

НОВА УМОВА ФОРМУВАННЯ ПЕРЕМЕЖУВАЧА S-ТИПУ У СКЛАДІ ТУРБОКОДІВ МНОЖЕННЯ

Запропонована нова умова формування перемешувача s-типу у складі турбокодів множення, яка дозволяє сформувати максимальну відстань між елементом до перемешування та елементом після перемешування. Застосування нової умови формування перемешувача s-типу дозволила збільшити енергетичну ефективність турбокодів множення за модифікованим перемешувачем s-типу порівняно з турбокодами множення за перемешувачем без модифікації.

Ключові слова: модифікований перемешувач s-типу, турбокоди множення, енергетична ефективність

V.V. TOPALOV

Odessa national academy of telecommunications named after O.S. Popov

NEW CONDITION FOR FORMATION S-TYPE INTERLEAVER AS A PART TURBO PRODUCT CODE

Propose new condition for the formation s-type interleaver as a part turbo product code, which allows to generate the maximum distance between the element before interleaver and the element after interleaver. Application of the new conditions of the s-type interleaver allowed to increase energy efficiency turbo product code with modification s-type interleaver compared to turbo product code without modification s-type interleaver.

Keywords: modified s-type interleaver, turbo product code, energy efficiency

Постановка завдання

Вперше турбокоди множення були запропоновані у роботі Пандіаха (R. Pyndiah) [1], що дозволило застосувати коди Боуза, Чоудхурі, Хоквінгема (БЧХ) у каскадній конструкції та забезпечити порівняно з турбокодами відсутність "порога помилок" та підвищити швидкість декодування, але при зменшенні енергетичної ефективності порівняно з турбокодами.

Структурна схема кодера турбокода множення та формування 2-D перевірочних елементів відображена на рис. 1. Каскадне з'єднання БЧХ кодерів у кодері турбокода дозволяє сформувати перевірні елементи як по горизонталі, так і по вертикалі, та перевірні елементи для рядків та стовбців.

У загальному випадку мінімальна кодова відстань турбокоду множення дорівнює мінімальній кодовій відстані коду першого кодера помноженого на мінімальну кодову відстань коду другого кодера. Це порівняно з турбокодами дуже полегшує пошук та однозначне трактування кодової відстані.

У класичній схемі з'єднання кодерів БЧХ у складі турбокодів множення застосовують блочні перемешувачі. Але у послідовних роботах були запропоновані і інші типи перемешувачів, у тому числі і перемешувач s-типу, що дозволило сформувати більш випадкові комбінації кодових слів. А це, згідно з теоремою Шеннона [2], дозволяє отримати більшу завадостійкість. Порівняно з блочними перемешувачами застосування перемешувача s-типу дозволило підвищити енергетичний вигравш кодування (ЕВК).

Долінар С., Дівсалар Д. (Dolinar S., Divsalar D.) в роботі [3] запропонували ввести умову перевірки значення відстані між елементами у вихідній послідовності із заданим значенням s. Даний тип перемешувача був названий псевдовипадковим s-типу. При псевдовипадковому перемешувачі s-типу два послідовно вхідних елементи (i, i+1) будуть рознесені на дистанцію не менше s у вихідній послідовності (π(i), π(i+1)), при виконанні умови:

$$|i - (i+1)| < s, |\pi(i) - \pi(i+1)| \geq s. \quad (1)$$

При цьому s дорівнює $\sqrt{L/2} - 2 \leq s \leq \lfloor \sqrt{2L} \rfloor$, де L – довжина перемешувача [4].

Автором у роботі [5] проаналізовано залежності ймовірності помилки декодування від відношення сигнал/шум для різних параметрів перемешувача s-типу та виявлено наступну закономірність – найменше значення ймовірності помилки досягалося тоді, коли відстань між позицією елемента i та позицією π(i) буде максимальною.

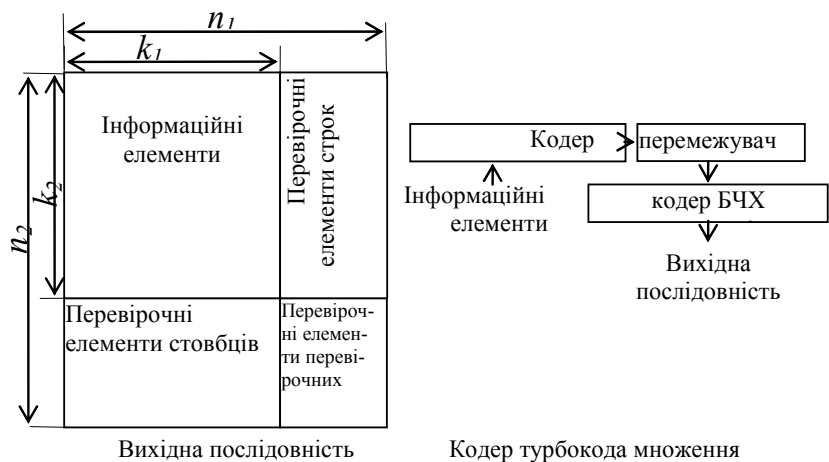


Рис. 1. Принцип формування вихідної послідовності після турбокода множення та структурна схема кодера турбокода множення

