

УДК 621.3

РЕАЛІЗАЦІЯ АЛГОРИТМУ КОДУВАННЯ З ПОВТОРЮВАННЯМ

КУЛИК А.Я.

Вінницький національний технічний університет

ALGORITHM OF CODING WITH RECURRENCE REALIZATION

KULYK A.Y.

Vinnitsa national technical university

Анотація. Розроблено математичну модель, співвідношення якої пов'язують ефективну швидкість передавання з параметрами каналу передавання і необхідною кількістю повторювань при мажоритарному декодуванні. Запропоновано алгоритм передавання, який за результатами тестування каналу зв'язку дозволяє визначити імовірність спотворення елементарного сигналу, після чого можна вибрати необхідну кількість повторювань передавання для умов мажоритарного декодування, що, на відміну від існуючих, може забезпечити підвищення ефективної швидкості передавання і відповідає каналному рівню взаємодії відкритих систем.

Annotation. The mathematical model is developed, which formulas connect effective speed of transmit to parameters of the communication channel and necessary number of repetitions at majority decoding. The algorithm of transmit is offered which by results of testing the channel allows to define probability of a mistake in an elementary signal, then it is possible to choose necessary quantity of repetitions of transfer for conditions of majority decoding, that, as against existing, can will supply increase of effective speed of transfer.

ПОСТАНОВКА ПРОБЛЕМИ

Якщо коди з перевіркою на парність відносяться до найбільш швидкісних, оскільки мають найменшу надлишковість, то коди з повторенням [1] характеризуються значною корегувальною здатністю, яка досягається за рахунок введення значної надлишковості.

Це знижує ефективну швидкість передавання, але спрощує реалізацію пристроїв. Такі коди доцільно використовувати в критичних ситуаціях, коли інші методи кодування виявляються неефективними. Такі ситуації характеризуються складними умовами зв'язку, коли співвідношення сигнал/шум не перевищує 21 дБ, а вимоги, які пред'являються до засобів передавання інформації в комп'ютерних системах передбачають імовірність спотворення блока повідомлення в межах $10^{-6} \dots 10^{-8}$ [2].

АНАЛІЗ ПОПЕРЕДНІХ ДОСЛІДЖЕНЬ

В літературі [3] докладно розглянуті особливості передавання інформації в цьому режимі, але відкритим лишається питання щодо кількості повторювань кодової комбінації для забезпечення завданої вірогідності передавання. Крім цього, там розглядаються алгоритми з двократним передаванням, що в принципі виключає мажоритарність виправлення помилок.

Відомі два варіанта реалізації алгоритму передавання інформації з повторюванням [4]. В першому випадку r разів повторюється кожний елемент кодової комбінації, а в другому – r разів повторюється кодова комбінація. Для цих випадків формуються матриці, які дозволяють здійснювати декодування прийнятої комбінації.

$$\hat{x}_{1,i}^T = \langle \hat{x}_1, \hat{x}_2, \hat{x}_3, \dots, \hat{x}_r \rangle. \quad (1)$$

Декодування реалізується за принципом двійкового додавання

$$x_{1,i} = \hat{x}_1 \oplus \hat{x}_2 \oplus \hat{x}_3 \oplus \dots \oplus \hat{x}_r. \quad (2)$$

В другому випадку матриця має вигляд (3) і, відповідно, декодування здійснюється за формулою (4).

Відмінність в цих методах полягає лише в апаратних витратах для зберігання значень, отриманих з каналу зв'язку. В першому випадку це r елементарних чарунок пам'яті, а в дру-

гому – $n \times r$. З урахуванням особливостей передавання інформації, які характеризуються використанням процесорної техніки та оброблюванням інформації в режимі реального часу такі апаратні витрати суттєвого значення не мають і на складність побудови пристрою приймання практично не впливають, оскільки оброблювання доцільно здійснювати в програмному режимі [5].

