

УДК 004.7

В.М. ВАСИЛЕНКО

ДОСЛІДЖЕННЯ ЕФЕКТИВНОСТІ ДЕТЕРМІНОВАНИХ ТА ПСЕВДОВИПАДКОВИХ ПЕРЕМЕЖУВАЧІВ ТУРБОКОДІВ

***Анотація.** В роботі розглядаються різні види перемешувачів, їх структура, параметри та вплив на властивості турбокодів в безпроводових системах передачі даних. Показано результати імітаційного моделювання характеристик достовірності інформації для каналу з адитивним білим гауссівським шумом з використанням детермінованих та псевдовипадкових перемешувачів в структурі кодерів та декодерів турбокодів. Запропоновано найбільш ефективний перемешувач для побудови адаптивних систем передачі з кодуванням.*

***Ключові слова:** перемешувач, структура, турбокод, безпроводові системи передачі даних.*

Вступ

З розвитком безпроводових систем передачі даних все більшою популярністю користуються турбокоди. Аналіз турбокодів показує, що пристрої перемешення вхідної послідовності (перемешувачі) є досить важливими елементами структури турбокодів, а їх вибір впливає на властивості турбокодів. Оскільки у відомих роботах питанням систематизації та дослідженню властивостей перемешувачів приділяється недостатня увага, то постає задача систематизації принципів їх побудови та аналізу алгоритмів функціонування.

1. Виклад основного матеріалу

На рис. 1 показана структурна схема модифікованого кодера ТК (розглядається двокомпонентний ТК). Кодер ТК складається з каскадної побудови паралельно з'єднаних рекурсивних систематичних згорткових кодів (РСЗК), розділених пристроєм перемешення.

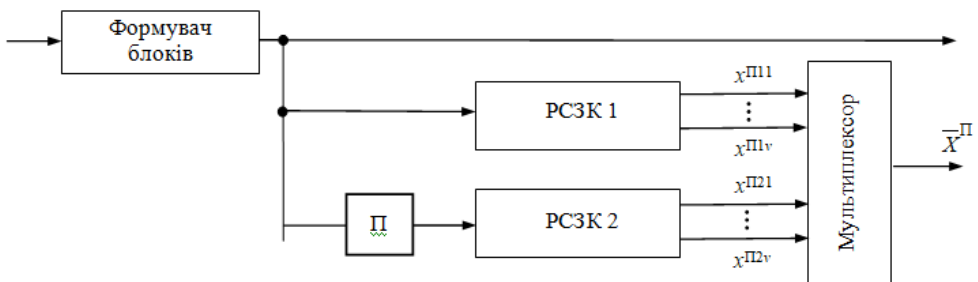


Рисунок 1 – Структурна схема модифікованого кодера ТК

Використання перемежувача забезпечує:

1. Чередування біт вхідної послідовності перед передачею та зворотною операцією після прийому, що приводить до рознесення пакета помилок в часі.
2. Перетворення вхідної інформаційної послідовності таким чином, щоб комбінації кодових слів з низькою вагою на виході РСЗК1 були перетворені в комбінації з великою вагою на виході РСЗК2, тим самим забезпечуючи невелике число кодових слів малої ваги вихідної послідовності.
3. Мінімізацію кореляції між послідовностями на входах декодера.

Існує велика кількість видів перемежувачів, виділимо серед них два основних класи. На рис. 2 зображена ієрархія класів та видів перемежувачів.

