín /tạp E_b/N_0 đạt 5dB, đường cong BER bắt đầu đi vào vùng sàn lỗi (Error Floor). Tại ngưỡng BER xấp xỉ 10^{-5} , hệ thống đang đề xuất có tăng ích tới 9,5 dB so với sơ đồ không mã hóa và 6,5 dB so với sơ đồ có mã hóa nhưng không giải mã lặp.

Việc phân tích lỗi bắt đầu từ việc nghiên cứu về xác suất lỗi đầu tín hiệu MQAM trên kênh tạp âm trắng cộng tính Gao-xơ. Tại một tỷ lệ tín /tạp E_s/N_0 nhất định nào đó, ký hiệu P_e là xác suất lỗi đầu tín hiệu. Trừ trường hợp $M = 2, 4$ và ánh xạ Gray là khi các بیت trong nhãn nhị phân của đầu tín hiệu hoàn toàn độc lập, với các trường hợp ánh xạ khác và $M \geq 4$ thì các بیت trong nhãn nhị phân không hoàn toàn độc lập. Tính chất này của sơ đồ điều chế thông qua phép ánh xạ từ nhãn nhị phân vào chòm sao tín hiệu được sử dụng để dùng độ tin cậy của $m - 1$ بیت hỗ trợ cải thiện độ tin cậy của بیت còn lại. Hơn nữa, việc mỗi بیت trong nhãn nhị phân của tín hiệu có thể thuộc một từ mã khác với các từ mã chứa các بیت còn lại cho phép sử dụng thông tin sau giải mã hỗ trợ cải thiện độ tin cậy của tất cả các بیت trong nhãn nhị phân của tín hiệu. Nếu có hơn một بیت trong nhãn nhị phân của một tín hiệu thuộc về cùng một từ mã thì hiệu quả của giải mã lặp sẽ suy giảm nghiêm trọng. Thứ nhất, thông tin của các بیت này là không độc lập (do cấu trúc mã hóa) nên ít khả năng hỗ trợ cải thiện độ tin cậy cho các بیت còn lại trong nhãn nhị phân. Thứ hai, số lượng từ mã có liên quan tới đầu tín hiệu đang xem xét bị giảm, tương ứng với việc có ít hơn số lượng các بیت cùng với giá trị tỷ lệ hợp lẽ theo hàm lô-ga-rít của chúng có thể được dùng để cải thiện chất lượng giải điều chế đầu tín hiệu. Thứ ba, khi số lượng بیت trong nhãn nhị phân của một tín hiệu thuộc cùng một từ mã

vượt quá khả năng sửa lỗi của bộ mã mà giải điều chế ngay tại vòng lặp đầu tiên gặp lỗi thì với xác suất P_e không thể sửa lại được để giải điều chế đúng dấu tín hiệu này. Bộ hoán vị tốt là bộ hoán vị sao cho nhân nhị phân của mỗi dấu tín hiệu chứa không quá 1 bit của cùng một từ mã. Đây là yêu cầu đầu tiên đối với bộ hoán vị trong các sơ đồ sử dụng mã khối.

Bây giờ giả sử có hai tín hiệu. Cho dù nhân nhị phân của mỗi tín hiệu chứa không quá 1 bit của từ mã bất kỳ nào đó trong số đã phát đi, nhưng nếu tồn tại 2 từ mã giao với 2 nhân nhị phân này, theo nghĩa là mỗi từ mã có một bit ở nhân nhị phân thứ nhất và một bit ở nhân nhị phân thứ hai, thì sẽ tạo ra hiện tượng được gọi là “Vòng lỗi 4 bước” hay là “Mẫu lỗi hình chữ nhật” (the 4-Cycle or Rectangular Error pattern). Tương tự, nếu có 3 từ mã giao với nhân nhị phân của 3 tín hiệu theo cách mỗi từ mã đóng góp hai bit vào nhân nhị phân của hai tín hiệu thì sẽ tạo ra hiện tượng lỗi “Vòng lỗi 6 bước”. Lý thuyết và thực tiễn giải điều chế-giải mã lặp cho thấy các bẫy lỗi (Error Trap) này tạo ra sần lỗi của đường cong xác suất lỗi bit BER. Yêu cầu thứ hai đối với bộ hoán vị là giảm thiểu số lượng các mẫu lỗi này, đặc biệt là Mẫu lỗi hình chữ nhật. Nếu có thể xây dựng được bộ hoán vị như nêu ở trên thì tại một vòng lặp Giải điều chế-Giải mã, thông tin từ $m(n-1)$ dấu tín hiệu khác nhau hỗ trợ cho việc cải thiện giải điều chế một dấu tín hiệu thông qua m từ mã liên quan trực tiếp tới dấu tín hiệu đó. Ta gọi $m(n-1)$ các dấu tín hiệu này là “Liên quan” (relevant) trực tiếp về thông tin tới dấu tín hiệu đang xét. Đây là quan hệ hai chiều, nếu một dấu tín hiệu Liên quan về thông tin tới dấu hiệu khác thì ngược lại, dấu hiệu kia cũng Liên quan thông tin tới dấu hiệu này. Tương tự, mỗi dấu thuộc $m(n-1)$ dấu tín hiệu Liên quan trực tiếp với dấu tín hiệu đang xét cũng được $m(n-1)$ dấu tín hiệu (có thể bao gồm cả một số các tín hiệu Liên quan trực tiếp) hỗ trợ thông tin giải điều chế thông qua giải mã các từ mã Liên quan gián tiếp tới dấu hiệu đang xét. Rõ ràng, đối với việc giải điều chế một dấu tín hiệu bất kỳ nào đó trong khung tín hiệu thu thì các dấu Liên quan trực tiếp có ảnh hưởng mạnh nhất, còn các dấu tín hiệu Liên quan gián tiếp đóng góp ảnh hưởng của chúng tại vòng lặp sau, thông qua các dấu hiệu Liên quan trực tiếp. Do chiều dài khung dữ liệu là hữu hạn nên nếu mở rộng ra tới các vòng lặp tiếp theo, xét tới các tín hiệu Liên quan gián tiếp của Liên quan gián tiếp thì tất cả các tín hiệu thu được đều có khả năng Liên quan tới một dấu hiệu bất kỳ, nếu bộ hoán vị không tạo ra các vòng khép kín (closed cycles) của các dấu tín hiệu Liên quan về thông tin. Trong nghiên cứu này, một **quan điểm mới** đối với xây dựng bộ hoán vị cho sơ đồ BIBCM-ID là đảm bảo sao cho tất cả các dấu trong khung tín hiệu thu là các dấu Liên quan gián tiếp tới các dấu hiệu Liên quan trực tiếp tới dấu hiệu bất kỳ trong khung tín hiệu thu. Theo phân tích ở trên, bộ hoán vị như thế cho phép giảm số vòng lặp Giải mã- Giải điều chế. Tuy nhiên, việc tăng “Liên quan” có thể phải trả giá bằng việc chấp nhận có một số lượng nhất định các “Bẫy lỗi.”

Phân tích trên cho thấy phẩm chất của kỹ thuật Giải điều chế-Giải mã lặp phụ thuộc rất nhiều vào việc các bit trên đầu ra máy mã được nhóm thành nhân nhị phân của tín hiệu điều chế như thế nào. Đó chính là vai trò của bộ hoán vị bit. Việc nhóm m bit của từ mã nào vào thành nhân nhị phân của một tín hiệu là quan trọng chứ không

phải là vị trí của tín hiệu đó trong khung tín hiệu, cũng như vị trí của các bit đó trong từ mã. Điều này gợi ý cho việc xây dựng bộ hoán vị bit được phân thành hai giai đoạn nhằm giảm mức độ phức tạp tìm kiếm bộ hoán vị tốt nhất: a) Các từ mã trên đầu ra máy mã khối được xếp thành hàng để đọc ra theo cột, gọi là Hoán vị khối, để thỏa mãn yêu cầu rằng nhân nhị phân của mỗi dấu tín hiệu chứa không quá 1 bit của cùng một từ mã, và b) Tìm kiếm cách đọc ra các cột sao cho tất cả các dấu trong khung tín hiệu là các dấu Liên đới gián tiếp tới các dấu hiệu Liên đới trực tiếp tới dấu hiệu bất kỳ trong khung tín hiệu trong khi giảm thiểu số lượng các Mẫu lỗi hình chữ nhật.

