

можна визначити без спеціально організованого експерименту. Може бути відсутнім етап формулювання цілей управління: настільки вони очевидні і природні. Але в кожному випадку при управлінні складним об'єктом повинен бути етап корекції моделі об'єкта управління. Необхідність цього етапу викликана складністю об'єкта управління. Тільки для простих об'єктів він може бути відсутнім.

Література

1. **Стеглов, В. К.** Проектування телекомунікаційних мереж: підручник для ВНЗ / В. К. Стеглов, Л. Н. Беркман. — К.: Техніка, 2002. — 792 с.
2. **Стеглов, В. К.** Оптимізація та моделювання пристроїв і систем зв'язку: підручник для ВНЗ / В. К. Стеглов, Л. Н. Беркман, Є. В. Кільчицький. — К.: Техніка, 2004. — 576 с.

3. **Стеглов, В. К.** Сучасні системи управління в телекомунікаціях / В. К. Стеглов, Б. Я. Костік, Л. Н. Беркман. — К.: Техніка, 2005. — 400 с.

4. **Бертсекас, Д.** Сети передачи данных / Д. Бертсекас, Р. Галлагер. — М.: Мир, 1989. — 544 с.

5. **Гаранин, М. В.** Системы и сети передачи информации / М. В. Гаранин, В. И. Журавлев, С. В. Кунегин. — М.: Радио и связь, 2001. — 320 с.

6. **Окунев, Ю. Б.** Принципы системного перехода к проектированию в технике связи / Ю. Б. Окунев, В. Г. Плотников. — М.: Связь, 1976. — 184 с.

7. **Математичні основи теорії телекомунікаційних систем** / [В. В. Поповський, В. Ф. Олійник та ін.]. — Х.: СМІТ, 2006. — 564 с.

8. **Стеглов, В. К.** Вимоги до системи управління інтелектуальною надбудовою / В. К. Стеглов, Л. Н. Беркман, О. І. Чумак // Радиотехніка. — 2001. — №123. — С. 104–109.

9. **Якубайтис, З. А.** Открытые информационные сети / З. А. Якубайтис. — М.: Радио и связь, 1991. — 208 с.

Рецензент: доктор техн. наук, професор **Л. Н. Беркман**, Державний університет телекомунікацій, Київ.

А. С. Дышчук

АНАЛИЗ ОСНОВНЫХ ЭТАПОВ УПРАВЛЕНИЯ В ТЕЛЕКОММУНИКАЦИЯХ: СИСТЕМА УПРАВЛЕНИЯ СЛОЖНЫМ ОБЪЕКТОМ

В основе любого управления лежит информация о том, какой необходимо иметь объект управления, т. е. множество целей такого управления. Эта информация определяет объект и систему управления. Поэтому ключевой задачей при проектировании систем управления является проведение анализа важнейших ее характерных особенностей и основных этапов управления сложным объектом.

В статье представлен алгоритмический анализ управления, результаты которого являются основой для принятия решения о создании системы управления и степени ее автоматизации.

Ключевые слова: система управления; телекоммуникации; сложные объекты; этап управления; множество целей.

A. S. Dyshchuk

THE ANALYSIS OF THE MAIN MANAGEMENT STAGES IN TELECOMMUNICATION: CONTROL SYSTEM IN REFERENCE TO COMPOSITE OBJECT

At the core of any management includes information on what should be the object, that is, its set objectives. This information identifies the object and system management. In recent years, developers are increasingly solved the problem of designing complex systems management facilities for which there is a problem of new concepts in the construction of control systems in networks FN for further synthesis. In this regard, the network management system design should take into account the features and benefits of each concept, namely the existence of standards in the field of industrial protocols and platform management; had used depending on the platform; support a graphical user interface; comprehensive control facilities and devices; system event notifications in the network; automatic collection and analysis of statistical data of the network and its individual components. Therefore, a key objective in the design of control systems is the analysis of the most important characteristics of the main stages and control of complex objects.

Keywords: management system; telecommunications; complex objects; stage of control; sets purpose.

УДК 621.391.3/.6

Ю. М. БОЙКО, канд. техн. наук, доцент,
Хмельницький національний університет

МОЖЛИВОСТІ ТУРБОКОДІВ ЩОДО ПІДВИЩЕННЯ ЕНЕРГЕТИЧНОГО ВИГРАШУ В КАНАЛАХ ПЕРЕДАВАННЯ ІНФОРМАЦІЇ

Розглянуто можливості сигнально-кодових конструкцій на основі турбокодів підвищувати енергетичний виграш кодування в каналах передавання інформації з фазовою маніпуляцією.