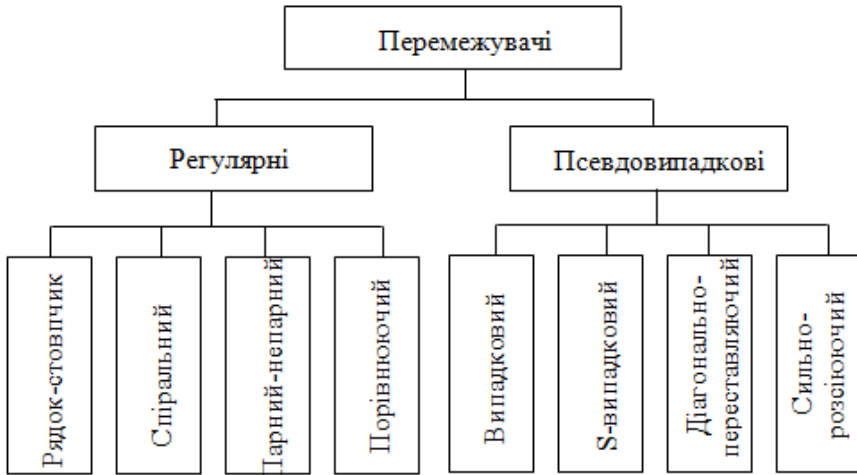


Рисунок 2 – Види перемежувачів

Основні види перемежувачів, такі як рядок-стовпчик чи випадковий, описані та проаналізовані в багатьох роботах, тому розглянемо менш відомі види перемежувачів та принцип їх функціонування.

Перемежувач Берроу-Глав'є. Берроу та Глав'є вирішили використати неоднорідні перемежувачі для ТК в [1], для того щоб розбити низьковагову кодову структуру, яка зв'язана з блоковим перемеженням, як це показано на рис. 3.

Перемежувач Берроу-Глав'є визначається кількістю рядків $n_1 = 2^m$ та кількістю стовпчиків $n_2 = 2^x$, де m, x – цілі числа, та набором простих чисел $p\{l\}, l = 1..8$. Ці набори параметрів включають в себе псевдовипадкові елементи.

Кожну вхідну позицію i та вихідну позицію $\pi(i)$ можна описати наступними виразами:

$$\begin{aligned} r_0 &= i \bmod C, \\ c_0 &= \frac{(i - r_0)}{C}, \end{aligned} \tag{1}$$

$$l = (r_0 + c_0) \bmod 8,$$

$$r(i) = (p(l + 1) * (c_0 + 1) - 1) \bmod R,$$

$$c(i) = ((\frac{C}{2} + 1) * (r_0 + c_0)) \bmod C,$$

потім

$$\pi(i) = c(i) + C * r(i). \quad (2)$$

Перші два рядки матриці транспонуються, третій рядок вибирає просте число із серії $p\{l\}$ відповідно до транспонованого рядка та стовпчика двійкового розряду. Четвертий рядок вибирає наступний рядок в залежності від вибраного простого числа із серії $p\{l\}$. П'ятий рядок вибирає новий стовпчик, так що символи у сусідніх стовпцях при вході у перемежувач розташовуються у $(\frac{C}{2} + 1)$ стовпчиках, крім випадку виходу з перемежувача.

UMTS-перемежувач. UMTS-перемежувач був розроблений для систем мобільного зв'язку 3-го покоління (3GPP). ТК використовує компонентний код, який має 8 станів і використовується для частин системи, де потрібно досягнути BER на рівні $10^{-3} - 10^{-6}$. Однак реалізація UMTS-перемежувача є досить складним триступеневим процесом. Сутність етапів перемеження інформаційних символів полягає у наступному:

1) На першому етапі вхідна інформаційна послідовність записується в прямокутну матрицю рядок за рядком. Допустимими є тільки деякі розміри: конкретні розміри матриці визначає деяке просте число p , яке використовується на другому етапі. Перемежувач може мати або 10, або 20 рядків.

2) Другий етап – внутрішньо-рядкова перестановка. Тобто позиції біт перерозподіляються в кожному рядку. Для даного етапу потрібна таблиця відповідності для визначення перетвореного кореня, заснованого на значенні p , та зберігання множини простих чисел, які не являються співмножниками $p - 1$. Перетворений корінь і послідовність простих чисел використовується для виконання двохступінчатої внутрішньо-рядкової перестановки.

3) Третій етап – міжрядкова перестановка. Даний етап також потребує наявності таблиці для зберігання трьох можливих моделей міжрядкової перестановки, які забезпечують «гарний» розподіл для різноманітних довжин перемежувача. Далі інформаційні символи зчитуються стовпчик за стовпчиком. Повна інформація про реалізацію UMTS-перемежувача дається в технічній документації 3GPP[2].