III. THIẾT KẾ BỘ HOÁN VỊ KHỐI

Chúng ta sử dụng Lý thuyết về các Quan hệ trong toán học (Theory of Relations in Mathematics) để mô hình hóa hệ thống BIBCM-ID.

Xét tập các số tự nhiên $\mathbb{N} = \{1, 2, \dots, N_{cb}\}$. Cho π là hoán vị trên tập \mathbb{N} . Cho $N_{cb} = mN_s = nN_{cw}$, với N_{cw}, N_s, m, n là các số tự nhiên.

Định nghĩa 1: Xác định Quan hệ \mathbb{C} trên tập \mathbb{N} là $n_1\mathbb{C}n_2$ nếu tồn tại bộ ba số $1 \leq i \leq N_{cw}, 1 \leq k_1 \leq n, 1 \leq k_2 \leq n$ sao cho $n_1 = (i-1)n + k_1$ và $n_2 = (i-1)n + k_2$.

Định nghĩa 2: Xác định Quan hệ \mathbb{Z} trên tập \mathbb{N} là $z_1\mathbb{Z}z_2$ nếu tồn tại bộ ba số $1 \leq j \leq N_s, 1 \leq k_1 \leq m, 1 \leq k_2 \leq m$ sao cho $z_1 = \pi^{-1}((j-1)m + k_1)$ và $z_2 = \pi^{-1}((j-1)m + k_2)$. Các định nghĩa trên được minh họa trên Hình 3.

Ký hiệu $C = \{c_i = \{(i-1)n + 1, (i-1)n + 2, \dots, in\}, 1 \leq i \leq N_{cw}\}$ và $B = \{b_j = \{\pi^{-1}((j-1)m + 1), \pi^{-1}((j-1)m + 2), \dots, \pi^{-1}(jm)\}, 1 \leq j \leq N_s\}$.

$(1, 2, \dots, n)$	$(n + 1, n + 2, \dots, 2n)$...	$((N_{cw} - 1)n + 1, (N_{cw} - 1)n + 2, \dots, N_{cw}n)$
--------------------	-----------------------------	-----	--

π

$(\pi^{-1}(1), \pi^{-1}(2), \dots, \pi^{-1}(m))$	$(\pi^{-1}(m + 1), \pi^{-1}(m + 2), \dots, \pi^{-1}(2m))$...	$(\pi^{-1}((N_s - 1)m + 1), \pi^{-1}((N_s - 1)m + 2), \dots, \pi^{-1}(N_s m))$
--	---	-----	--

Hình 3. Mô tả các mối quan hệ xác định trên tập các số thứ tự của các bit sau mã hóa và số thứ tự của các bit sau hoán vị, trước điều chế

Bổ đề 1: Quan hệ \mathbb{C} phân hoạch \mathbb{N} thành $C = \{c_1, c_2, \dots, c_{N_{cw}}\}$. Quan hệ \mathbb{Z} phân hoạch \mathbb{N} thành $B = \{b_1, b_2, \dots, b_{N_s}\}$.

Định nghĩa 3: Trên cơ sở hoán vị π , Cho $A = C \cup B$, với C và B là các phân hoạch của \mathbb{N} bởi Quan hệ \mathbb{C} và \mathbb{Z}

tương ứng, trên cơ sở hoán vị π . Định nghĩa Quan hệ \mathbb{R} trên tập A là $x \mathbb{R} y: |x \cap y| \geq 1, x, y \in A$. Gọi π là hoán vị sinh ra Quan hệ \mathbb{R} .

Nhận xét:

1. Với mọi $c_i \in A: c_i \mathbb{R} c_i$ và $\nexists c_j, j \neq i: c_i \mathbb{R} c_j$ hoặc $c_j \mathbb{R} c_i$. (Phản xạ) (Phân hoạch của \mathbb{N})
2. Với mọi $b_i \in A: b_i \mathbb{R} b_i$ và $\nexists b_j, j \neq i: b_i \mathbb{R} b_j$ hoặc $b_j \mathbb{R} b_i$. (Phản xạ) (Phân hoạch của \mathbb{N})
3. Với mọi $c_i \in A, \exists b_j \in A: c_i \mathbb{R} b_j$; Với mọi $b_i \in A, \exists c_j \in A: b_i \mathbb{R} c_j$. (Kết nối) (Phân hoạch của \mathbb{N})
4. Nếu $c_i \mathbb{R} b_j$ thì $b_j \mathbb{R} c_i$ và, ngược lại, nếu $b_j \mathbb{R} c_i$ thì $c_i \mathbb{R} b_j$ là đối xứng (Symmetric)
5. Nếu $c_i \mathbb{R} b_j, b_j \mathbb{R} c_{i'}$, và $i \neq i'$ thì $c_i \nmathbb{R} c_{i'}$, với \mathbb{R} là không có Quan hệ. (Non-Transitive) (Phân hoạch của \mathbb{N})

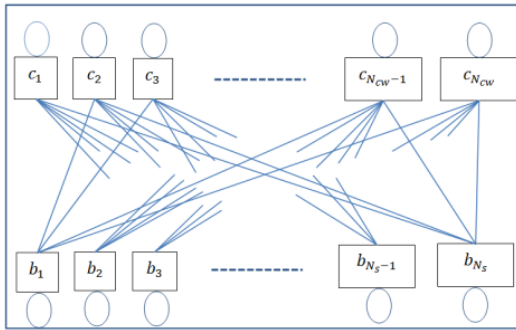
Các nhận xét này cho phép chứng minh Bổ đề 2.

Bổ đề 2: Quan hệ \mathbb{R} được xác định trên tập A là phản xạ và đối xứng.

Chứng minh: Từ nhận xét từ (1÷4) của Bổ đề 1, tất cả các trường hợp $c_i \in A: c_i \mathbb{R} c_i$ và $b_i \in A: b_i \mathbb{R} b_i$ đều có tính chất phản xạ và đối xứng, đây chính là điều phải chứng minh Bổ đề 2.

Xây dựng đồ hình hai cạnh thể hiện quan hệ giữa c_i và b_j

Chúng ta có thể mô tả Quan hệ c_i và b_j bằng Đồ hình hai bên (hay Đồ hình hai cạnh – Bipartite Graph) như Hình 4.



Hình 4. Quan hệ \mathbb{R} xác định trên tập A thể hiện bằng đồ hình 2 bên

Đối chiếu với sơ đồ hệ thống BIBCM-ID (Hình 1), gọi các nút bên trên là nút mã, ký hiệu là $c_i, 1 \leq i \leq N_{cw}$, là tập con các số thứ tự của các bit cùng một từ mã trong khung dữ liệu dài N_{cb} bit. Gọi các nút bên dưới là nút tín hiệu, ký hiệu là $b_j, 1 \leq j \leq N_s$, là tập con các số thứ tự của các bit trong khung dữ liệu dài N_{cb} bit, sau hoán vị trở thành nhân nhị phân của cùng một tín hiệu. Do Quan hệ \mathbb{R} là phản xạ nên mỗi nút đều có đường tự nối kín, thể hiện quá trình giải điều chế (đối với tín hiệu) và giải mã (đối với từ mã). Do Quan hệ là đối xứng nên không sử dụng mũi tên hướng kết nối. Số đường nối giữa hai nút bằng với số số tự nhiên có chung trong hai tập số tự nhiên do hai nút đó đại diện. Mỗi vòng lặp bắt đầu từ các nút tín hiệu, tại đó nhân nhị phân của từng tín hiệu sau khi tự cập nhật LLR của mình thông qua giải điều chế thì cung cấp các LLR đã cập nhật cho Bộ giải mã thông qua giải hoán vị. Tại các nút mã, từng từ mã sau khi tự cập nhật LLR

của mình bằng giải mã với trợ giúp của thông tin từ các tín hiệu được giải điều chế sêthông qua hoán vị để cung cấp các LLR được cập nhật tới các nút tín hiệu nhằm trợ giúp cho giải điều chế trong vòng lặp tiếp theo.