Вирішення завдання

Відповідно до даного явища автором було запропоновано модифікацію основної умови формування перемежувача s -типу на перевірку елементів після перемежування та до перемежувача порівняно з s :

$$|i - (i+1)| < s ; \quad |\pi(i) - \pi(i+1)| \geq s ; \quad |i - \pi(i)| \geq s \quad (2)$$

Для оцінки модифікованої умови формування перемежувача s -типу було розглянуто залежності значення ймовірності помилки біта за турбокоду множення з модифікованим перемежувачем та без модифікації.

Оцінка ЕВК турбокоду з модифікованим перемежувачем s -типу проводиться при моделюванні методом Монте-Карло [6] каналу зв'язку ФМ-2 з гауссівським розподілом помилок і розрахунку ймовірності помилки декодування на прийнятному боці при зміні значення співвідношення сигнал/шум (E/N_0). При ФМ-2 сигналі передається один біт інформації, енергія сигналу дорівнює енергії біта ($E = E_b$) і співвідношення сигнал/шум може розглядатися як співвідношення енергії біта до енергії шуму (E_b/N_0).

На рис. 2 показано залежності ймовірності помилки біта за турбокоду множення при поліномах $G = (32, 26)^2$ для різних довжин перемежувача L і двох типів перемежувача: s -типу і s -типу з новою умовою для швидкості коду $R = 0,66$ та алгоритму ітеративного декодування Log-MAP з кількістю ітерацій, що дорівнює 5.

На епюрі 1 відображена залежність ймовірності помилки біта за турбокоду множення за перемежувача s -типу зі значенням $s = 18$ та довжиною перемежувача $L = 1024$ бітів. На епюрі 2 відображена залежність ймовірності помилки біта за турбокоду множення за перемежувача s -типу з новою умовою зі значенням $s = 18$ та довжиною перемежувача $L = 4096$ бітів. На епюрі 3 відображена залежність ймовірності помилки біта за турбокоду множення за перемежувача s -типу зі значенням $s = 18$ та довжиною перемежувача $L = 16384$ бітів. На епюрі 4 відображена залежність ймовірності помилки біта за турбокоду множення за перемежувача s -типу з новою умовою зі значенням $s = 28$ та довжиною перемежувача $L = 65536$ бітів. На епюрі 5 відображена залежність ймовірності помилки біта за турбокоду множення за перемежувача s -типу зі значенням $s = 18$ та довжиною перемежувача $L = 1024$ бітів. На епюрі 6 відображена залежність ймовірності помилки біта за турбокоду множення за перемежувача s -типу з новою умовою зі значення $s = 18$ та довжиною перемежувача $L = 4096$ бітів. На епюрі 7 відображена залежність ймовірності помилки біта за турбокоду множення за перемежувача s -типу зі значенням $s = 18$ та довжиною перемежувача $L = 16384$ бітів. На епюрі 8 відображена залежність ймовірності помилки біта за турбокоду множення за перемежувача s -типу з новою умовою зі значенням $s = 28$ та довжиною перемежувача $L = 65536$ бітів.

Дані залежності дозволяють оцінити ЕВК при застосуванні різних типів перемежувачів за різної їхньої довжини L . Як видно з рис. 2 приріст ефективності за малих значень L складає $0,15; \dots; 0,3$ дБ. За середніх значень довжини перемежування L ($L = 4096$ бітів) різниця співвідношення сигнал/шум для модифікованого і не модифікованого перемежувача s -типу також склала від $0,15$ до $0,3$ дБ. В області великих значень довжин перемежування $L = 16384 \dots 65536$ бітів приріст ефективності кодування менш виражений порівняно з середніми довжинами перемежування і складає від $0,2$ до $0,25$ дБ. Але такий приріст іноді еквівалентний застосуванню більш складного коду.