Ключові слова: турбо-коди; сигнально-кодова конструкція.

Вступ

Дотепер найбільш помітним досягненням теорії завадостійкого кодування є розробка турбокодів (ТК) [1]. Такі коди утворюються в результаті компонування двох чи більше складових кодів, які є різними варіантами чергування однієї інформаційної послідовності. Якщо для згорткових кодів (ЗК) декодер видає жорстко декодовані символи, то в каскадній схемі при використанні турбокоду для задовільної

роботи алгоритму декодування найчастіше беруть м'яку схему декодування [2; 3]. Таким чином, у системах із турбокодуванням декодування полягає в тому, щоб передати м'яку схему ухвалення рішення з виходу одного декодера на вхід іншого і повторювати цю процедуру доти, доки не буде отримано надійне рішення. Як було показано [4], у разі застосування в системах передавання інформації цифрової фазової маніпуляції в чистому вигляді доводиться стикатися з проблемою недостатньої завадостійкості. Для розв'язання цієї проблеми в сучасних системах передавання інформації можна поєднати цифрову маніпуляцію із завадостійким кодуванням [5].

Зауважимо, що перехід до багатопозиційних сигналів дозволяє підвищити питому швидкість передавання інформації, але завадостійкість при цьому знижується, оскільки зменшується енергетична ефективність.

Ефективні коди мають бути достатньо довгі зі структурою, подібною до структури випадкового шуму. Утім через збільшення довжини коду складність алгоритму декодування катастрофічно зростає. Тому тут стикаємося із завданням пошуку і синтезу кодів, що мають високу виправну здатність і водночас задовільну складність декодера [6–8].

У статті використано підхід, який передбачає пошук сигнально-кодових конструкцій (СКК) на основі турбокодів із метою оцінювання їх можливостей для телекомунікаційних систем (ТКС) передавання інформації.

Підхід до формування схеми каналу передавання інформації з турбокодуванням

Схему кодера ТК, який у загальному випадку можна подати як паралельне з'єднання двох рекурсивних систематичних кодерів, подано на рис. 1. Схему декодера турбокоду наведено на рис. 2.

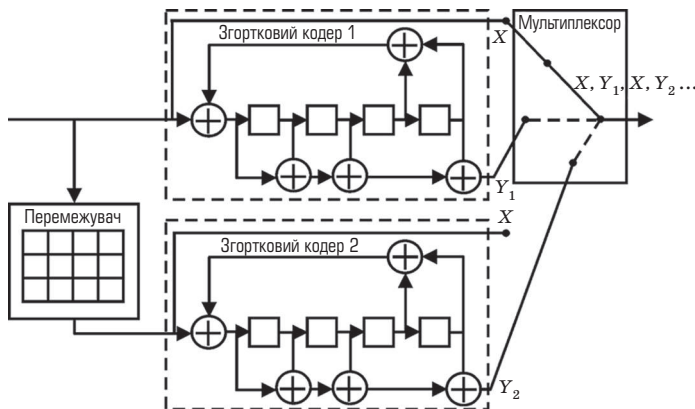


Рис. 1. Схема турбокодера

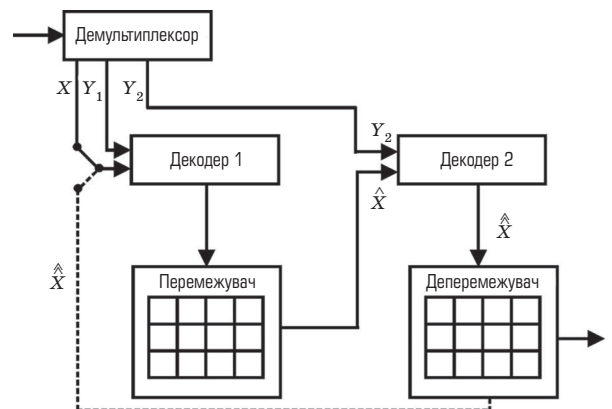


Рис. 2. Схема декодера турбокоду

Згорткові кодера 1 і 2 працюють зі швидкістю $1/2$. На вхід згорткового кодера 2 інформація потрапляє з виходу псевдовипадкового перемешувача. Кодова швидкість такого турбокодера в цілому буде $1/3$. У мультиплексорі здійснюється перфорація до швидкості $1/2$.