Như đã nêu trên, mục đích của nghiên cứu này là đề xuất cấu trúc của bộ hoán vị bit dùng trong sơ đồ BIBCM-ID, nên giả định thuật toán giải điều chế và thuật toán giải mã đã được chọn. Do chỉ còn xét các quá trình trao đổi thông tin ngoại lai (Extrinsic Information) giữa giải điều chế và giải mã trong vòng lặp, chúng ta quan tâm đến thiết kế của Bộ hoán vị. Theo tiêu chuẩn của giải mã – giải điều chế lặp, Bộ hoán vị tốt là bộ hoán vị sao cho: BER đạt tới sàn lỗi sau ít số lần lặp nhất, tại giá trị tỷ lệ Tín – trên – Tạp (Signal – to – Noise Ratio – SNR) nhỏ nhất, và bản thân giá trị BER tại sàn lỗi là nhỏ nhất. Trở lại với Đồ hình hai bên và xác định các tiêu chí kỹ thuật của Bộ hoán vị phục vụ cho việc tìm vết cạn các khả năng của Bộ hoán vị. Trước hết, Đồ hình hai bên được điều chỉnh bằng cách định nghĩa lại mỗi Quan hệ như sau.

Định nghĩa 4: Trên cơ sở bởi hoán vị π , cho $A = C \cup B$ và định nghĩa Quan hệ \mathbb{R}^* trên tập A là $x \mathbb{R}^* y: |x \cap y| = 1, x, y \in A$.

Trước hết, mỗi Đồ hình hai bên đều có thể được biểu diễn bởi một ma trận. Và vì các Quan hệ \mathbb{R}^* và \mathbb{R} như trong các Định nghĩa trên đều được biểu diễn bởi Đồ hình hai bên, chúng ta có thể định nghĩa ma trận liên quan tới các Quan hệ này như sau.

Định nghĩa 5: Gọi ma trận $D = \{d_{j,i}, 1 \leq j \leq N_s, 1 \leq i \leq N_{cw}\}$ là ma trận thể hiện Quan hệ \mathbb{R} , với $d_{j,i} = |b_j \cap c_i|$.

Cần chú ý rằng ma trận D không phải là ma trận Bu-lan (Boolean Matrix) thường được sử dụng trong biểu diễn các Quan hệ trong toán học vì $d_{j,i}$ không nhất thiết chỉ nhận giá trị 0 và 1.

Bổ đề 3: Cho D là ma trận thể hiện mỗi Quan hệ \mathbb{R} trên tập A như trong Định nghĩa 5. Hoán vị các số trong cùng nút mã hay hoán vị các số trong cùng nút tín hiệu không làm thay đổi ma trận D .

Chứng minh: Từ Định nghĩa 3 ta thấy $b_j \mathbb{R} c_i$ khi $|b_j \cap c_i| \geq 1$. Dễ dàng thấy rằng hoán vị các số trong b_j không làm thay đổi $|b_j \cap c_i|$. Cũng thế, hoán vị các số trong c_i không làm thay đổi $|b_j \cap c_i|$.

Dễ dàng thấy rằng nếu $d_{j,i} > 0$ thì $b_j \mathbb{R} c_i$, và nếu $d_{j,i} = 0$ thì $b_j \nmathbb{R} c_i$. Còn nếu $d_{j,i} \leq 1, 1 \leq j \leq N_s, 1 \leq i \leq N_{cw}$ thì D thể hiện Quan hệ \mathbb{R}^* . Nếu $b_j \mathbb{R}^* c_i$ thì $b_j \mathbb{R} c_i$. Tuy nhiên, $b_j \mathbb{R} c_i$ không phải khi nào cũng có $b_j \mathbb{R}^* c_i$. Như vậy, Quan hệ \mathbb{R}^* “hẹp” hơn Quan hệ \mathbb{R} . Trong bài báo này, khi nói về Quan hệ trên tập A nói chung ta sử dụng Quan hệ \mathbb{R} , tương ứng với việc xem xét bộ hoán vị bất kỳ. Còn khi xem xét Bộ hoán vị khối chúng ta sử dụng Quan hệ \mathbb{R}^* .

Bổ đề 4: Cho D là ma trận thể hiện mỗi Quan hệ \mathbb{R}^* trên tập A như trong Định nghĩa 5. Ta có: Trọng số các hàng của D là bằng nhau và bằng m ; Trọng số các cột của D là bằng nhau và bằng n .

Chứng minh: Từ Định nghĩa 1 ta có $|c_i| = n, 1 \leq i \leq N_{cw}$. Từ Định nghĩa 2 ta có $|b_j| = m, 1 \leq j \leq N_s$. Từ Định nghĩa 5 ta có nếu $b_j \mathbb{R}^* c_i$ thì $|b_j \cap c_i| = 1$. Từ Định nghĩa 4 ta có $d_{j,i} = 1$ nếu $b_j \mathbb{R}^* c_i$, và do mỗi số trong $b_j \in B$ sẽ có mặt trong một và chỉ một $c_i \in C$ (Lemma 1) nên trọng số các hàng của D là bằng nhau và bằng m . Tương tự, do tính đối xứng của Quan hệ \mathbb{R}^* nên $c_i \mathbb{R}^* b_j$ và trọng số các cột của D là bằng nhau và bằng n .

Định nghĩa 6: Cho tập các số tự nhiên $\mathbb{N} = \{1, 2, \dots, N_{cb}\}$ và số tự nhiên $n > 0$. Xác định Quan hệ \mathbb{Q} trên tập \mathbb{N} là $q_1 \mathbb{Q} q_2: q_1 \equiv q_2 \pmod{n}$, gọi là Quan hệ đồng dư.

Từ lý thuyết về Quan hệ đồng dư, ta biết rằng tập \mathbb{N} được Quan hệ \mathbb{Q} phân hoạch thành n tập con $Q_k = \{q_{i,k}, 1 \leq i \leq N_{cw}, 1 \leq k \leq n\}$, với $q_{i,k}$ là các số thuộc \mathbb{N} có cùng số dư bằng k khi chia cho n . Ta có $(q_{1,1}, q_{2,1}, \dots, q_{N_{cw},1}, q_{1,2}, q_{2,2}, \dots, q_{N_{cw},2}, \dots, q_{1,n}, q_{2,n}, \dots, q_{N_{cw},n})$ là một hoán vị khối, thường gọi là “Ghi vào theo hàng, Đọc ra theo cột.” Trong bài báo này, chúng tôi định nghĩa bộ **Hoán vị khối tổng quát** như sau.

Định nghĩa 7: Với $1 \leq k \leq n$, cho μ_k là hoán vị trên tập số tự nhiên $\{1, 2, \dots, N_{cw}\}$. Với $q_{i,k}, 1 \leq i \leq N_{cw}$ là các số thuộc \mathbb{N} có cùng số dư bằng k khi chia cho n , bộ hoán vị

$\mu = (q_{\mu_1(1),1}, q_{\mu_2(2),1}, \dots, q_{\mu_1(N_{cw}),1}, q_{\mu_2(2),2}, q_{\mu_2(2),2}, \dots, q_{\mu_2(N_{cw}),2}, \dots, q_{\mu_n(1),n}, q_{\mu_n(2),n}, \dots, q_{\mu_n(N_{cw}),n})$ (1) được gọi là bộ Hoán vị khối tổng quát (General Block Interleavers).

Bổ đề 5: Với mỗi Quan hệ \mathbb{R}^* được xác định bởi hoán vị π trên tập \mathbb{N} (Định nghĩa 4), luôn tồn tại hoán vị khối μ tổng quát chiều dài N_{cb} trên tập \mathbb{N} có cùng ma trận D như của hoán vị π .

