

линия – Телеком, 2007. – 288 с.

2. Леоненков А.В. Нечеткое моделирование в среде MATLAB и fuzzyTECH / Леоненков А.В – СПб: БХВ-Петербург, 2005. – 736 с.

3. Рутковская Д. Нейронные сети, генетические алгоритмы и нечеткие системы / Рутковская Д., Пилинский М., Рутковский Л. – М.: Горячая линия – Телеком, 2006. – 452 с.

4. Прикладные нечеткие системы/ Т. Тэрано, К. Асаи, М. Сугэно и др. – М. Мир, 1993. – 368 с.

5. Штовба С.Д. Обеспечение точности и прозрачности нечеткой модели Мамдани при обучении по экспериментальным данным / С.Д Штовба // Проблемы управления и информатики. – 2007. – № 4. – С. 102– 114.

6. Ротштейн О.П. Проектування нечітких баз знань: лабораторний практикум та курсове проектування: [навч. посіб.] / О.П. Ротштейн, С.Д. Штовба. – Вінниця: Вінницький державний технічний університет, 1999. – 65 с.

Надійшла 9.3.2011 р.

УДК 621.391.25: 621.391.23

В.В. ТОПАЛОВ

Одеська національна академія зв'язку ім. О. С. Попова

НОВА УМОВА ФОРМУВАННЯ ПЕРЕМЕЖУВАЧА S-ТИПУ У СКЛАДІ ТУРБОКОДУ

Запропонована нова умова формування перемешувача s-типу, що дозволяє зменшити кількість кодових слів малої ваги та дозволяє підвищити мінімальну кодову відстань турбокоду.

Represent new equation of s-type interleaver allow to reduce quantity of code words with the small weight formed by information sequences of small weight. The s-type interleaver modification allow to increase the minimum code distance of the Turbo code for some interleaver lengths.

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

Перемешувач у структурі турбокодів є одним із ключових компонентів, який забезпечує випадковість комбінацій, що згідно з роботами Шеннона [1] дозволяє наблизитися до максимальної енергетичної ефективності. Найкращий перемешувач дозволяє отримати якнайкращі характеристики енергетичного виграшу кодування (ЕВК), отже, мінімальну ймовірність помилки при заданому співвідношенні сигнал/шум. Завдяки випадковим та псевдовипадковим перемешувачам досягається випадковість формування комбінацій. Випадковий закон [2] задається за допомогою випадкових або псевдовипадкових генераторів з періодом повторення, який наближається до нескінченності.

Деякі елементи послідовності перемешувача після випадкової перестановки можуть опинитися на тих самих позиціях, що і до перемешування. Тобто мінімальна можлива відстань між елементами може дорівнювати 1, що, звичайно, суттєво негативно впливає на виправну здатність турбокоду.

Для усунення цього недоліку 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 з довжиною L два послідовно вхідних елементи $(i, i+1)$ будуть рознесені на дистанцію не менше s , при виконанні умови:

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

При цьому s спочатку обиралося меншим або таким, що дорівнює $\lceil \sqrt{L/2} \rceil$ [4], оскільки за великих значень складність пошуку послідовності перестановки ставала значною. Надалі було запропоновано [5] знаходити значення дистанції s між рознесеними у вихідній послідовності двох вхідних елементів i, j згідно з умовою:

$$s = \min_{i,j} (|i - j|_L + |\pi(i) - \pi(j)|_L), \quad (2)$$

$$0 \leq i, j \leq L-1, \quad i \neq j,$$

де операція $|i - j|_L = \min(|i - j|, L - |i - j|)$.

За цієї умови стало можливим пошук s-типів перемешувачів при значеннях s більше $\sqrt{L/2}$ – $2 \leq s \leq \lceil \sqrt{2L} \rceil$.