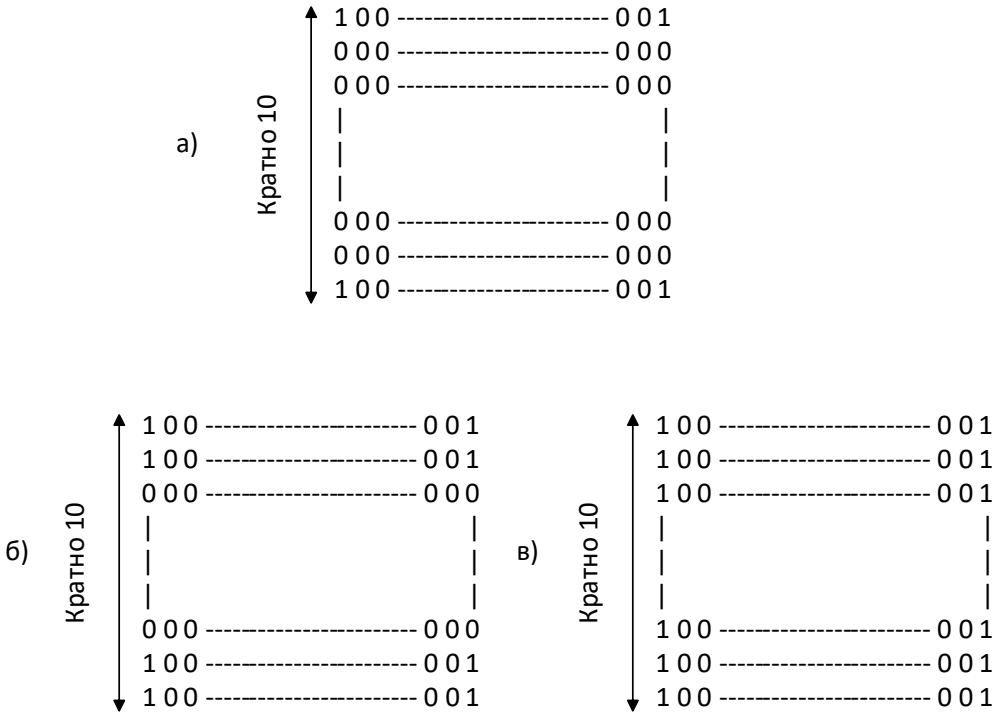


Рисунок 3 – Загальні обмежені кодові слова блокового перемежувача та ТК з $G = [23, 37]$:

- а) вхідні послідовності з інформаційною вагою 4, що формують загальні обмежені кодові слова блокового перемежувача;
- б) вхідні послідовності з інформаційною вагою 6;
- в) вхідні послідовності з інформаційною вагою 9

Головна перевага алгоритму UMTS-перемеження полягає у тому, що він може створювати «гарний» розподіл помилкової комбінації для перемежувача довжиною від 320 до 5144 біт – це гарна характеристика для гібридних мереж передачі голосу або даних. Результатом є те, що UMTS-перемежувачі можуть бути згенеровані автоматично, що усуває необхідність зберігання декількох перетворень. UMTS-перемежувач має частоту виникнення помилок, яку можна порівняти з псевдовипадковим перемежувачем. Проте алгоритм UMTS не буде працювати для всіх довжин блоків. Система UMTS потребує, щоб 134 «материнські» шаблони перемеження зберігались таким чином, щоб пакети різної довжини могли бути закодовані. Ця складність може завадити його реалізації в деяких системах.

Перемежувач «рядок за рядком», або порядковий перемежувач. Перемежувач «рядок за рядком» є модифікацією блокового перемежувача [2-7]. Сутність модифікації блокового перемежувача полягає в тому, що складається з n_1 рядків та n_2 стовпців ($n_1 \leq n_2$) та зводиться до наступного:

1. інформаційні символи записуються послідовно рядок за рядком;

2. множина цілих чисел $S(r) = S_1, S_2, \dots, S_i$ присвоюється групам M рядків у перемежувачі в циклічній формі, в котрій номер рядка є фактором n_1 , S_1, S_2, \dots, S_i – прості числа відносно n_2 ;

3. позиції символів кожного рядка кодуються за формулою:

$$n_{2_{new}} = (S\{r \bmod M\} * C) \bmod n_2, \tag{3}$$

де r – номер рядка; C – номер стовпчика; $n_{2_{new}}$ – перемежений стовпчик.