Chứng minh: Ta có $N_{cb} = nN_{cw} = mN_s$, từ đó $N_{cw} = \frac{N_{cb}}{n}$. Cho $1 \leq i \leq N_{cw}, 1 \leq k \leq n, 1 \leq q \leq N_{cb}$. Dễ dàng thấy rằng $\lfloor \frac{(\pi^{-1}(q)-1)}{n} \rfloor + 1$ phân hoạch tập \mathbb{N} thành N_{cw} tập con, ký hiệu là $\{q_{i,1}, q_{i,2}, \dots, q_{i,n}\}$ chứa n phần tử, sao cho $\lfloor \frac{(\pi^{-1}(q_{i,k})-1)}{n} \rfloor + 1$ cùng bằng i . Ta có $p_{i,k} = \pi^{-1}(q_{i,k}) \in c_i$. Nếu $\pi^{-1}(q_{i,k}) - n \lfloor \frac{(\pi^{-1}(q)-1)}{n} \rfloor = k$ với mọi $1 \leq i \leq N_{cw}, 1 \leq k \leq n$ thì ta có $\pi = (q_{1,1}, q_{2,1}, \dots, q_{N_{cw},1}, q_{1,2}, q_{2,2}, \dots, q_{N_{cw},2}, \dots,$

$q_{1,n}, q_{2,n}, \dots, q_{N_{cw},n})$ là Hoán vị khối tổng quát theo Định nghĩa 7. Trong trường hợp π bất kỳ, xác lập μ như là một hoán vị chiều dài N_{cb} sao cho $\mu^{-1}(q_{i,k}) = n \lfloor \frac{(\pi^{-1}(q_{i,k})-1)}{n} \rfloor + k$. Do $\lfloor \frac{(\mu^{-1}(q)-1)}{n} \rfloor + 1 = \lfloor \frac{(\pi^{-1}(q_{i,k})-1)}{n} \rfloor + 1 = i$ và $1 \leq k \leq n$ nên ta cũng có $\mu^{-1}(q_{i,k}) \in c_i$. Đồng thời ta luôn có $\mu^{-1}(q_{i,k}) - n \lfloor \frac{(\mu^{-1}(q_{i,k})-1)}{n} \rfloor = k$. Vì vậy μ là Hoán vị khối tổng quát.

Để ý rằng việc điều chỉnh từ hoán vị π thành hoán vị μ chỉ là sắp xếp lại tập $\{p_{i,1}, p_{i,2}, \dots, p_{i,n}\}$ theo thứ tự tăng dần của số dư trong phép chia $(\pi^{-1}(q_{i,k}) - 1)/n$, tương

ứng là điều chỉnh vị trí của số $\pi^{-1}(q_{i,k})$ trong nút mã c_i . Theo Bổ đề 3, hoán vị các số trong cùng nút mã không làm thay đổi ma trận D . Ký hiệu $E = DD^T$, với D^T là ma trận chuyển vị của D .

Nhận xét: Ta có một số nhận xét như sau:

- 1) $E_{j_1, j_2}, 1 \leq j_1, j_2 \leq N_s$ là số đường kết nối từ nút b_{j_1} qua các nút c_i tới nút b_{j_2} ;
- 2) $E_{j,j} = m$, là số đường nối đi ra từ nút b_j tới các nút c_i rồi trở về nút b_j ;
- 3) $E_{j_1, j_2} = 0, j_1 \neq j_2$ có nghĩa là nút b_{j_1} không có kết nối tới nút b_{j_2} trong một vòng lặp. Tương tự, $E_{j_1, j_2} = 1, j_1 \neq j_2$ có nghĩa là nút b_{j_1} trong một vòng lặp có kết nối tới nút b_{j_2} thông qua chỉ một nút c_i .
- 4) $E_{j_1, j_2} = v > 1, j_1 \neq j_2$ có nghĩa là nút b_{j_1} trong một vòng lặp có kết nối tới v nút $b_{j_2,1}, b_{j_2,2}, \dots, b_{j_2,v}$ qua v nút c_i .
- 5) $E_{j_1, j_2} = E_{j_2, j_1}$.
- 6) $E = E^T$.

Ký hiệu Θ là ma trận hoán vị (Permutation Matrix) biểu diễn theo hàng (Row Presentation) của phép hoán vị θ . Cụ thể, Θ là ma trận vuông kích cỡ $N \times N$ với chỉ các phần tử ở điểm giao của hàng thứ $i, 1 \leq i \leq N$ với cột thứ $\theta(i)$ là bằng 1, các phần tử còn lại bằng 0. Nói cách khác, hàng thứ i của Θ chỉ có một số 1 tại vị trí thứ $\theta(i)$ và, cũng tương ứng, cột thứ $\theta(i)$ của Θ chỉ có một số 1 tại vị trí thứ i . Chuyển vị Θ , ta có cột thứ i của Θ^T chỉ có một số 1 tại vị trí thứ $\theta(i)$ và hàng thứ $\theta(i)$ của Θ^T chỉ có một số 1 tại vị trí thứ i . Từ lý thuyết về ma trận hoán vị, ta có $\Theta\Theta^T = \Theta^T\Theta = I_N$, với I_N là ma trận đơn vị kích cỡ $N \times N$.

Bổ đề 6: Cho D là ma trận thể hiện mỗi Quan hệ \mathbb{R}^* trên tập A như trong Định nghĩa 4 và θ_1 là hoán vị trên tập số tự nhiên từ 1 đến N_{cw} . Ký hiệu D_{θ_1} là ma trận nhận được từ ma trận D với các cột được hoán vị bởi θ_1 . Ta có $D_{\theta_1} D_{\theta_1}^T = E$.

Chứng minh:

Ký hiệu Θ_1 là ma trận hoán vị (Permutation Matrix) biểu diễn theo hàng (Row Presentation) của phép hoán vị θ_1 . Cụ thể, Θ_1 là ma trận vuông kích cỡ $N_{cw} \times N_{cw}$. Ta nhân ma trận hoán vị Θ_1 vào sau (bên phải) D . Để có được cột thứ $\theta_1(i)$ của ma trận tích $D\Theta_1$, ta nhân D với cột thứ $\theta_1(i)$ của Θ_1 . Do cột thứ $\theta_1(i)$ của Θ_1 chỉ có một số 1 tại vị trí thứ i nên kết quả là cột thứ $\theta_1(i)$ của $D\Theta_1$ bằng cột thứ i của D . Như vậy, phép nhân ma trận hoán vị Θ_1 vào sau ma trận D tương ứng với hoán vị cột của ma trận đó, và ta có $D_{\theta_1} = D\Theta_1$. Nhân ma trận hoán vị Θ_1^T vào trước (bên trái) D^T . Để có được hàng thứ $\theta_1(i)$ của ma trận tích $\Theta_1^T D^T$, ta nhân hàng thứ $\theta_1(i)$ của Θ_1^T với D^T . Do hàng thứ $\theta_1(i)$ của Θ_1^T chỉ có một số 1 tại vị trí thứ i nên kết quả là hàng thứ $\theta_1(i)$ của $\Theta_1^T D^T$ bằng hàng thứ i của D^T . Như vậy, phép nhân ma trận hoán vị Θ_1^T vào trước ma trận D^T tương ứng với hoán vị hàng của ma trận D^T , hay là hoán vị cột của D rồi chuyển vị. Ta có $D_{\theta_1}^T = \Theta_1^T D^T$.

Cuối cùng, $D_{\theta_1} D_{\theta_1}^T = D \Theta_1 \Theta_1^T D^T = DD^T = E$, do $\Theta_1 \Theta_1^T = I_{N_{cw}}$ là ma trận đơn vị kích cỡ $N_{cw} \times N_{cw}$.

Bổ đề 7: Cho D là ma trận thể hiện mối Quan hệ \mathbb{R}^* trên tập A như trong Định nghĩa 4 và θ_2 là hoán vị trên tập số tự nhiên từ 1 đến N_s . Ký hiệu D_{θ_2} là ma trận nhận được từ ma trận D với các hàng được hoán vị bởi θ_2 . Ta có $D_{\theta_2} D_{\theta_2}^T = E_{\theta_2, \theta_2}$, với E_{θ_2, θ_2} là ma trận nhận được từ ma trận E với các hàng và các cột được hoán vị bởi θ_2 .

Chứng minh: Ký hiệu Θ_2 là ma trận hoán vị (Permutation Matrix) biểu diễn theo hàng (Row Presentation) của phép hoán vị θ_2 . Cụ thể, Θ_2 là ma trận vuông kích cỡ $N_s \times N_s$. Ta nhân ma trận chuyển vị Θ_2^T vào trước (bên trái) D . Để có được hàng thứ $\theta_2(i)$ của ma trận tích $\Theta_2^T D$, ta nhân hàng thứ $\theta_2(i)$ của Θ_2^T với D . Do hàng thứ $\theta_2(i)$ của Θ_2^T chỉ có một số 1 tại vị trí thứ i nên kết quả là hàng thứ $\theta_2(i)$ của $\Theta_2^T D$ bằng hàng thứ i của D . Như vậy, phép nhân ma trận hoán vị Θ_2^T vào trước ma trận D tương ứng với hoán vị hàng của ma trận đó, và ta có $D_{\theta_2} = \Theta_2^T D$.