У роботах [4] при аналізі залежності ймовірності помилки декодування для різних параметрів перемешувача s-типу був отриманий факт – найменше значення ймовірності помилки досяглося тоді, коли відстань між позицією елемента до перемешування i та позицією $\pi(i)$ після перемешування буде максимальною. Відповідно до даного явища автором запропонована зміна основної умови формування перемешувача s-типу на перевірку елементів після перемешування та до перемешування порівняно з s :

$$|i - (i + 1)| < s ; |\pi(i) - \pi(i + 1)| \geq s ; |i - \pi(i)| \geq s . \quad (3)$$

Для оцінки нової умови формування розглянемо дистанційний спектр турбокоду до модифікації та після. Дистанційний спектр турбокоду показує, яка кількість кодових слів $A_{w_{TK}}$ ваги w_{TK} присутня у вихідній послідовності після декодера. Дистанційний спектр дозволяє оцінити кількість і вплив кодових слів різної ваги на виправну здатність турбокоду. Отже, перемешувач s -типу дозволяє за допомогою перестановок сформувати послідовність інформаційних елементів, які надходять на другий кодер так, що інформаційні послідовності з вагою w_i приводять до утворення кодових слів $A_{w_{TK}}$ з вагою w_{TK} .

У загальному випадку, при однакових поліномах у згорткових кодерах у складі турбокоду кодові слова визначаються виразом [3]:

$$A_{w_{TK}} = \sum_{w_i, w_{3k1}, w_{3k2}} A_{w_i, w_{3k1}, w_{3k2}} W^{w_i} Z^{w_{3k1}} Z^{w_{3k2}} , \quad (4)$$

де W і Z – прості числа;

$A_{w_i, w_{3k1}, w_{3k2}}$ – кількість кодових слів з вагами перевірних елементів w_{3k1} першого згорткового кодера і w_{3k2} другого згорткового кодера за вхідної послідовності ваги w_i .

При використанні різних поліномів у згорткових кодерах у складі турбокоду кодові слова $A_{w_i, w_{3k1}, w_{3k2}}$ визначаються [3]:

$$A_{w_i, w_{3k1}, w_{3k2}} = \frac{A_{w_i, w_{3k1}} \cdot A_{w_i, w_{3k2}}}{C_L^{w_i}} , \quad (5)$$

де $C_L^{w_i} = \frac{L!}{w_i!(L - w_i)!}$; $A_{w_i, w_{3k1}}$ – кодові слова з вагою перевірних елементів w_{3k1} після першого згорткового кодера при вхідній послідовності ваги w_i ; $A_{w_i, w_{3k2}}$ – кодові слова з вагою перевірних елементів w_{3k2} після другого згорткового кодера при вхідній послідовності ваги w_i .

Як показано в роботах [4, 5], кодові слова з малою вагою w_{TK} найбільшою мірою впливають на коректуючу здатність турбокоду. Отже, зменшення кількості кодових слів малої ваги дозволить підвищити ефективність турбокоду.

У табл. 1 наведено розрахунок дистанційних спектрів турбокодів з поліномом $G = 37/21$, що представлені в октетній формі запису, за швидкості коду $R_{TK} = 1/2$ для стандартного перемешувача s -типу з довжиною перемешувача $L = 1024$ бітів та перемешувача s -типу зі зміненою умовою перевірки відстані s при значенні $s = 18$ з тією же довжиною перемешувача. Також наводяться значення мінімальної кодової відстані турбокоду (D_{min}), розраховані згідно з роботою Базі Л., Махдіана М., Спілмена Д. (L. Bazzi, M. Mahdian, D. Spielman) [6]. При цьому розрахунок мінімальної кодової відстані D_{min} проводиться на підставі всіх кодових слів з вагами інформаційної послідовності в діапазоні $w_i \in 1 \dots 4$. Це дозволяє згідно з роботою [6, 7] оцінити завадостійкість турбокоду.