4. Далі інформаційні символи зчитуються по стовпчиках один за одним.

На рис. 4 наведений фрагмент реалізації перемежувача «рядок за рядком».

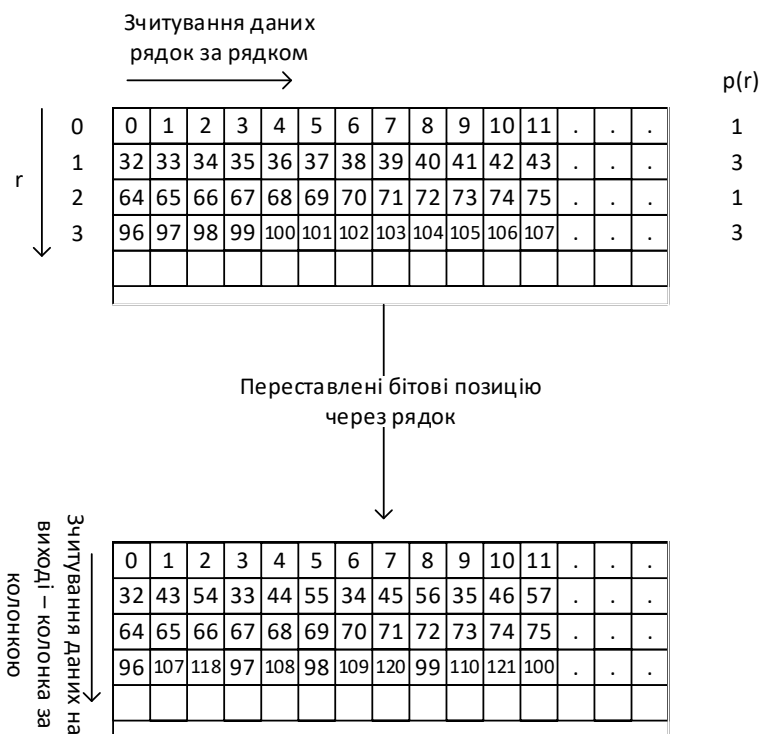


Рисунок 4 – Фрагмент перемежувача «рядок за рядком» (32x32, 1024 біт)

Для внутрішньо-рядкової послідовності прийнято $S(r) = \{1,3\}$. Ця послідовність представляє змішування альтернативних рядків. Дисперсія даного перемежувача складає $\gamma = 0.032$, що майже на порядок більше, ніж у блокового перемежувача, але й на порядок менше, ніж у псевдовипадкового перемежувача. S-параметр для даного перемежувача рівний $s = 12$, що значно менше, ніж у блокового перемежувача ($s = 31$), з матрицею розмірності 32x32.

Зменшення s-параметра даного перемежувача в порівнянні з блоковим перемежувачем пов'язано з наявністю помилкових символів у сусідніх рядках, розташованих в одному стовпчику і при зміні однієї пари символів. Це ілюструє карта помилок, представлена на рис. 5, для одного з шаблонів з обмежувачим параметром $s = 12$.

Менші значення $S\{r\}$ призводять до більш високих значень s -параметра. У [5, 8, 9] показано, що при $S(r) = \{1,5\}$ s -параметр рівний 8, а також, що перемешувач «рядок за рядком» перемешує майже всі послідовності із заданим значенням s -параметра, інформаційна вага якого не перевищує $d = 9$; відстань між помилковими рядками така, що вони або не переставляються зовсім ($s\{r\} = 1$), або переставляються однаково ($s\{r\} = 3$). У даному випадку позиції символів співпадають з не переставленими рядками. Зі збільшенням довжини внутрішньо-рядкової послідовності $s\{r\} = \{3,7,1,5\}$ перемешуючі властивості покращуються.

Перемешувач «чотири на чотири». З метою підвищення перемешуючих властивостей перемешувача «рядок за рядком» в [3-7] було запропоновано матрицю перемешувача розділити на фрагменти розміром чотири на чотири. Інформаційні символи записуються, як і в попередньому перемешувачі, рядок за рядком. Позиції символів перемешуються. Зчитування символів проводиться по стовпцях.