На рис. 3 показано енергетична ефективність турбокоду множення при поліномах $G = (32, 26)^2$, $G = (32, 21)^2$ для різних довжин перемежувача L і двох типів перемежувача: s -типу і s -типу з новою умовою для швидкостях коду $R = 0,66$, $R = 0,43$ та алгоритму ітеративного декодування Log-MAP з кількістю ітерацій, що дорівнює 5, при ймовірності помилки біта 10^{-5} для каналу ФМ-2 з гауссівським розподілом помилок.

На епюрі 1 значення ймовірності помилки біта для турбокоду множення при поліномі $G = (32, 26)^2$, за перемежувача s -типу зі значенням $s = 28$, $L = 4096$ бітів. На епюрі 2 значення ймовірності помилки біта для турбокоду при поліномі $G = (32, 26)^2$, за перемежувача s -типу зі значенням $s = 28$, $L = 16384$ бітів. На

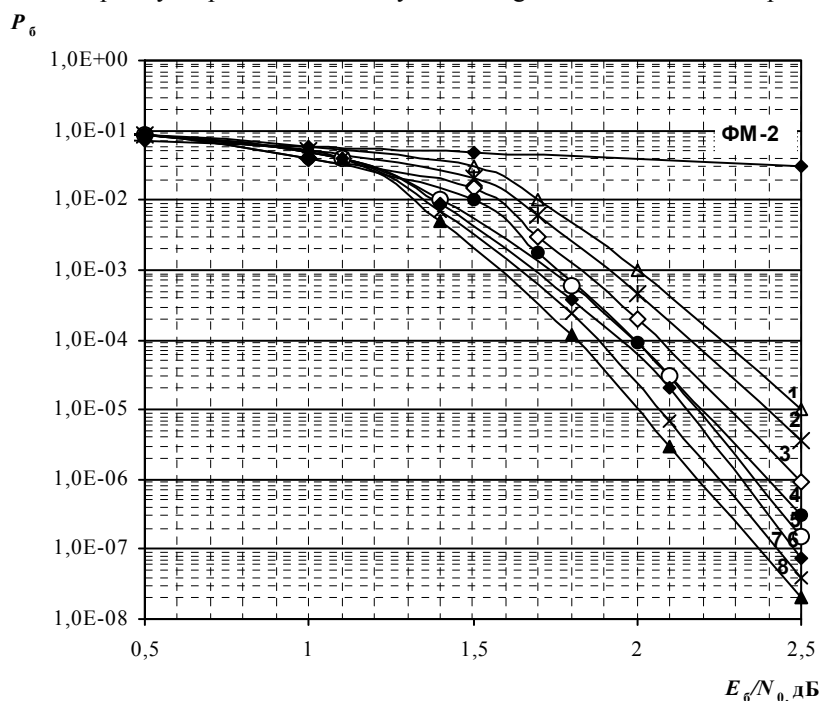


Рис. 2. Залежність ймовірності помилки біта на виході турбодекодера множення від відношення сигнал/шум і типу перемежувача

епюрі 3 значення ймовірності помилки біта для турбокоду при поліномі $G = (32, 26)^2$, за перемежувача s -типу з новою умовою зі значенням $s = 18, L = 4096$ бітів. На епюрі 4 значення ймовірності помилки біта для турбокоду при поліномі $G = (32, 26)^2$, за перемежувача s -типу з новою умовою зі значенням $s = 28, L = 16384$ бітів. На епюрі 5 значення ймовірності помилки біта для турбокоду при поліномі $G = (32, 21)^2$, за перемежувача s -типу зі значенням $s = 18, L = 4096$ бітів. На епюрі 6 значення ймовірності помилки біта для турбокоду при поліномі $G = (32, 21)^2$,