Таблиця 1

Дистанційні спектри турбокодів для різних перемешувачів

Тип перемешувача	Поліном, G	Вага інф. посл.	Кількість кодових слів $A_{w_{TK}}$ з вагою w_{TK}										D_{min}	
			24	25	26	27	28	29	30	31	32	33		
Псевдо-випадковий s -типу	37/21													24
		$w_i=1$												
		$w_i=2$	28			32				44			96	
		$w_i=3$	3											
Модифікований псевдовипадковий s -типу	37/21		26	27	28	29	30	31	32	33	34	35	26	
		$w_i=1$							5					
		$w_i=2$	58			62			74			122		
		$w_i=3$	5						2					
		$w_i=4$	93		9	172			432	18	18	324		

З даних табл. 1 помітно, що застосування нової умови дозволяє підвищити мінімальну кодову відстань для турбокоду з поліномом $G = 37/21$. При цьому алгоритм формування вихідної послідовності за даної умови виглядає таким чином:

1. Задається довжина перемешувача L , визначається значення s , що задовольняє умові $2 \leq s \leq \lfloor \sqrt{2L} \rfloor$.

2. Ініціалізується масив $\pi(i)$ розмірністю L , який буде заповнюватися порядковими номерами перестановки $x_i, i \in 1..L$. При цьому необхідно виділити $L \times \log_2 L$ біт доступної вільної пам'яті.
3. Задається порядковий номер перестановки $i = 0$.
4. За допомогою псевдовипадкового генератора генерується передбачувана позиція перестановки x_i у діапазоні розмірності перемешувача $[1..L]$.
5. Перевіряється умова унікальності порядкового номера x_i з елементами масиву $\pi(i)$: $x_i \neq p(k); k = 1..i$.
У випадку, якщо такий порядковий номер вже є, повторюється пункт 4, інакше переходимо до пункту
6. Визначається відстань між попереднім збереженим елементом $\pi(i-1)$ і поточним, згідно з виразом (3): $|i-1-i| < s; |x_i - \pi(i-1)| \geq s; |i-1-\pi(i-1)| \geq s$.
7. У разі невиконання умови повертаємося до пункту 4. Якщо умова виконується, переходимо до наступного пункту.
8. Записується значення x_i до масиву $\pi(i)$. Збільшуємо порядковий номер перестановки на 1 ($i = i + 1$). Перевіряємо виконання умови не перевищення розмірності масиву – $i \leq L$. У разі виконання умови переходимо до генерації нового елемента перестановки в пункті 4.
9. Масив перестановок $\pi(i)$ сформований.

Оцінка ЕВК турбокоду з модифікованим перемешувачем s -типу проводиться при моделюванні методом Монте-Карло [8] каналу зв'язку ФМ-2 за гауссівським розподілом помилок і розрахунку ймовірності помилки декодування на прийнятому боці при зміні значення співвідношення сигнал/шум (E/N_0). При ФМ-2 сигналі передається один біт інформації, енергія сигналу дорівнює енергії біта ($E = E_G$) і співвідношення сигнал/шум може розглядатися як співвідношення енергії біта до енергії шуму (E_G/N_0).

На рис. 1 показано залежності ймовірності помилки біта за турбокоду при поліномі $G = 37/21$ для різних довжин перемешувача L і двох типів перемешувача: s -типу і s -типу з новою умовою для швидкості коду $R_{\text{тк}} = 1/2$ та алгоритму ітеративного декодування Log-MAP з кількістю ітерацій, що дорівнює 5.