$$\hat{x}_2 = \begin{pmatrix} \hat{x}_{11} & \hat{x}_{12} & \dots & \hat{x}_{1n} \\ \hat{x}_{21} & \hat{x}_{22} & \dots & \hat{x}_{2n} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ \hat{x}_{r1} & \hat{x}_{r2} & \dots & \hat{x}_{rn} \end{pmatrix} \quad (3)$$

$$x_2 = \langle x_1, x_2, x_3, \dots, x_n \rangle, \quad (4)$$

$$\text{де } x_{1,i} = \hat{x}_{11} \oplus \hat{x}_{21} \oplus \hat{x}_{31} \oplus \dots \oplus \hat{x}_{r1};$$

$$x_{2,i} = \hat{x}_{12} \oplus \hat{x}_{22} \oplus \hat{x}_{32} \oplus \dots \oplus \hat{x}_{r2};$$

$$x_{n,i} = \hat{x}_{1n} \oplus \hat{x}_{2n} \oplus \hat{x}_{3n} \oplus \dots \oplus \hat{x}_{rn}.$$

Ефективна швидкість передавання знижується в r разів

$$R_C = \frac{v}{r \cdot n}. \quad (5)$$

МЕТА РОБОТИ

Таким чином, виходячи з урахуванням викладеного, необхідно побудувати математичну модель, співвідношення якої мають пов'язувати ефективну швидкість передавання з параметрами каналу передавання і необхідною кількістю повторювань при мажоритарному декодуванні. На підставі цього доцільно розробити адаптивний алгоритм, який дозволяє на засадах тестування каналу зв'язку вибирати оптимальні параметри передавання інформації.

МАТЕРІАЛ І РЕЗУЛЬТАТИ ДОСЛІДЖЕНЬ

Особливістю алгоритму передавання інформації з повторюванням є те, що він забезпечує декореляцію помилок, тобто імовірність виникнення помилки описується формулою Бернуллі для каналу з незалежними помилками. Визначивши імовірність правильного приймання кодової комбінації

$$p_{np} = 1 - p_{ном} = 1 - \sum_{i=1}^n C_n^i \cdot p_0^{ir} \cdot \langle p_0 \rangle^{-i \cdot r}, \quad (6)$$

взявши окрему похідну $\left(\frac{\partial p_{np}}{\partial r} \right)$ і дорівнявши її нулю, можна отримати рівняння

$$\begin{aligned} \left(\frac{\partial p_{np}}{\partial r} \right) &= - \sum_{i=1}^n C_n^i \langle p_0 \rangle^{ir} \cdot \langle p_0 \rangle^{-i \cdot r} \cdot \ln p_0 + \\ &+ \langle p_0 \rangle^{-i \cdot r} \cdot \langle p_0 \rangle^{ir} \cdot \langle p_0 \rangle^{-i \cdot r} \cdot \ln \langle p_0 \rangle. \end{aligned} \quad (7)$$

Розв'язання цього рівняння дає змогу визначити кількість повторювань r кодової комбінації довжини n , оптимальну для імовірності спотворення елементарного сигналу p_0 . Результати розрахунків зведені до табл. 1.

Використання у вигляді кодових комбінацій, що передаються, надлишкових (n, k) -кодів дозволяє суттєво збільшити вірогідність передавання. Оброблювання таких повторюваних

Таблиця 1
Співвідношення параметрів передавання

Імовірність помилки, p_0	Розраховане значення r
10^{-6}	0.899
10^{-5}	1.078
10^{-4}	1.346
10^{-3}	1.69
10^{-2}	2.466
10^{-1}	3.015

кодових комбінацій за критерієм “один з двох” або “два з двох” [6] призводить або до зменшення вірогідності передавання (в першому випадку) або до часткової втрати інформації (в другому). Це пов’язано з тим, що при наявності помилки в одній з кодових комбінацій, знищуються обидві. Такий недолік призводить до порушення пріоритетності параметрів – вірогідність передавання інформації завжди повинна мати вищий пріоритет ніж швидкість або час передавання, оскільки головною метою побудови системи є саме вірогідне передавання інформації.