Ta nhân ma trận hoán vị Θ_2 vào sau (bên phải) D^T . Để có được cột thứ $\theta_2(i)$ của ma trận tích $D^T \Theta_2$, ta nhân hàng thứ $\theta_2(i)$ của Θ_2 với D^T . Do cột thứ $\theta_2(i)$ của Θ_2 chỉ có một số 1 tại vị trí thứ i nên kết quả là cột thứ $\theta_2(i)$ của $D^T \Theta_2$ bằng cột thứ i của D^T . Như vậy, phép nhân ma trận hoán vị Θ_2 vào sau ma trận D^T tương ứng với hoán vị cột của ma trận D^T , hay là hoán vị hàng của D rồi chuyển vị. Ta có $D_{\theta_2}^T = D^T \Theta_2$.

Cuối cùng, $D_{\theta_2} D_{\theta_2}^T = \Theta_2^T D D^T \Theta_2 = \Theta_2^T E \Theta_2 = E_{\theta_2, \theta_2}$.

Định nghĩa 8: Cho k nút $b_{j_1}, b_{j_2}, \dots, b_j$ và l nút $c_{i_1}, c_{i_2}, \dots, c_{i_l}$. Nếu $b_{j_1} \mathbb{R}^* c_{i_1}, b_{j_1} \mathbb{R}^* c_{i_2}, b_{j_2} \mathbb{R}^* c_{i_2}, b_{j_2} \mathbb{R}^* c_{i_3} \dots$ và cứ như thế cho tới $b_{j_l} \mathbb{R}^* c_{i_l}, b_{j_l} \mathbb{R}^* c_{i_1}$, thì ta nói là có một Vòng lỗi $2l$ bước.

Với $l = 2$ ta có các Vòng lỗi 4 bước. Giả sử cặp $j_1 \neq j_2$ mà $E_{j_1, j_2} = v > 1$, nghĩa là có v nút c_i mà với mỗi cặp c_{i_1}, c_{i_2} trong số đó ta có $b_{j_1} \mathbb{R}^* c_{i_1}, b_{j_1} \mathbb{R}^* c_{i_2}, b_{j_2} \mathbb{R}^* c_{i_2}, b_{j_2} \mathbb{R}^* c_{i_1}$. Tóm lại ta có Định lý sau.

Định lý 1: Cho D là ma trận thể hiện mối Quan hệ \mathbb{R}^* trên tập A như trong Định nghĩa 4. Cho $E = DD^T$. Số Vòng lỗi 4 bước, ký hiệu là $C4$ và như xác định trong Định nghĩa 6, bằng:

$$C4 = \left(\sum_{j_1=1}^{N_s} \sum_{j_2=1}^{N_s} E_{j_1, j_2} (E_{j_1, j_2} - 1) / 4 \right) - N_s m(m - 1) / 4 \quad (2)$$

Chứng minh: Với mỗi cặp $j_1 \neq j_2$ mà $E_{j_1, j_2} > 1$, có tất cả $E_{j_1, j_2} (E_{j_1, j_2} - 1) / 2$ tổ hợp các cặp c_{i_1}, c_{i_2} tạo với cặp b_{j_1}, b_{j_2} các Vòng lỗi 4 bước. Đồng thời, do $E_{j_2, j_1} = E_{j_1, j_2}$ ta có $E_{j_2, j_1} > 1$, tạo ra $E_{j_2, j_1} (E_{j_2, j_1} - 1) / 2 = E_{j_1, j_2} (E_{j_1, j_2} - 1) / 2$ các Vòng lỗi 4 bước như trên và được cộng vào tổng. Vì các vòng lỗi này được tính hai lần nên tổng đó phải chia cho 2. Với mỗi cặp $j_1 \neq j_2$ mà $0 \leq E_{j_1, j_2} \leq 1$, ta có $E_{j_1, j_2} (E_{j_1, j_2} - 1) = 0$. Còn khi $j_1 = j_2 =$

j thì $E_{j, j} (E_{j, j} - 1) = m(m - 1)$. (Hết chứng minh Theorem 1.)

Để dàng thấy rằng mỗi nút b_j cung cấp thông tin sau giải điều chế tới m nút c_i . Thông tin này tham gia vào giải mã của m nút thể hiện m từ mã. Do mỗi từ mã có n bit, m từ mã này sau giải mã cung cấp thông tin tới mn nút tín hiệu $b_{j'}$, trong đó có cả chính nút b_j . Gọi đường nối từ nút tín hiệu b_j qua nút mã c_i về chính b_j là vòng tự lặp. Thông tin trong vòng tự lặp không giúp cho giải điều chế các tín hiệu khác thông qua giải mã. Ta tính xem sau hai lần giải lập, từ nút b_j ban đầu thông tin lan truyền tới tới mn nút tín hiệu $b_{j'}$, rồi từ các nút này thông tin sẽ được lan truyền tới bao nhiêu nút $b_{j''}$, trừ các tự lặp từ $b_{j'}$ về b_j hay từ $b_{j''}$ về $b_{j'}$. Bằng phép toán, chúng ta có thể tính bằng cách sử dụng ma trận E . Trước hết ta đặt $E_{j, j} = 0$ để tránh vòng tự nối từ b_j vào b_j sau một vòng lặp. Ký hiệu $E^{(1)}$ là ma trận E đã đặt các phần tử trên đường chéo chính bằng 0. Cho $E^{(2)} = E^{(1)} * E^{(1)}$.

Định lý 2: Cho $E^{(2)} = E^{(1)} * E^{(1)}$. Ta có $E_{j, j''}^{(2)}$ là tổng số đường kết nối từ nút b_j tới nút $b_{j''}$ sau hai bước đi qua lại Đồ hình hai bên, không tính các tự lặp từ $b_{j'} = b_j$ về b_j hay từ $b_{j''} = b_{j'}$ về $b_{j'}$.

Chứng minh: Với $1 \leq j, j', j'' \leq N_s$, ta có:

$$E_{j, j''}^{(2)} = \sum_{j'=1}^{N_s} E_{j, j'}^{(1)} E_{j', j''}^{(1)}$$

Từ Nhận xét 1 ta có $E_{j, j'}^{(1)} E_{j', j''}^{(1)}$ là tổng số đường kết nối từ nút b_j qua một nút trung gian $b_{j'}$ tới nút $b_{j''}$. Lấy tổng khi cho $b_{j'}$ qua tất cả các nút từ 1 đến N_s , do $E_{j, j'}^{(1)} = 0$ nếu $j = j'$ và $E_{j', j''}^{(1)} = 0$ khi $j' = j''$ nên $E_{j, j''}^{(2)}$ chính là tổng số đường mà nút kết nối từ b_j tới nút $b_{j''}$ sau hai bước đi qua lại Đồ hình hai bên, trừ các đường tự lặp trên mỗi chặng trung gian.

Thuật toán đánh giá chất lượng bộ hoán vị

Chúng ta quan tâm tới việc một nút tín hiệu sau hai bước đi qua Đồ hình hai bên có kết nối tới bao nhiêu nút tín hiệu, kể cả chính nó. Ký hiệu $CI_j = \sum_{j''=1}^{N_s} e_{j, j''}$ với $e_{j, j''} = 1$ nếu $E_{j, j''}^{(2)} > 0$ và $e_{j, j''} = 0$ nếu $E_{j, j''}^{(2)} = 0$. Như vậy CI_j là tổng số nút $b_{j''}$ mà nút tín hiệu b_j có kết nối tới, kể cả tới chính nút b_j . Gọi giá trị trung bình trên tất cả N_s nút tín hiệu là Chỉ số kết nối của Đồ hình hai bên, ký hiệu là CI , ta có

$$CI = \left(\sum_{j=1}^{N_s} \sum_{j''=1}^{N_s} e_{j, j''} \right) / N_s \quad (3)$$

Như vậy, để đánh giá một bộ hoán vị π dài $N_{cb} = N_s m = N_{cw} n$, sau khi thiết lập ma trận D thể hiện mối quan hệ \mathbb{R}^* trên tập A như trong Định nghĩa 5 chúng ta làm các bước sau:

Thuật toán 1: tính tham số C4, CI của bộ hoán vị

1) Tính $E = DD^T$;

- 2) Tính số Vòng lỗi 4 bước $C4$ theo công thức (2);
- 3) Đặt $E^{(1)} = E$, $E_{j,j}^{(1)} = 0$ nếu $j_1 = j_2$, tính $E^{(2)} = E^{(1)} * E^{(1)}$;
- 4) Đặt $e_{j,j''} = 1$ nếu $E_{j,j''}^{(2)} > 0$ và $e_{j,j''} = 0$ nếu $E_{j,j''}^{(2)} = 0$;
- 5) Tính Chỉ số kết nối CI (Connection Index) theo công thức (3).