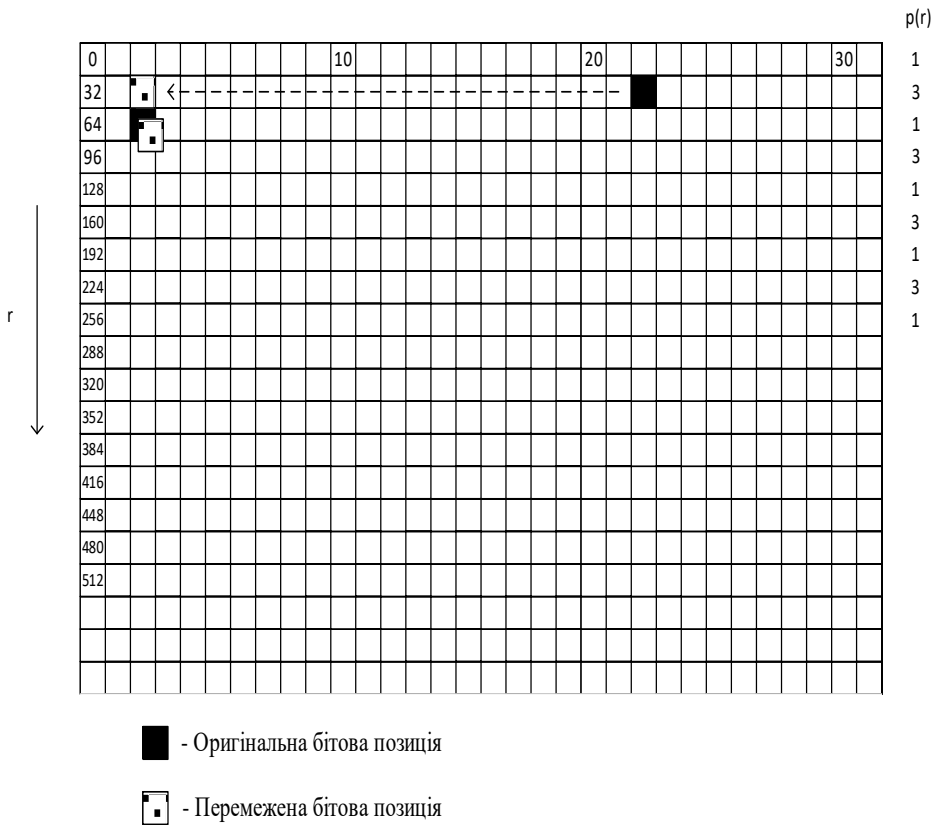


Рисунок 5 – Помилкові позиції символів, які призводять до зменшення s -параметра перемешувача «рядок за рядком»

Алгоритм роботи даного перемешувача полягає у наступному (рис. 6):

1) Перемешувач повинен складатися з 4і рядків та 4і стовпчиків, де і – ціле число;

- 2) Символи записуються в перемежувач по рядках;
- 3) Перемежувач розділяється на фрагменти (блоки) розмірністю 4x4;
- 4) Кожний блок 4x4 перемежується по наступній матриці:

0	3	2	1
2	0	1	3
1	2	3	0
3	1	0	2

Рисунок 6 – Шаблон перемеження

На рис. 7 представлений процес запису, перемеження і зчитування інформаційних символів при розташуванні пари позицій символів в рамках одного фрагменту 4x4 на 30 позицій один від одного. На рис. 7 видно, що при зчитуванні символів вони вже знаходяться на позиціях, відмінних від 30. Перемежені символи зчитуються стовпчик за стовпчиком.

S-параметр даного перемежувача рівний 29, а дисперсія $\gamma = 0.022$, що забезпечує ймовірність помилкового декодування ТК на рівні використання ТК з псевдовипадковим перемежувачем. Крім того, даний перемежувач чутливий до структури переданих інформаційних послідовностей. Мінімальна ймовірність помилкового декодування ТК ($P_{ном.дек} \approx 10^{-6}$) з даним перемежувачем забезпечується в каналі зв'язку з АБГШ при $\frac{E_b}{N_0} = 1.5\text{дБ}$.