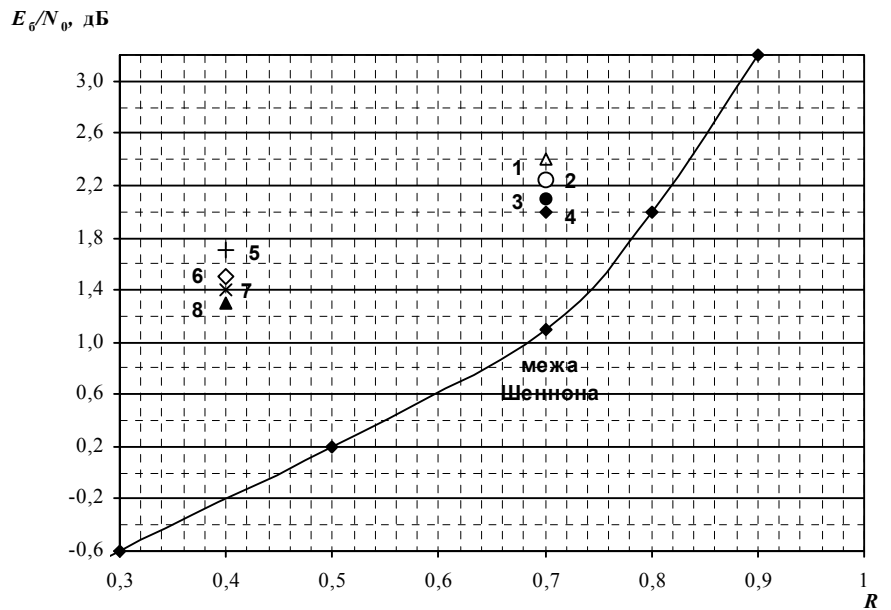


Рис. 3. Залежність енергетичної ефективності турбокоду множення від швидкості коду та типу перемежувача

за перемежувача s -типу зі значенням $s = 28, L = 16384$ бітів. На епюрі 7 значення ймовірності помилки біта для турбокоду при поліномі $G = (32, 21)^2$, за перемежувача s -типу з новою умовою зі значенням $s = 18, L = 4096$ бітів. На епюрі 8 значення ймовірності помилки біта для турбокоду при поліномі $G = (32, 21)^2$, за перемежувача s -типу з новою умовою зі значенням $s = 28, L = 16384$ бітів.

Значення залежності ймовірності помилки біта для турбокоду множення із застосуванням нової умови формування перемежувача s -типу показують, що збільшилася енергетична ефективність даних кодів на 0,1 ... 0,3 дБ порівняно з турбокодами множення за перемежувача без модифікації.

Висновки

Отримано, що при тому ж співвідношенні сигнал/шум (E_b/N_0) при застосуванні нової умови формування перемежувача s -типу набуті значення ймовірності помилки біта на порядок менші, ніж за стандартного перемежувача s -типу. При застосуванні модифікованого перемежувача s -типу у складі турбокоду множення за заданої ймовірності помилки біта набуті менші необхідні значення відношення сигнал/шум на 0,1 ... 0,3 дБ порівняно з турбокодами множення з перемежувачем без модифікації, що дозволило покращити енергетичну ефективність.

Література

1. Pyndiah R., Near-Optimum Decoding of Product Codes : Block Turbo Codes // IEEE Trans. Commun. – 1998. – pp. 1003-1010.
2. Shannon C. E. A mathematical theory of communication // Bell Sys. Tech. J. – vol. 27. – 1948. – P. 379-423, P. 623-656.
3. Dolinar S. and Divsalar D. Weight Distributions for Turbo Codes Using Random and Nonrandom Permutations // TDA Progress Report 42-122. JPL. – August 1995.
4. Crozier S. New High-Spread High-Distance Interleavers for Turbo Codes/ S. Crozier // 20th biennial Symposium on Communications. – Kingston. – 2000. – P. 3-7.
5. Топалов В.В. Модифікація перемежувача с кодовим соответствием / Н.В. Захарченко, В.Г. Кононович, В.В. Топалов // Восточно-Европейский журнал передовых технологий. – Харьков, 2008. – № 35. – С. 26-30.
6. Михайлов Г. А. Численное статистическое моделирование: Методы Монте-Карло: учеб. пособие для вузов / Г. А. Михайлов, А. В. Войтишек. – Изд.: ИЦ Академия, 2006. – 368 с.

References

1. Pyndiah R., Near-Optimum Decoding of Product Codes : Block Turbo Codes // IEEE Trans. Commun. – 1998. – pp. 1003-1010.
2. Shannon C. E. A mathematical theory of communication // Bell Sys. Tech. J. – vol. 27. – 1948. – P. 379-423, P. 623-656.
3. Dolinar S. and Divsalar D. Weight Distributions for Turbo Codes Using Random and Nonrandom Permutations // TDA Progress Report 42-122. JPL. – August 1995.
4. Crozier S. New High-Spread High-Distance Interleavers for Turbo Codes/ S. Crozier // 20th biennial Symposium on Communications. – Kingston. – 2000. – P. 3-7.
5. Topalov V.V. Modifikacija peremezhitelja s kodovym sootvetstviem / N.V. Zaharchenko, V.G. Kononovich, V.V. Topalov // Vostochno-Evropeskij zhurnal peredovyh tehnologij. – Har'kov, 2008. – № 35. – S. 26-30.
6. Mihajlov G. A. Chislennoe statisticheskoe modelirovanie: Metody Monte-Karlo: ucheb. posobie dlja vuzov / G. A. Mihajlov, A. V. Vojtishek. – Izd.: IC Akademiya, 2006. – 368 s.