Для цього випадку імовірність правильного приймання кодової комбінації становить

$$p_{np} = 1 - p_{ном} = 1 - \sum_{i=t+1}^n C_n^i \cdot p_0^{i \cdot r} \cdot (1 - p_0)^{-i \cdot r}. \quad (8)$$

Таблиця 2
Співвідношення параметрів передавання

Імовірність помилки, p_0	Розраховане значення r ($t = 1$)	Розраховане значення r ($t = 2$)
10^{-6}	0.56	0.425
10^{-5}	0.671	0.49
10^{-4}	0.801	0.612
10^{-3}	1.066	0.815
10^{-2}	1.503	1.162
10^{-1}	2.258	1.902

Аналогічно, наведеному вище, взявши окрему похідну $\left(\frac{\partial p_{np}}{\partial r}\right)$ і дорівнявши її нулю, можна отримати рівняння

$$\left(\frac{\partial p_{np}}{\partial r}\right) = - \sum_{i=t+1}^n C_n^i \cdot p_0^{i \cdot r} \cdot (1 - p_0)^{-i \cdot r} \cdot \ln p_0 + (1 - p_0)^{-i \cdot r} \cdot p_0^{i \cdot r} \cdot (1 - p_0)^{-i \cdot r} \cdot \ln (1 - p_0)^{-i \cdot r}. \quad (9)$$

Розв’язання цього рівняння дає можливість визначити кількість повторювань r кодової комбінації довжини n , оптимальну для імовірності спотворення елементарного сигналу p_0 при використанні у вигляді кодової

комбінації, що передається, надлишкових (n, k) -кодів. Результати розрахунків зведені до табл. 2. Аналіз показує, що суттєва різниця у необхідній кількості повторювань визначається лише для $p_0 = 10^{-3}$, хоча співвідношення (кількість інформаційних розрядів) / (загальна кількість розрядів) для розглянутих випадків відрізняється дуже суттєво.

Отримане з рівнянь (7) або (9) значення r необхідно округлити зверху до найближчого непарного числа. Лише в цьому випадку буде зберігатися принцип мажоритарності [4]. Для цього випадку ефективна швидкість передавання буде складати

$$R_C = \frac{k_v \cdot \nu}{n \cdot r}. \quad (10)$$

На рисунку 1 подані залежності помилок передавання від довжини кодової комбінації відповідно при триразовому (а) та п’ятиразовому (б) повторюванні. Відповідно до цього, доцільно визначити процедуру зміни алгоритму кодування. Оскільки передавання інформації з повторюванням використовується в складних ситуаціях, то за критерій зміни алгоритму кодування доцільно вибрати досягнення імовірністю безпомилкового передавання p_{np} мінімально вибраного граничного значення.

Якщо просте збільшення кількості повторювань інформаційних розрядів не дає позитивного ефекту, то необхідно у вигляді кодової комбінації використовувати код (n, k) , в якому n – загальна кількість розрядів кодової комбінації (інформаційних та контрольних), а k – кількість інформаційних розрядів.

Наведений аналіз дозволяє визначити процедуру адаптивного вибору методу кодування. Критерієм вибору методу доцільно вважати імовірність безпомилкового передавання p_{np} , оскільки співвідношення середнього значення кількості інформації k/n на одну кодову комбінацію пов'язано з цим параметром.