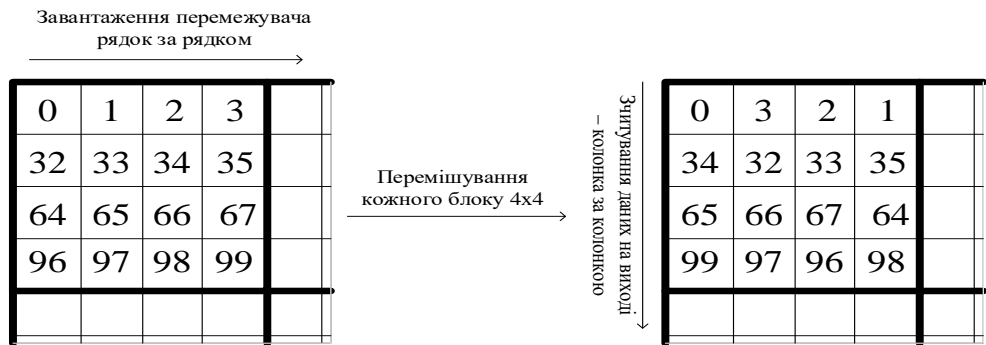


Рисунок 7 – Процес запису перемеження і зчитування інформаційних символів

York-перемежувач. Він є модифікацією перемежувача «чотири на чотири» та призначений для забезпечення високого значення s-параметра. Це можна забезпечити, якщо символ в рядку блоку 4x4 не перемежується в той же стовпчик.

Алгоритм роботи York-перемежувача полягає в наступному:

- 1) Перемежувач повинен складатися з $4i$ рядків та $4i$ стовпчиків, де i – ціле число;
- 2) Передані символи записуються рядок за рядком по всій матриці перемежувача;
- 3) Символи всього перемежувача розбиваються на блоки 4x4, а далі здійснюється кодування символів;

- 4) Перший символ в першому рядку кожного блоку присвоюється стовпцю і рядок вибирається випадковим чином;
 - 5) Другому символу в першому рядку присвоюється стовпчик (колонка), який не був присвоєний символу першого рядка; рядок вибирається випадковим чином. Рядок і стовпчик вибираються випадковим чином і вони не обов'язково повинні відрізнятися від раніше записаних рядків і стовпців;
 - 6) Цей процес повторюється до тих пір, поки всі символи в першому рядку не займуть позиції в блоці. Всі символи першого рядка повинні тепер бути в різних позиціях;
 - 7) Три інших рядка кодуються аналогічним чином;
 - 8) Далі символи зчитуються зі всього перемешувача по стовпцях.
- Процес перемешення представлений на рис. 8.