На епюрі 1 відображена залежність ймовірності помилки біта за турбокоду при поліномі $G = 37/21$, з перемешувачем s -типу зі значенням $s = 28$ та довжиною перемешувача $L = 65536$ бітів. На епюрі 2 відображена залежність ймовірності помилки біта за турбокоду при поліномі $G = 37/21$, з перемешувачем s -типу з новою умовою зі значенням $s = 28$ та довжиною перемешувача $L = 65536$ бітів. На епюрі 3 відображена залежність ймовірності помилки біта за турбокоду при поліномі $G = 37/21$ з перемешувачем s -типу зі значенням $s = 18$ та довжиною перемешувача $L = 16384$ бітів. На епюрі 4 відображена залежність ймовірності помилки біта за турбокоду при поліномі $G = 37/21$, з перемешувачем s -типу з новою умовою зі значенням $s = 18$ та довжиною перемешувача $L = 16384$ бітів. На епюрі 5 відображена залежність ймовірності помилки біта за турбокоду при поліномі $G = 37/21$, з перемешувачем s -типу зі значенням $s = 18$ та довжиною перемешувача $L = 8192$ бітів. На епюрі 6 відображена залежність ймовірності помилки біта за турбокоду при поліномі $G = 37/21$, з перемешувачем s -типу з новою умовою зі значення $s = 18$ та довжиною перемешувача $L = 8192$ бітів. На епюрі 7 відображена залежність ймовірності помилки біта за при поліномі $G = 37/21$, з перемешувачем s -типу зі значенням $s = 18$ та довжиною перемешувача $L = 4096$ бітів. На епюрі 8 відображена залежність ймовірності помилки біта за турбокоду при поліномі $G = 37/21$, з перемешувачем s -типу з новою умовою зі значенням $s = 18$ та довжиною перемешувача $L = 4096$ бітів. На епюрі 9 відображена залежність ймовірності помилки біта за турбокоду при поліномі $G = 37/21$, з перемешувачем s -типу зі значенням $s = 18$ та довжиною перемешувача $L = 1024$ бітів. На епюрі 10 відображена залежність ймовірності помилки біта за турбокоду при поліномі $G = 37/21$, з перемешувачем s -типу з новою умовою зі значенням $s = 18$ та довжиною перемешувача $L = 1024$ бітів.

Дані залежності дозволяють оцінити ЕВК при застосуванні різних типів перемешувачів за різної їхньої довжини L . Як видно з рис. 1 приріст ефективності за малих значень L невеликий і складає 0,1, ..., 0,3 дБ. Але такий приріст іноді еквівалентний застосуванню більш складного коду. За середніх значень довжини перемешування L за тим же значенням ймовірності помилки біта були набуті менші значення співвідношення сигнал/шум для перемешувача s -типу з новою умовою формування порівняно з перемешувачем без модифікації.

Для довжини $L = 4096$ бітів різниця співвідношення сигнал/шум для модифікованого і не модифікованого перемешувача s -типу склала 0,45 дБ. В області великих значень довжин перемешування $L = 8192... 65536$ бітів приріст ефективності кодування менш виражений порівняно з середніми довжинами перемешування і складає від 0,2 до 0,3 дБ.

На рис. 2 наведена оцінка ефективності перемешувача s -типу з новою умовою формування порівняно з перемешувачем s -типу для турбокодів з різними породжуючими поліномами і алгоритму ітеративного декодування Log-MAP з кількістю ітерацій, що дорівнює 5.