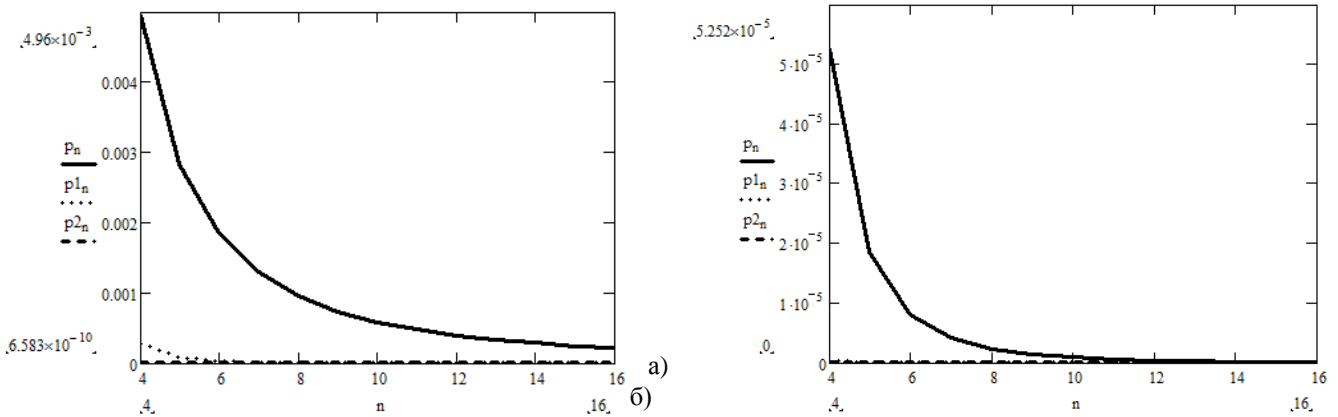


Рисунок 1. Залежності ймовірностей безпомилкового передавання від довжини кодової комбінації при триразовому (а) та п'ятиразовому (б) повторюванні кодової комбінації:
 p – передавання інформаційних k розрядів;
 p_1 – використання кодової комбінації з виправленням одної помилки;
 p_2 – використання кодової комбінації з виправленням двох помилок.

Досягнення мінімально допустимого граничного значення $p_{np,gr}$ вимагає зміни методу кодування, причому з усіх методів, які здатні забезпечити завдану імовірність безпомилкового передавання потрібно вибирати метод, який забезпечує максимальну ефективну швидкість R_C .

Рисунок 2 ілюструє високу якість методів передавання інформації з повторюванням саме в критичних ситуаціях, коли необхідно передавати інформацію окремими байтами, напівбайтами, або, навіть окремими бітами.

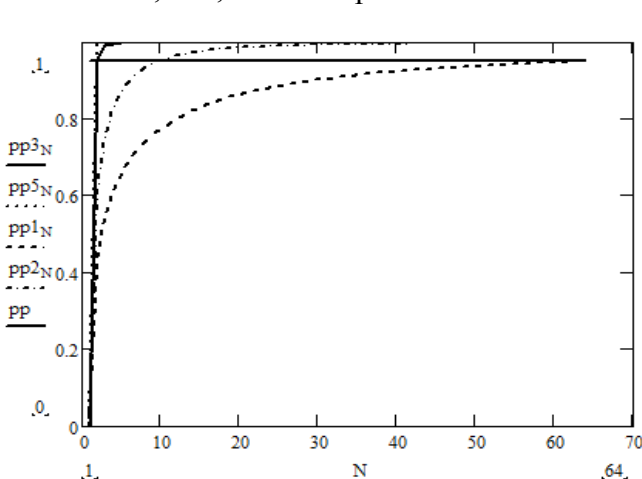


Рисунок 2. Імовірності виникнення помилок залежно від довжини кодової комбінації:
 pp_3 – трикратне передавання інформаційних розрядів;
 pp_5 – п'ятикратне передавання інформаційних розрядів;
 pp_1 – виправлення однієї помилки;
 pp_2 – виправлення двох помилок.

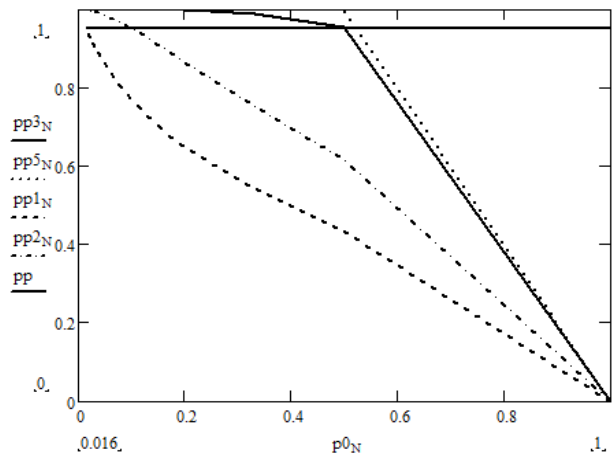


Рисунок 3. Імовірності безпомилкового передавання в залежності від імовірності спотворення елементарного сигналу

Аналіз наведених графіків безпомилкового передавання інформації (рис. 3) для вищевказаних методів залежно від імовірності спотворення елементарного сигналу кодової ком-

бінації p_0 , показує, що границя мінімально допустимого значення pp чітко визначає різницю у потенційній корегувальній здатності методів кодування, що дозволяє ввести їх чітку градацію за цим показником:

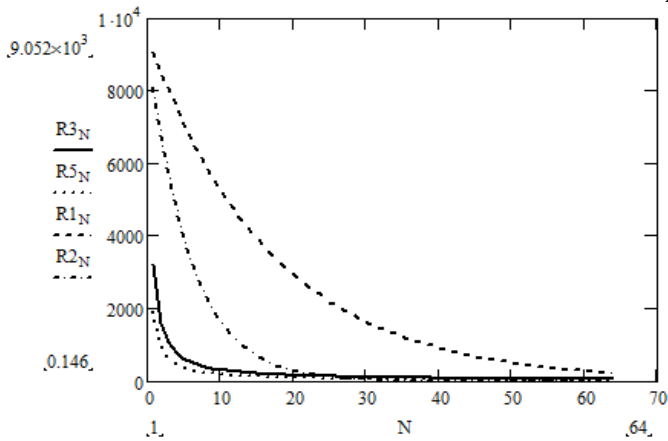


Рисунок 4. Ефективна швидкість передавання залежно від довжини кодової комбінації:

R_3 – трикратне передавання інформаційних розрядів;
 R_5 – п'ятикратне передавання інформаційних розрядів;
 R_1 – виправлення однієї помилки;
 R_2 – виправлення двох помилок.

також виступати складність програмної, апаратної чи комбінованої реалізації або інші аналогічні показники.

Простота реалізації такого алгоритму визначає перспективність його використання. Але, на практиці, побудова такого алгоритму пов'язана з певними складностями. Абсолютно працездатним цей алгоритм стає у випадку, якщо передавати кодову комбінацію з передавального на приймальний бік, потім у зворотному напрямку, порівнювати їх, і лише у випадку

- » коди з повторюванням і використанням (n, k) -кодів у вигляді кодової комбінації;
- » коди з повторюванням інформаційних розрядів кодової комбінації;
- » (n, k) -коди з виправленням різної кількості помилок.

На жаль, найбільш ефективні щодо вірогідності передавання методи кодування мають низьку ефективну швидкість передавання, що показує рис. 4. Але, враховуючи пріоритетність задач, про яку було сказано вище, необхідно вибирати той метод кодування, який забезпечує необхідну імовірність безпомилкового передавання. Якщо це забезпечують декілька методів, то доцільно здійснювати подальший вибір вже за критерієм найбільшої швидкості передавання, як це ілюструється рис. 4. Допоміжними критеріями вибору метода кодування можуть

збігу надавати на приймальний бік підтвердження щодо правильності приймання. Та, незважаючи на надійність алгоритму, він вимагає надмірних ресурсів каналу зв'язку, режиму симетричного напівдуплексу, а краще дуплексу тощо. Таким чином, для реалізації алгоритму передавання з повторюванням та арбітражем, необхідно з умов передавання визначити кратність повторювання кодових комбінацій, а для забезпечення абсолютної надійності використовувати заво-

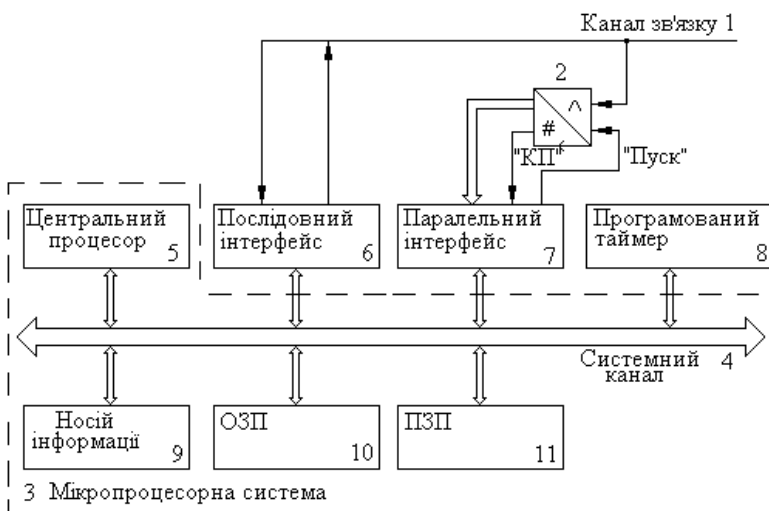


Рисунок 5. Структура пристрою реалізації метода передавання інформації з повторюванням

комп'ютера чи мікропроцесорного контролера для будь-якого режиму реєстрації (програмного опитування, переривань чи прямого доступу до пам'яті). Наведена нижче (рис. 5) структура ілюструє режим програмного опитування, як найбільш простий у реалізації.