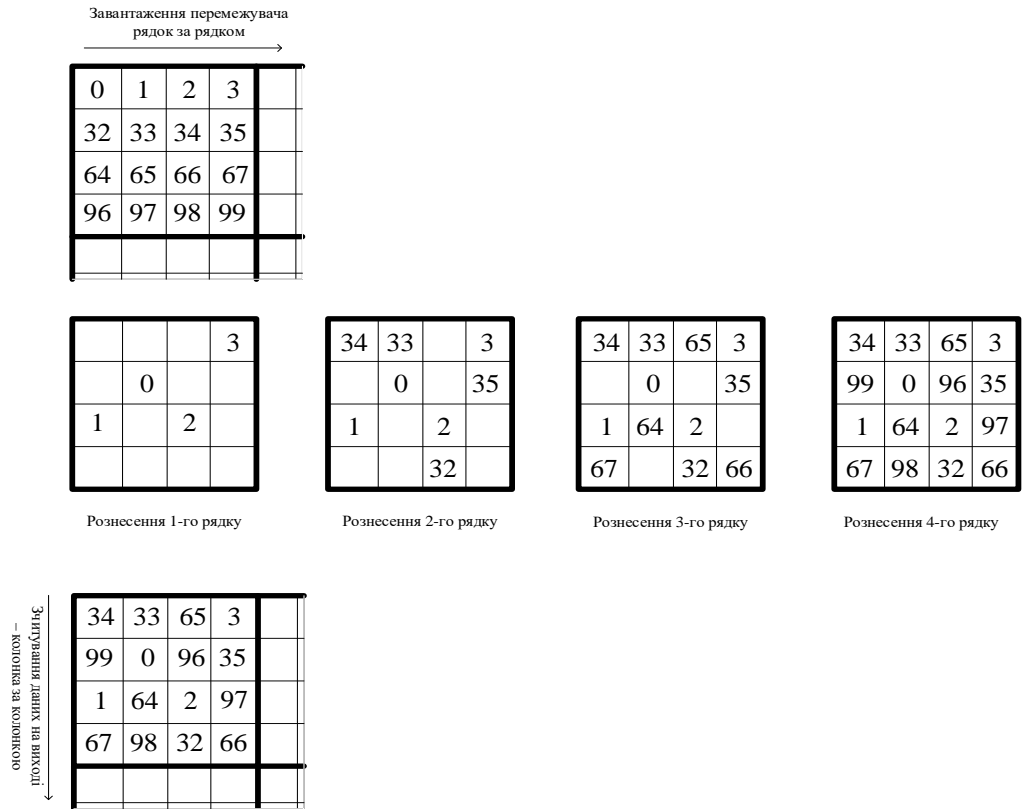


Рисунок 8 – Процес перемешення інформаційних символів York-перемешувача

Встановлено, що s -параметр та дисперсія даного перемешувача рівні $S = 26$, $\gamma = 0.232$, що значно більше, ніж у всіх раніше розглянутих перемешувачів.

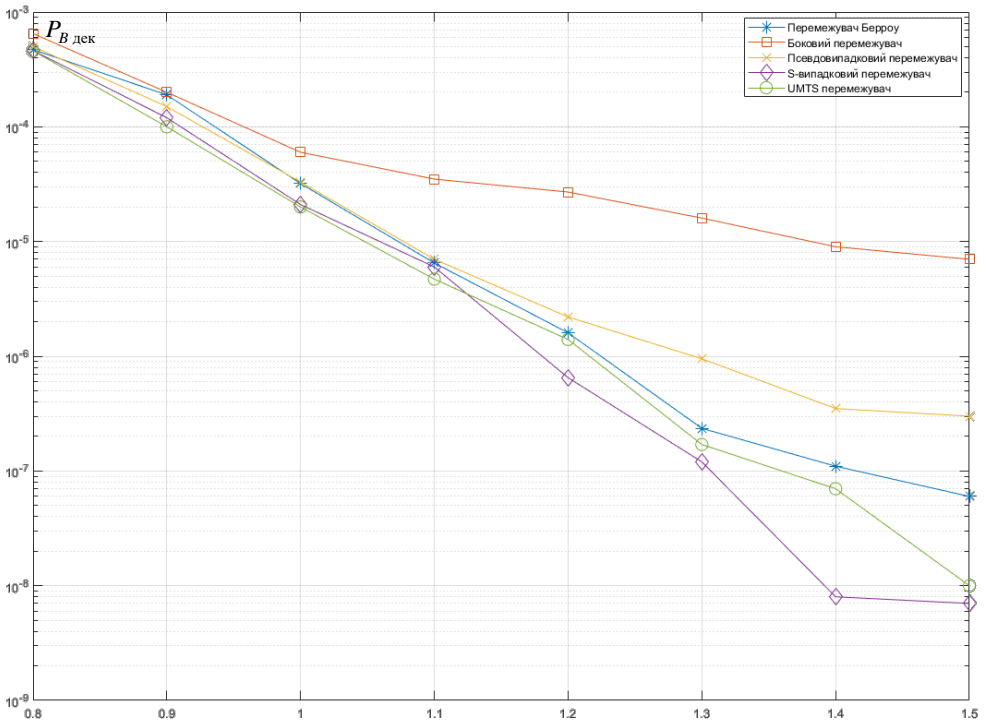


Рисунок 9 – Ймовірності помилкового декодування ТК при використанні деперемерувачів в каналі зв'язку з АБГШ при $I = 8$ ітерацій

2. Аналіз результатів

На рис. 9 показані отримані в результаті імітаційного моделювання графіки залежності середньої ймовірності бітової помилки декодування $P_{B \text{ дек}}$ від відношення сигнал/завада E_b/N_j (відношення сигнал/шум при цьому було вибрано $E_b/N_0 = 9,58$ дБ), де E_b – енергія біта, N_0 – спектральна щільність потужності білого гауссівського шуму, N_j – спектральна щільність потужності навмисної завади, представлена як обмежений по спектру білий гауссівський шум. Використовувався алгоритм декодування LOG-MAP, інформаційна послідовність довжиною $N = 1024$ біт, швидкість передачі $R = 1/3$, кількість ітерацій $I = 8$.