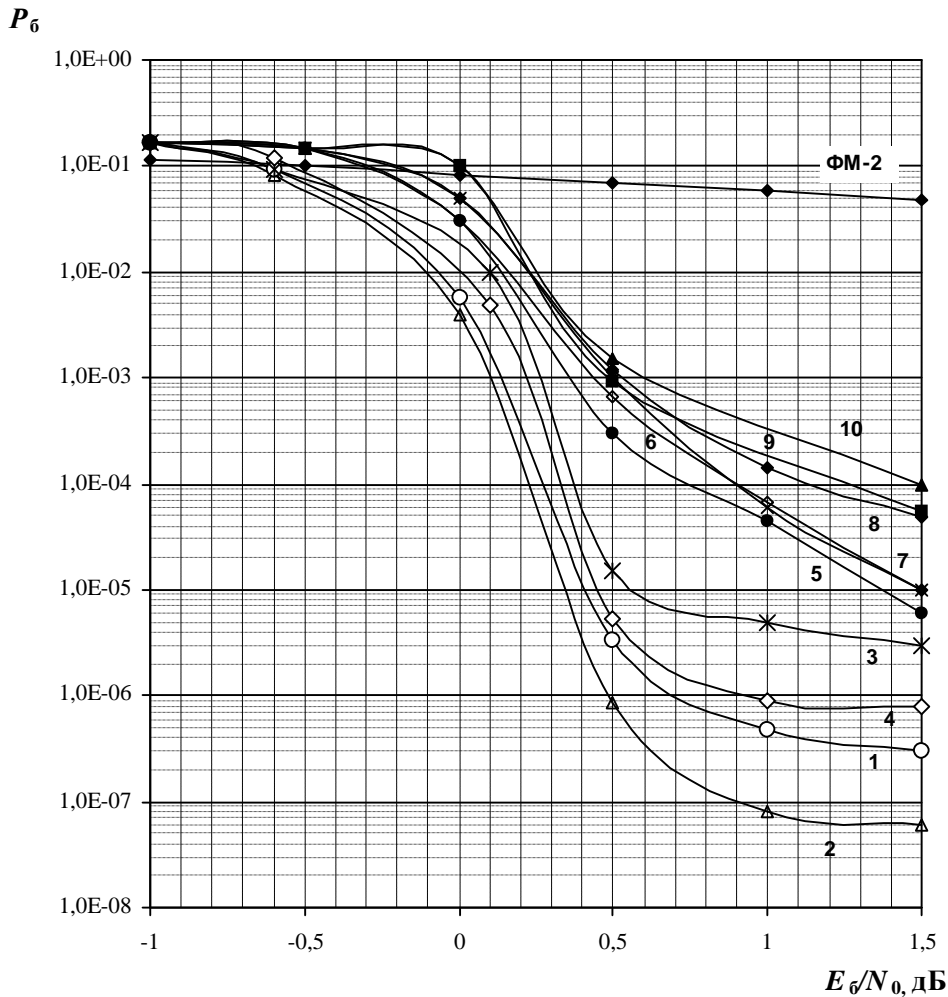


Рис. 1. Залежність ймовірності помилки біта на виході турбо-декодера від співвідношення сигнал/шум і типу перемешувача

На епюрі 1 відображена залежність ймовірності помилки за турбокоду при поліномі $G = 37/21$, з перемешувачем s -типу з новою умовою зі значенням $s = 28$, $L = 16384$ бітів. На епюрі 2 відображена залежність ймовірності помилки за турбокоду при поліномі $G = 35/29$, з перемешувачем s -типу з новою умовою зі значенням $s = 28$, $L = 16384$ бітів.

На епюрі 3 відображена залежність ймовірності помилки за турбокоду при поліномі $G = 37/21$, з перемешувачем s -типу зі значенням $s = 28$, $L = 16384$ бітів. На епюрі 4 відображена залежність ймовірності помилки за турбокоду при поліномі $G = 35/29$, з перемешувачем s -типу зі значенням $s = 28$, $L = 16384$ бітів. На епюрі 5 відображена залежність ймовірності помилки за турбокоду при поліномі $G = 37/23$, з перемешувачем s -типу з новою умовою зі значенням $s = 28$, $L = 16384$ бітів. На епюрі 6 відображена залежність ймовірності помилки за турбокоду при поліномі $G = 37/23$, з перемешувачем s -типу зі значенням $s = 28$, $L = 1024$ бітів.

Значення залежності ймовірності помилки біта для турбокоду із застосуванням нової умови формування перемешувача s -типу показують, що збільшення мінімальної відстані перестановки елементів дозволило знизити значення ймовірності помилки біта, за яких виникає ефект "поріг помилок".

Висновки

Застосування в перемешувачі s -типу нової умови формування, згідно з формулою (3), дозволило отримати вищі значення мінімальної відстані між елементами, ніж для стандартного перемешувача s -типу на 1-2 в абсолютних значеннях.