Завдяки використанню систематичних згорткових кодів у кодовому блоці можна виокремити систематичну та перевірну частини. Отже, маємо ситуацію, коли в канал передавання інформації надходять два кодові блоки: перший складається з перемішаної інформаційної частини, а другий із перевірної частини згорткового кодера 2. Дослідження показали, що структура перемешувача мало впливає на його ефективність. При декодуванні блок можна поділити на два кодові блоки, ідентичні зображеним на рис. 2, і використовувати два декодери, кожен із яких виконує декодування свого кодового блоку. Декодовану інформацію декодера 1 (декодера 2) з урахуванням перемешування використаємо як апріорну інформацію для декодера 2 (декодера 1) із метою остаточного з'ясування результату декодування. Отже, в такий спосіб виникає зворотний зв'язок між декодерами двох кодових блоків. Аналогічну операцію будемо виконувати багаторазово (проводити кілька ітерацій).

У схемі кожен із декодерів виносить рішення щодо переданого символу на основі критерію максимальної апостеріорної ймовірності (МАЙ). На першій ітерації на вхід декодера 1 потрапляють оцінки м'якого рішення щодо інформаційного символу систематичної і першої перевірної частини першого кодового блока. На виході декодера 1 формується оцінка м'якого рішення щодо інформаційного символу, яка далі використовується як апріорна інформація про нього для декодера 2. Цей декодер дає оцінку символу з виходу перемешувача на основі перевірної частини другого кодового слова. На другій і наступних ітераціях декодування ця оцінка поновлюється та використовується як апріорна інформація щодо переданого символу для декодера 1. Отже, на входи кожного з двох елементарних декодерів потрапляють м'які рішення, і результат декодування на виході декодера — також м'яке рішення. Остаточне ухвалення рішення про переданий інформаційний символ виносить декодер 2. Закінчення

процесу декодування настає або після виконання заданої кількості ітераційних циклів, або після того як значення поправки результату декодування досягне встановленого порогу.

Розглянемо алгоритм декодування для використання в рекурсивних кодах. Апостеріорна ймовірність того, що декодований біт даних $d_k = i$ можна вивести зі спільної ймовірності $\lambda_k^{i,m}$, набирає вигляду:

$$\lambda_k^{i,m} = P\{d_k = i, S_k = m | R_1^N\}, \quad (1)$$

де $S_k = m$ — стан кодера в момент часу k , а R_1^N — прийнята двійкова послідовність за час від $k = 1$ до $k = N$.

Отже, апостеріорна ймовірність того, що декодований інформаційний біт $d_k = i$ подається як двійкова цифра, дістаємо підсумовуванням сукупності ймовірностей за всіма станами:

$$P\{d_k = i | R_1^N\} = \sum_m \lambda_k^{i,m}, \quad i = 0,1. \quad (2)$$

Логарифмічне відношення функцій правдоподібності перепишемо як логарифм відношення апостеріорних імовірностей:

$$L(\hat{d}_k) = \log_2 \frac{\sum_m \lambda_k^{1,m}}{\sum_m \lambda_k^{0,m}}. \quad (3)$$

Для систематичного коду відношення функцій правдоподібності $L(\hat{d}_k)$, пов'язане з кожним декодованим бітом, можна описати як суму відношень функцій правдоподібності для \hat{d}_k поза модулятором та інших функцій правдоподібності, які породжуються декодером.

Використовуємо квадратурну фазову маніпуляцію (QPSK) і дискретний гауссів канал без пам'яті (AWGN) [4; 7].

Процес декодування турбокоду починається з формування апостеріорних імовірностей для всіх інформаційних бітів, які далі використовуються для зміни значень інформаційних бітів згідно з принципом МАЙ. У ході приймання спотвореної послідовності кодованих бітів реалізується схема ухвалення рішення на базі значень апостеріорних імовірностей і алгоритм МАЙ для визначення найбільш імовірного інформаційного біта, який має бути переданий за час проходження біта.

У формулі (1) R_1^N розумітимемо як спотворену послідовність кодованих бітів, передавану по каналу, демодульовану і подану на декодер відповідно до м'якої схеми рішення. Алгоритм МАЙ вимагає, щоб послідовність на виході демодулятора подавалась на декодер по одному блоку з N бітів за такт. Нехай R_1^N має такий вигляд:

$$R_1^N = \{R_1^{k-1}, R_k, R_{k+1}^N\}. \quad (4)$$

Тоді дістаємо:

$$\lambda_k^{i,m} = P(R_1^{k-1} | d_k = i, S_k = m, R_k^N) + P(R_{k+1}^{k-1} | d_k = i, S_k = m, R_k) + P(d_k = i, S_k = m, R_k) / P(R_1^N). \quad (5)$$

Позначимо перший доданок у правій частині рівняння (5) як α_k^m . Він характеризує пряму метрику стану для моменту k і стану m . Таким чином, для $i = 1, 0$ маємо:

$$P(\overbrace{R_1^{k-1}}^{\text{Несуттєвий}} | d_k = i, S_k = m, \overbrace{R_k^N}^{\text{Несуттєвий}}) = P(R_1^{k-1} (S_k = m))^{\det} = \alpha_k^m. \quad (6)$$