Процес тестування каналу полягає у визначенні середнього значення напруги завад, що здійснюється в режимі вимкнення каналу (без передавання даних).

Реєстрацію значень напруги потрібно здійснювати в умовах, наближених до реального режиму передавання (з урахуванням швидкості) для уникнення динамічної похибки. Період вимірювання напруги завади можна визначати зі співвідношення

$$T_{\text{вим}} = \tau_{\text{інф}} = \frac{1}{k_{\nu} \cdot \nu}, \quad (11)$$

де $\tau_{\text{інф}}$ – час передавання одного інформаційного імпульсу.

При увімкненні живлення центральний процесор 5 здійснює ініціалізацію зовнішніх пристроїв і проводить розрахунок періоду вимірювання напруги завади відповідно до формули (11). Після цього здійснюється програмування таймера 8 на розрахований часовий інтервал і одночасно із його запуском через паралельний інтерфейс 7 формується сигнал “Пуск”.

Аналого-цифровий перетворювач 2 здійснює квантування рівня напруги завади відповідно до формули

$$N = \frac{U_{\xi}}{U_{\text{он}}} \cdot N_{\text{max}}, \quad (12)$$

де $U_{\text{он}}$ – значення опорної напруги аналого-цифрового перетворювача;

N_{max} – максимальний код, який може зареєструвати АЦП.

Після встановлення аналого-цифровим перетворювачем 2 сигналу “Кінець перетворення”, результат зчитується до персонального комп’ютера 3 через перший канал паралельного інтерфейсу 7 і записується до оперативного запам’ятовувального пристрою 10. Після цього центральний процесор 5 розпочинає контроль стану програмованого таймера 8, який працює в режимі від’ємного рахування. Стан нуля програмованого таймера 8 означає, що поточний період вимірювання завершений і розпочинається наступний. До лічильника програмованого таймера 8 знов записується код, який відповідає періоду вимірювання і цикл повторюється. Реєстрація продовжується до тих пір, поки весь масив значень не буде зареєстрований і записаний до оперативної пам’яті 10 персонального комп’ютера 3.

Зареєстрований масив значень напруги оброблюється за принципом пошуку середнього арифметичного, після чого визначається коефіцієнт перевищення рівня завади над базовим m . Це значення піддається перерахунку відповідно до формули

$$r = \lg m + 1. \quad (13)$$

Отриманий результат округлюється до найближчого непарного числа зі збільшенням і передається до приймача. На цьому підготовча частина завершується.

Байт інформації, що має передаватися, зчитується з носія персонального комп’ютера 3 і записується до послідовного інтерфейсу 6. Там він перетворюється на послідовний код і передається до каналу зв’язку 1. Цей байт передається r разів, після чого зчитується і передається наступний. Процес повторюється до тих пір, поки весь масив інформації не буде переданий.

На приймальному боці при увімкненні живлення центральний процесор 5 персонального комп’ютера 3 здійснює ініціалізацію послідовного інтерфейсу 6. Спочатку з каналу зв’язку 1 надходить інформація щодо кількості повторів.

Перший інформаційний байт, що r разів надходить з каналу зв’язку 1 до послідовного інтерфейсу 6, перетворюється ним на паралельний код і записується до оперативного запам’ятовувального пристрою 10 персонального комп’ютера 3.

Після зчитування з послідовного інтерфейсу 6 і записування до оперативного запам’ятовувального пристрою 10 персонального комп’ютера 3 всього масиву інформації, вона розбивається на блоки довжиною r байтів. Байти кожного блока розбиваються на розряди і однакові розряди порівнюються. Якщо розряд вміщує більшість одиниць, то він ідентифікується як одиниця, якщо нулів, – то як нуль. Сформований байт вважається ідентифікованим і записується на носій інформації 9 персонального комп’ютера 3. Таким чином відновлюються всі передані байти.

Метод пройшов апробацію під час впровадження у ВНТУ, а також на підприємствах “Вінницькі тепломережі”, “ВінницяГаз” та в банку “Аваль”. Результати експериментальної перевірки ілюструються графіками (рисунок 6, 7).