При тому ж співвідношенні сигнал/шум (E_b/N_0) при застосуванні нової умови формування перемешувача s -типу набуті значення ймовірності помилки біта на порядок менші, ніж за стандартного перемешувача s -типу. Тим самим ефективність турбокодування при застосуванні перемешувача s -типу з новою умовою формування вище, ніж за перемешувача без модифікації.

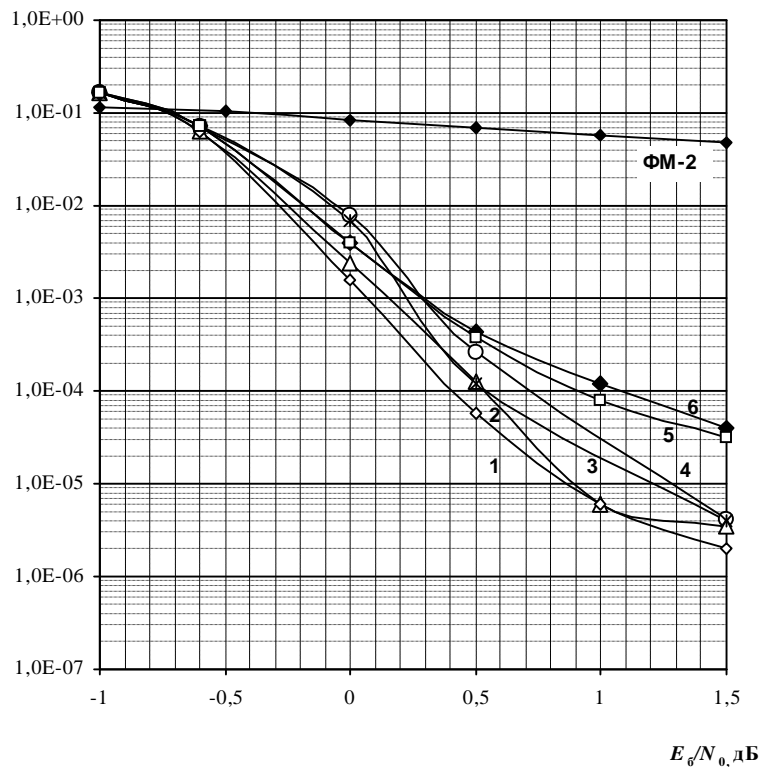
P_b 

Рис. 2. Залежність імовірності помилки біта на виході турбокодера від співвідношення сигнал/шум та від типу перемешувача

Література

1. Shannon C. E. A mathematical theory of communication // Bell Sys. Tech. J. – 1948. – vol. 27. – P. 379-423 and P. 623-656.
2. Дирда В. Ю. Щодо побудови ефективних генераторів псевдовипадкових чисел / В. Ю. Дирда, О. В. Дирда // Наукові праці ОНАЗ ім. О.С. Попова. – 2002. – № 1. – С. 71– 75.
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. Hokfelt J. On the design of turbo codes: Ph.D. dissertation / Land University. – Sweden. – 2000. – 181 p.
6. Bazzi L. The minimum distance of turbo-like codes / L. Bazzi, M. Mahdian, D. Spielman // IEEE Transactions on Information Theory. – 2008. – Vol. 55. – P. 6 – 15.
7. Crozier S. Estimating the minimum distance of large-block turbo codes using iterative multiple-impulse methods / S. Crozier, P. Guinand, A. Hunt // Turbo-coding 2006: 4th International Symposium on Turbo Codes. – München. – 2006. – P. 437– 444.
8. Михайлов Г. А. Численное статистическое моделирование: Методы Монте-Карло: [учеб. пособие для вузов] / Г. А. Михайлов, А. В. Войтишек. – М.: ИЦ Академия, 2006. – 368 с.

Надійшла 25.3.2011 р.