Định lý 3: Việc hoán đổi vị trí của các nút của cùng một bên trong Đồ hình hai bên (Hình 4) không làm thay đổi các chỉ số CI và $C4$.

Chứng minh: Kết quả tính toán các chỉ số $C4$ và CI đều sử dụng công thức (2), (3) trên ma trận $E = DD^T$, với D là ma trận kết nối thể hiện Đồ hình hai bên của Quan hệ \mathbb{R}^* trên tập A như trong Định nghĩa 4. Việc hoán đổi vị trí của các nút của cùng một bên trong Đồ hình hai bên không làm thay đổi (Bổ đề 6) hoặc chỉ dẫn tới hoán vị đồng thời các cột và các hàng của ma trận E (Bổ đề 7) nên không làm thay đổi $C4$ và CI .

Định lý 4: Hoán vị các số trong cùng nút mã hay hoán vị các số trong cùng nút tín hiệu không làm thay đổi các chỉ số CI và $C4$.

Chứng minh: Kết quả tính toán các chỉ số $C4$ và CI đều sử dụng công thức (2), (3) trên ma trận $E = DD^T$, với D là ma trận kết nối thể hiện Đồ hình hai bên của Quan hệ \mathbb{R}^* trên tập A như trong Định nghĩa 5. Lemma 5 nói rằng hoán vị các số trong cùng nút mã hay hoán vị các số trong cùng nút tín hiệu không làm thay đổi ma trận D , từ đó không làm thay đổi ma trận E , cũng như không làm thay đổi kết quả tính các chỉ số CI và $C4$.

Xây dựng bộ hoán vị khối tổng quát

Bộ hoán vị tốt là bộ hoán vị đạt tới $CI \approx N_s$ và $C4 \approx 0$. Trong nghiên cứu này, chúng tôi chủ trương sử dụng Bộ hoán vị khối tổng quát (General Block Interleavers) như trong Định nghĩa 7. Theo Bổ đề 5, ta có với mỗi Quan hệ \mathbb{R}^* được xác định bởi hoán vị π trên tập \mathbb{N} (Định nghĩa 4) luôn tồn tại hoán vị khối μ chiều dài N_{cb} trên tập \mathbb{N} có cùng ma trận D như của hoán vị π . Do đó ta có thể chỉ xem xét các Hoán vị khối tổng quát.

Định lý 5: Với $1 \leq k \leq n$, cho μ_k là các hoán vị của tập số tự nhiên $\{1, 2, \dots, N_{cw}\}$. Với $1 \leq i \leq N_{cw}$, ta có hoán vị μ trên tập số tự nhiên $\{1, 2, \dots, N_{cb}\}$ với $N_{cb} = nN_{cw}$ xác định bởi $\mu(i + (k - 1)N_{cw}) = (\mu_k(i) - 1)n + k$ là bộ Hoán vị khối tổng quát.

Chứng minh: Với $1 \leq i \leq N_{cw}$, dễ dàng thấy rằng $(\mu_k(i) - 1)n + k$ là hoán vị của N_{cw} số $\{q_{1,k}, q_{2,k}, \dots, q_{N_{cw},k}\}$ thuộc tập $\{1, 2, \dots, N_{cb}\}$ là đồng dư k khi chia cho n . Với mỗi $k, 1 \leq k \leq n$, ta có $\mu(i + (k - 1)N_{cw}) = (q_{\mu_k(1),k}, q_{\mu_k(2),k}, \dots, q_{\mu_k(N_{cw}),k})$. Theo Định nghĩa 7 ta có μ là Hoán vị khối tổng quát.

Thuật toán 2: Xây dựng bộ hoán vị khối tổng quát - ngẫu nhiên

- 1) Với $1 \leq k \leq n$, tạo các hoán vị thành phần ngẫu nhiên μ_k trên tập số $\{1, 2, \dots, N_{cw}\}$.
- 2) Với $1 \leq i \leq N_{cw}$, thiết lập hoán vị:

$$\mu(i + (k - 1)N_{cw}) = (\mu_k(i) - 1)n + k$$
- 3) Sử dụng Thuật toán 1 để tính các chỉ số $C4, CI$.

Thuật toán 2 giờ đây được sử dụng trong tìm kiếm bộ hoán vị tốt dùng cho hệ thống BIBCM-ID. Cho trước các tham số m, n, N_{cb} , tính $N_s = N_{cb}/m, N_{cw} = N_{cb}/n$. Sau mỗi lần tạo hoán vị khối tổng quát từ các hoán vị thành phần ngẫu nhiên, thực hiện Thuật toán 1 để tính CI và $C4$. Lặp lại các bước trên cho tới khi có được CI và $C4$ đạt tiêu chí đặt ra. Trong nghiên cứu này, chúng tôi đặt ra tiêu chí $CI \geq N_s * 0.9$ trong khi tối thiểu hóa $C4$. Nếu tồn tại nhiều bộ hoán vị có cùng $C4$ tối thiểu thì chọn bộ hoán vị có CI lớn nhất trong số hoán vị đó.

Do được tạo ra ngẫu nhiên nên gần như không thể tái tạo lại được chính xác bộ hoán vị tìm được khi dùng Thuật toán 2 kết hợp với Thuật toán 1. Để sử dụng trong hệ thống truyền tin BIBCM-ID, bộ hoán vị tối ưu theo tiêu chí tìm kiếm trên phải được lưu trữ trong bộ nhớ của các thiết bị đầu thu và đầu phát. Trong nhiều trường hợp cần có bộ hoán vị có thể định nghĩa và tính theo biểu thức toán học, nhằm tăng tính linh hoạt cho hệ thống và tốn ít bộ nhớ. Trong bài báo này, chúng tôi đề xuất sử dụng bộ tín hiệu đại số (Algebraic Permutations). Trong trường hợp này các số thứ tự hoán vị có thể được tính thông qua các biểu thức toán học, không nhất thiết phải tra bảng hoặc đọc ra từ bộ nhớ. Có ba loại hoán vị kiểu này phổ biến nhất và đã được sử dụng rộng rãi cho mã Turbo là DRP (Dithered Relative Prime) [23], QPP (Quadratic Permutation Polynomial) [24] dùng trong LTE, và ARP (Almost Regular Permutation) [25] dùng cho DVB-RCS/RCS2 và WiMAX. Trong đó, bộ hoán vị ARP được Berrou [25] đề xuất, sử dụng xáo trộn đều chu kỳ P kết hợp với một véc-tơ dịch vòng S như sau:

$$\pi_{ARP}(i) = (P * i + S_{(i \bmod Q+1)}) \bmod K + 1 \quad (4)$$

với $i, 1 \leq i \leq K$, là địa chỉ của bit dữ liệu sau khi hoán vị và $\pi_{ARP}(i)$ là địa chỉ của bit dữ liệu tương ứng trước khi hoán vị. Số tự nhiên P là nguyên tố tương đối (relatively prime) với K , và K là chiều dài hoán vị, phải chia hết cho Q , được gọi là độ loạn thứ tự (Disorder Degree).