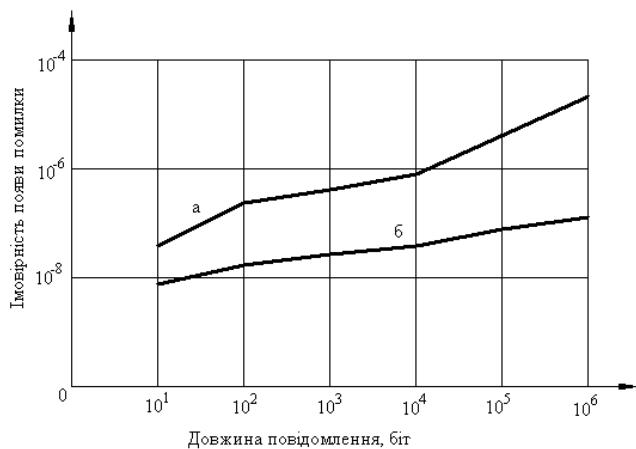


Рисунок 6. Тестування методу адаптації з арбітражем при передаванні:
а – трикратне передавання
б – п'ятикратне передавання.

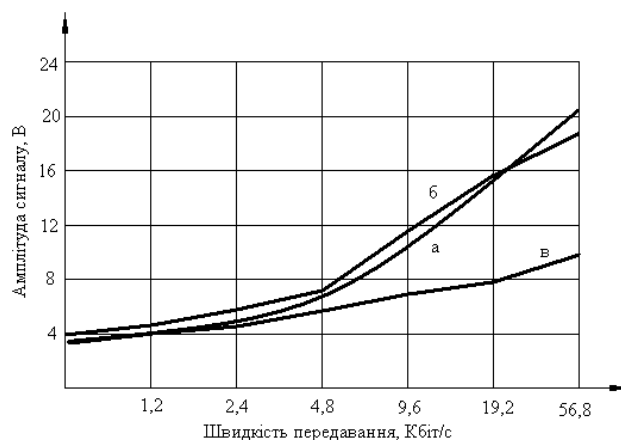


Рисунок 7. Теоретична та експлуатаційна характеристики пристрою, що реалізує метод адаптації з урахуванням граничних завдань:
а – теоретична;
б – експлуатаційна (без адаптації);
в – експлуатаційна з адаптацією.

ВИСНОВКИ

Таким чином, отримані математичні моделі, які пов'язують імовірність ідентифікації інформативного сигналу зі співвідношенням сигнал/шум, та математичні моделі, які дозволяють визначити максимальне значення ефективної швидкості передавання для реальних умов, метод та параметри кодування.

Запропоновано алгоритм передавання, який за результатами тестування каналу дозволяє визначити імовірність спотворення елементарного сигналу, після чого можна вибрати необхідну кількість повторювань передавання для умов мажоритарного декодування, що, на відміну від існуючих, може забезпечити підвищення ефективної швидкості передавання на 60% і відповідає каналному рівню взаємодії відкритих систем.

СПИСОК ВИКОРИСТАНОЇ ЛІТЕРАТУРИ

1. Основи техніки передавання інформації: [підруч. для студ. вищ. навч. закл.] / Р.Н. Кветний, М.М. Компанець, С.Г. Кривоугбченко, А.Я. Кулик – Вінниця: Універсум-Вінниця, 2002. – 358 с.
2. Алишов Н.И. Развитие методы взаимодействия ресурсов в распределённых системах: монография / Н.И. Алишов. – К.: Сталь, 2009. – 448 с.
3. Кузьмин И.В. Кодирование и декодирование в информационных системах / И.В. Кузьмин, В.И. Ключко, В.А. Литвин. – К.: Вища школа, 1985. – 190 с.
4. Кветний Р.Н. Методи адаптації пристроїв передавання інформації до параметрів каналу зв'язку: монографія / Р.Н. Кветний, А.Я. Кулик, С.Г. Кривоугбченко, Д.С. Кривоугбченко. – Вінниця: УНІВЕРСУМ-Вінниця, 2005. – 161 с.
5. Проективання мікропроцесорних засобів автоматики і управління: навч. посіб. [для студ. вищ. навч. закл.] / А.Я. Кулик, С.Г. Кривоугбченко, М.М. Компанець – Вінниця: ВДТУ, 2001. – 130 с.
6. Элементы теории передачи дискретной информации / Под ред. Пуртова Л.П. – М.: Связь, 1972. – 232 с.