Аналіз результатів моделювання, показаний на рис. 9, свідчить, що із збільшенням спектральної щільності потужності завади підвищується достовірність передачі інформації та для досягнення ймовірності бітової помилки 10^{-6} отримується енергетичний вигравш у відношенні сигнал/завада:

1. S-випадковий перемерувач, перемерувач Берроу – енергетичний вигравш 0.04 дБ;
2. S-випадковий перемерувач, псевдовипадковий перемерувач – енергетичний вигравш 0.12 дБ;
3. S-випадковий перемерувач, UMTS-перемерувач – енергетичний вигравш 0.035 дБ.

Висновки

1. У роботі розглядаються різні види перемежувачів, їх структура, параметри та вплив на властивості турбокодів в безпроводових системах передачі даних.

2. Показано результати імітаційного моделювання характеристик достовірності інформації для каналу з адитивним білим гауссівським шумом з використанням детермінованих та псевдовипадкових перемежувачів в структурі кодерів та декодерів турбокодів.

3. Запропоновано S-випадковий перемежувач, як найбільш ефективний перемежувач для побудови адаптивних систем передачі з кодуванням. При цьому отримано енергетичний вииграш у діапазоні 0.035-0.12 дБ у порівнянні з іншими видами перемежувачів.

4. Для побудови адаптивних систем передачі інформації виникає необхідність додаткового дослідження зміни параметра розносу S в залежності від відношення сигнал/шум в каналі передачі даних.

СПИСОК ЛІТЕРАТУРИ

1. Berrou, C. Near Shannon Turbo Codes / C. Berrou, A. Glavieux, P. Thitimajshima // Proc. Of the Intern. Conf. on Commun, Geneva, Switzerland, May, 1993. – P. 1064–1070.
2. 3GPP, “Technical Specification, Group Radio Access Network (Multiplexing and Channel Coding for FDD)”, Tech. Rep., 3rd Generation Partnership Project, 1999.
3. Yuan, J. Combined Turbo Codes and Interleaver Design / J. Yuan, B. Vucetic, W. Feng // IEEE Transactions on Communications. – 1999. – Vol. 35, № 25. – P. 2194–2195.
4. Takeshita, O. New Deterministic Interleaver Designs for Turbo Codes / O. Takeshita, D. Costello // IEEE Transactions on Information Theory. – 2000. – Vol. 46, № 6. – P. 1988–2006.
5. Berrou C. Near optimum error correcting coding and decoding: turbo-codes / C. Berrou, A. Glavieux // IEEE Trans. on Commun. – 1996. – Vol. 44 (10). – P. 1261–1271.
6. ETSI TS 125 212 V3.3.0 (2000-06) DTS/TSGR-0125212U Universal Mobile Telecommunications System (UMTS); Multiplexing and channel coding (FDD) [Electronic resource]. – Mobile of access: www.etsi.org.
7. ETSI TS 125 222 V3.2.1 (2000-05) DTS/TSGR-0125222UR Universal Mobile Telecommunications System (UMTS); Multiplexing and channel coding (TDD) [Electronic resource]. – Mobile of access: www.etsi.org.
8. Pietrobon, S. A Simplification of the Modified Bahl Decoding Algorithm for Systematic Convolutional Codes / S. Pietrobon, A. Barbulescu // International Symposium on Information Theory and its Applications, Sydney, Australia, Sep. 1994. – P. 1073–1077.
9. Robertson, P. Optimal and Sub-Optimal MAP Algorithms Suitable for Turbo Decoding / P. Robertson, P. Hoeher, E. Villebrun // European Transactions on Telecommunications. – 1997. – Vol. 7, № 2. – P. 199–225.

Стаття надійшла до редакції 17.05.2018.