Trong bài báo này ta cho $K = N_{cw}$. Để thiết lập hoán vị μ dùng trong Hệ thống BIBCM-ID, không thể sử dụng một chu kỳ P cho tất cả các hoán vị thành phần μ_k , vì nếu các hoán vị thành phần là như nhau thì việc hoán vị bằng μ chỉ dẫn tới xáo trộn các từ mã, mà theo Định lý 4 thì việc hoán đổi vị trí của các nút mã (cũng như các nút tín hiệu) không làm thay đổi các chỉ số CI và $C4$. Với $k, 1 \leq k \leq n$, ký hiệu P_k là các số nguyên tố. Chúng tôi chọn các số nguyên tố thay cho các số nguyên tố tương đối với $K = N_{cw}$ như đối với hoán vị ARP [25] nhằm đơn giản hóa trong xác định các tham số ban đầu khi tìm kiếm với chiều dài hoán vị khác nhau. Cho véc-tơ $S = (s_1, s_2, \dots, s_n)$ chiều dài n với các phần tử $0 \leq s_j \leq m - 1, 1 \leq j \leq n$. Chọn $Q = m$ vì theo Định lý 4 thì việc hoán đổi vị trí của các nút tín hiệu (cũng như các nút mã) không làm thay đổi các chỉ số CI và $C4$. Việc cộng vào $P * i$ một số tự nhiên chia hết cho m trong công thức (4) dẫn tới chuyển dịch vòng các tín hiệu sẽ được chọn ra qua thuật toán tìm bộ hoán vị tối ưu tương tự như khi tìm hoán vị khối tổng quát ngẫu nhiên. Cụ thể, với $i, 1 \leq i \leq N_{cw}$, công thức tường minh cho các hoán vị thành phần như sau:

$$\mu_k(i) = (P_k * i + s_k) \bmod N_{cw} + 1 \quad (5)$$

Thuật toán 3: Xây dựng bộ hoán vị khối tổng quát – đại số

- 1) Thiết lập tập hợp P gồm $n + 2$ số nguyên tố;
- 2) Thiết lập tập hợp $S \in \{(s_1, s_2, \dots, s_n), 0 \leq s_k \leq m - 1, 1 \leq k \leq n\}$;
- 3) Với mỗi tập con n số nguyên tố $\{P_1, P_2, \dots, P_n\}$ với $P_k \in P, 1 \leq k \leq n$ và mỗi véc-tơ S , tạo các hoán vị thành phần μ_k theo (5);
- 4) Với $1 \leq i \leq N_{cw}$, thiết lập hoán vị:

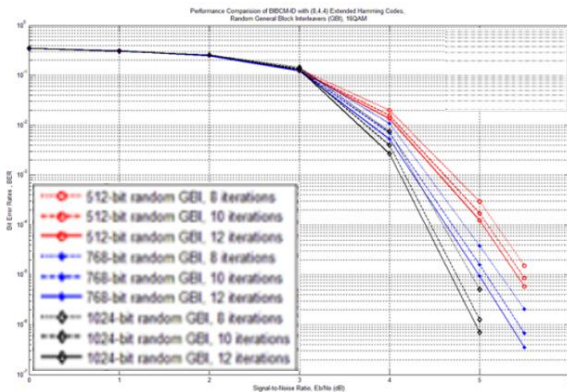
$$\mu(i + (k - 1)N_{cw}) = (\mu_k(i) - 1)n + k$$
- 5) Sử dụng Thuật toán 1 để tính các chỉ số $C4, CI$.

Lập lại các bước trên với tất cả $(n + 2)(n + 1)/2$ tổ hợp n số nguyên tố $\{P_1, P_2, \dots, P_n\}$ chọn ra trong số $n + 2$ số nguyên tố cho trước và tất cả m^n véc-tơ S cho tới khi có được CI và $C4$ đạt tiêu chí đặt ra. Trong nghiên cứu này, chúng tôi đặt ra tiêu chí $CI \geq N_s * 0.9$ trong khi tối thiểu hóa $C4$. Nếu tồn tại nhiều bộ hoán vị có cùng $C4$ tối thiểu thì chọn bộ hoán vị có CI lớn nhất trong số hoán vị đó.

IV. KẾT QUẢ MÔ PHỎNG

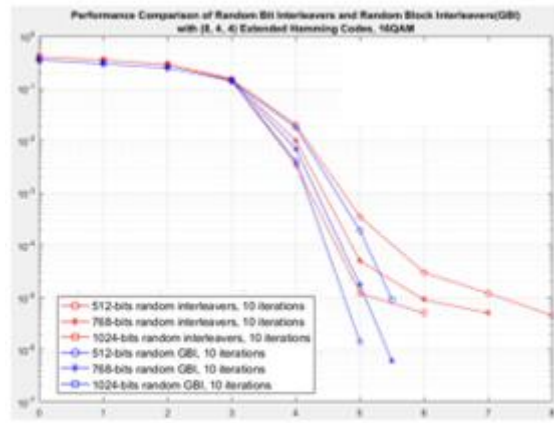
A. Kết quả mô phỏng hệ thống BICM-ID với bộ hoán vị khối tổng quát ngẫu nhiên

Để đánh giá phẩm chất của hệ thống BICM-ID với bộ hoán vị tổng quát ngẫu nhiên vừa được xây dựng trong Mục 3, chúng tôi thực hiện mô phỏng trên Matlab hệ thống BICM-ID với mã Hamming (8,4,4) có chiều dài từ mã $n = 8$, chiều dài hoán vị $N_{cb} = 512, 768, 1024$, bậc điều chế $m = 4$ (điều chế 16 – QAM) qua kênh Gauss với số vòng lặp khác nhau (từ 8-12). Kết quả mô phỏng được trình bày trên Hình 5.



Hình 5: Chất lượng hệ thống BICM-ID sử dụng bộ hoán vị khối tổng quát ngẫu nhiên

Kết quả mô phỏng cho thấy, tương tự như trường hợp sử dụng bộ hoán vị khối đơn giản (đọc vào theo hàng, đọc ra theo cột) phẩm chất của hệ thống BICM-ID sử dụng bộ hoán vị khối tổng quát ngẫu nhiên tăng theo số vòng giải mã lập, tuy nhiên có điều khác biệt xuất hiện ở đây là hiện tượng sàn lỗi hầu như chưa xuất hiện ở giá trị $BER = 10^{-6}$, thay vì việc xuất hiện hiện tượng này ở giá trị $BER = 5 \times 10^{-6}$ trong trường hợp sử dụng bộ hoán vị khối thông thường (Hình 2). Để đánh giá rõ hơn phẩm chất của hệ thống BICM-ID với hai bộ hoán vị khác nhau, chúng ta quan sát kết quả thể hiện trên Hình 6.



Hình 6: So sánh chất lượng hệ thống BICM-ID sử dụng bộ hoán vị khối tổng quát ngẫu nhiên và bộ hoán vị khối thông thường

Kết quả trên Hình 6 cho thấy, khi hệ thống BICM-ID sử dụng bộ hoán vị khối tổng quát ngẫu nhiên, cho độ lợi mã hóa từ 0,4 đến 1,2 dB so với việc sử dụng bộ hoán vị khối thông thường (tùy thuộc vào độ dài bộ hoán vị). Điều này được giải thích như sau: Với cách xây dựng bộ hoán vị khối tổng quát ngẫu nhiên như đã trình bày trong Mục 3, ta đã giảm thiểu số vòng kín ngắn (vòng 4), bên cạnh đó có nhiều kết nối giữa một bit mã đến các điểm tín hiệu và ngược lại, điều này giúp cho việc trao đổi thông tin giữa các từ mã đến các điểm tín hiệu nhiều hơn, là cơ sở cải thiện đáng kể thông tin ngoại lai giữa các vòng giải mã lập, dẫn đến cải thiện chất lượng giải mã cũng như giảm sàn lỗi.

B. Độ phức tạp của bộ hoán vị khối tổng quát ngẫu nhiên

Trong phần chứng minh định lý 2 đã nêu, bộ hoán vị tối ưu theo tiêu chí tìm kiếm trên phải được lưu trữ trong bộ nhớ của các thiết bị đầu thu và đầu phát. Chính vì vậy việc sử dụng các bộ hoán vị kiểu này hầu như không làm tăng độ phức tạp của hệ thống BICM-ID. Tuy nhiên, ta có thể hiểu chi tiết hơn về phương pháp xây dựng bộ hoán vị này như sau: Theo thuật toán 3 đã được trình bày trong Mục 3, độ phức tạp của bộ hoán vị tối ưu như đã trình bày trong bài báo tỷ lệ thuận với độ dài từ mã (n), độ dài độ hoán vị ($n.N_{cw}$) cũng như số mức số mức điều chế $m = \lfloor \log_2 M \rfloor$. Song song với đó, hệ thống BICM-ID sử dụng mã khối (mã Hamming mở rộng) thay cho mã chập trong sơ đồ BICM-ID truyền thống, do đó làm giảm đáng kể độ phức tạp của hệ thống, điều này đã được chứng minh chi tiết trong lý thuyết mã hóa [1, 15].

V. KẾT LUẬN

Bài báo đề xuất sơ đồ hệ thống BICM-ID dựa trên cải tiến sơ đồ hệ thống BICM-ID với việc sử dụng mã khối có độ dài từ mã ngắn và bộ hoán vị khối tổng quát ngẫu nhiên, cho phép cải thiện phẩm chất hệ thống từ 0,4 dB đến 1,2 dB ở tỷ lệ lỗi bit 10^{-5} trên kênh Gauss, đồng thời cải thiện đáng kể việc xuất hiện sàn lỗi bên cạnh đó hệ thống mới đề xuất không làm tăng độ phức tạp của hệ thống, điều này hứa hẹn việc ứng dụng đề xuất này cho các dịch vụ yêu cầu thời gian thực trong các hệ thống truyền tin vô tuyến thế hệ mới.

TÀI LIỆU THAM KHẢO

1. H. Imai and S. Hirakawa, "A new multilevel coding method using error-correcting codes," *IEEE Trans. Inf. Theory*, May 1977.
2. G. Ungerboeck, Channel coding with multilevel/phase signal, *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 28, pp. 55-67, 1982
3. G. Caire, G. Taricco, and E. Biglieri, Bit-interleaved coded modulation, *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 44, no. 3, pp. 927-946, 1998.
4. A. G. i F'abregas, A. Martinez and G. Caire, Bit-Interleaved Coded Modulation, *Foundations and Trends in Communications and Information Theory: Vol. 5: No 1-2*, pp. 1-153, 2008
5. X. Li and J. A. Ritcey, Bit-interleaved coded modulation with iterative decoding, *IEEE Communication Letters*, vol. 1, pp. 169-171, 1997.
6. X. Li and J. A. Ritcey, Trellis-code modulation with bit interleaving and iterative decoding, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 17, no. 4, pp. 715-724, 1999.
7. P. Elias, Coding for Noisy Channels, *IRE Conv.Rec.* 4, pp. 37-46, 1955.
8. A.J. Viterbi, Error Bounds for Convolutional Codes and an Asymptotically Optimum Decoding Algorithm, *IEEE Transactions on Information Theory*, 13, (2), (1967), pp. 260-269.
9. G. Forney, "Convolutional codes I: Algebraic structure," *IEEE Trans. Inf. Theory*, vol. 16, no. 6, pp. 720-738, November 1970.
10. G. D. Forney Jr., The Viterbi Algorithm, *IEEE Proceedings*, vol. 61, no. 3, pp. 268-278, 1973.
11. H. Lou, Implementing the Viterbi Algorithm, *IEEE Signal Processing Magazine*, pp. 42-52, 1995.
12. J. Hagenauer, and P. Hoeher, "A Viterbi Algorithm with Soft-Decision Outputs and Its applications," *Proc. of GLOBECOM*, pp. 1680-1686, November 1989
13. L. Bahi, J. Cocke, F. Jelinek, and J. Raviv, "Optimum decoding of linear codes for minimizing symbol error rate," *IEEE Trans. on Inf. Theory*, vol. IT-20, pp. 284-287, Mar. 1974.
14. P. Robertson, P. Hoeher, and E. Villebrun, "Optimal and Sub-Optimal Maximum A Posteriori Algorithms Suitable for Turbo Decoding," *European Trans. on Telecomm.* vol. 8, no. 2, pp. 1 19-126, March-April 1997.
15. J. Cain, G. Clark, and J. Geist, "Punctured convolutional codes of rate (n-1)/n and simplified maximum likelihood decoding," *IEEE Trans. Inf. Theory*, vol. 25, no. 1, pp. 97-100, January 1979.
16. J. Hokfelt and T. Maseng, "Methodical Interleaver Design for Turbo Codes," *International Symposium on Turbo Codes & Related Topics*, pp.212-215, Brest, France, September 1997.
17. A.K. Khandani, "Optimization of the interleaver structure for turbo codes," *Proc. of the 6th Canadian Workshop on Information Theory (CWIT'99)*, pp.25-28, Kingston, Ontario, June 15-18, 1999.
18. A.S. Barbulescu and S.S. Pietrobon, "Interleaver design for turbo codes," *Electron. Lett.*, vol.30, No.25, pp.2107-2108, Dec. 1994
19. S. Benedetto, G. Montorsi, D. Divsalar, and F. Pollara, "Soft-input soft-output modules for the construction and distributed iterative decoding of code networks," *Eur. Trans. on Telecommun.*, vol. 9, no. 2, pp. 155-172, Mar.-Apr. 1998.
20. A. Alvarado, L. Szczecinski, and E. Agrell, "On the performance of BICM with the trivial interleavers over non-fading channels," *2011 IEEE International Conference on Communications (ICC)*, July 2011, Kyoto, Japan.
21. J. Tan and G. L. Stuber, "Analysis and design of interleaver mappings for iteratively decoded BICM," in *IEEE International Conference on Communications (ICC)*, New York, USA, May 2002.
22. Garzon Bohorquez, R., Nour, C.A., Douillard, C., "On the Equivalence of Interleavers for Turbo Codes." *IEEE Wirel. Commun. Lett.* 2015, 4, 58-61.
23. S. Crozier and P. Guinand, "High-performance low-memory interleaver banks for turbo-codes," in *Proc. IEEE 54th Vehicular Technology Conference (VTC 2001-Fall)*, vol. 4, Atlantic City, NJ, USA, Oct. 2001, pp. 2394-2398.
24. J. Sun and O. Takeshita, "Interleavers for turbo codes using permutation polynomials over integer rings," *IEEE Trans. Inf. Theory*, vol. 51, no. 1, pp. 101-119, Jan. 2005.
25. C. Berrou, Y. Saouter, C. Douillard, S. Kerouedan, and M. Jezequel, "Designing good permutations for turbo codes: towards a single model," in *Proc. IEEE International Conference on Communications, (ICC'04)*, vol. 1, Paris, France, Jun. 2004, pp. 341-345.

BIT-INTERLEAVED BLOCK-CODED MODULATION WITH ITERATIVE DECODING BICM-ID

Abstract: In this paper, we propose a novel bit-interleaved coded modulation system using block coding with iterative decoding (BICM-ID). In our system, the traditional BICM-ID is improved by adopting block coding (extended Hamming code) instead of convolutional coding. We also introduce a generalized random block-interleaved scheme that constantly improves the processing of external information during every decoding iteration, The simulations showed that proposed scheme achieves a coding gain of 1.2 dB, compared to 0.4 dB of the conventional BICM-ID system using the regular block-interleaved and reducing delay time due to decrease the number of iterations of decoding. Also, we show that our proposed lock-interleaved scheme is able too overcome the error floor problems, which do not occur at the value $BER = 10^{-6}$.

Keywords: BICM-ID, BICM-ID, block-interleaved, generalized random block-interleaved, block-code, iterative decoding.



Phạm Xuân Nghĩa hiện là giảng viên tại Khoa Vô tuyến điện tử - Học viện Kỹ thuật quân sự, tốt nghiệp đại học và cao học chuyên ngành Thông tin tại Học viện Kỹ thuật quân sự, tiến sỹ chuyên ngành kỹ thuật điện tử tại Liên bang Nga. Lĩnh vực nghiên cứu bao gồm: lý thuyết thông tin, xử lý tín hiệu và thông tin vô tuyến.

Email: nghiapx@mta.edu.vn



Vũ Thị Thắng hiện là giảng viên khoa Điện-Điện tử trường Đại học Sư phạm Kỹ thuật Nam Định, tốt nghiệp Đại học tại trường Đại học Giao thông vận tải Hà Nội, đã tốt nghiệp cao học và hiện đang nghiên cứu sinh chuyên ngành Kỹ thuật điện tử tại Học viện Kỹ thuật Quân sự.

Email:

vuthithang1978@gmail.com