Зауважимо, що вирази $d_k = 1$ та R_k^N позначено як несуттєві, бо умову $S_k = m$ розуміємо як подію до моменту k , на яку не впливають вимірювання після моменту k . Отже, майбутня подія не впливає на минулу, а тому $P(R_1^{k-1})$ не залежить від того, що $d_k = i$, а послідовність дорівнює R_k^N . Але оскільки кодер має пам'ять, то його стан $S_k = m$ зумовлено минулою подією. Тому цей член значущий і його слід залишити у виразі.

Рівнянням (6) подається **пряма метрика** стану α_k^m для моменту k як імовірність того, що минула послідовність залежить лише від поточного стану, викликаного цією послідовністю.

Отже, у цьому кодері чітко бачимо ознаки марковського процесу.

Другий доданок у правій частині (5) являє собою **метрику, зворотну щодо метрики стану** β_k^m для моменту часу k і стану m . При цьому маємо:

$$P(R_{k+1}^N | d_k = i, S_k = m, R_k) = P(R_{k+1}^N | S_k = f(i, m))^{\det} = \beta_{k+1}^{f(i, m)}, \quad (7)$$

де $f(i, m)$ — наступний стан, який визначається входом i і станом m , а $\beta_{k+1}^{f(i, m)}$ — **зворотна метрика стану в момент $k + 1$ і стану $f(i, m)$** .

Рівняння (7) задовольняється, оскільки зворотна метрика стану $\beta_{k+1}^{f(i, m)}$ у наступний момент часу $k + 1$ подається як імовірність наступної послідовності, залежної від стану (у наступний момент $k + 1$), що, у свою чергу, є функцією вхідного біта і стану (у поточний момент k).

Третій доданок у правій частині рівняння (5) являє собою метрику гілки (у стані m у момент часу k), позначену $\delta_k^{i,m}$. Отже, можна записати такий вираз:

$$P(d_k = i, S_k = m, R_k) \det = \delta_k^{i,m}. \quad (8)$$

Урахувавши (5) – (8), дістанемо логарифмічне відношення функції правдоподібності для k -го біта даних:

$$L(\hat{d}_k) = \log_2 \left[\frac{\sum_m \alpha_k^m \delta_k^{i,m} \beta_{k+1}^{f(i,m)}}{\sum_m \alpha_k^m \delta_k^{0,m} \beta_{k+1}^{f(0,m)}} \right]. \quad (9)$$

Згідно з (6) можна подати α_k^m як суму всіх можливих переходів із моменту $k - 1$:

$$\alpha_k^m = \sum_{m'} \sum_{j=0}^1 P(d_{k-1} = j, S_{k-1} = m', R_1^{k-1} | S_k = m), \quad (10)$$

де R_1^{k-1} можна переписати як $\{R_1^{k-2} R_{k-1}\}$. Далі, використовуючи теорему Баєса, маємо:

$$\begin{aligned} \alpha_k^m &= \sum_{m'} \sum_{j=0}^1 P(R_1^{k-2} | S_k = m, d_{k-1} = j, S_{k-1} = m', R_{k-1}) + P(d_{k-1} = j, S_{k-1} = m', R_{k-1} | S_k = m) = \\ &= \sum_{j=0}^1 P(R_1^{k-2}, S_{k-1} = b(j, m)) P(d_{k-1} = j, S_{k-1} = b(j, m), R_{k-1}), \end{aligned} \quad (11)$$

де $b(j, m)$ — стан за попередньою гілкою, який відповідає входу j , що повертається назад у часі зі стану m .

Другий доданок у рівнянні (11) можна замінити першим, оскільки відомості про стан m' і вхід j у момент часу $k - 1$ повністю визначають шлях у стані $S_k = m$. Використавши рівняння (6) і (8) для спрощення позначень у рівнянні (11), дістанемо:

$$\alpha_k^m = \sum_{j=0}^1 \alpha_{k-1}^{b(j,m)} \delta_{k-1}^{j,b(j,m)}. \quad (12)$$

Таким чином, нова пряма метрика стану m у момент k є результатом підсумовування двох зважених метрик стану в момент $k - 1$.

Зважування метрик охоплює метрики гілок, пов'язаних із переходами, які відповідають інформаційним бітам 1 і 0.

Застосування двох різних типів позначень для параметра α ілюструє рис. 3. Тут запис $\alpha_{k-1}^{b(j,m)}$ використано для позначення прямої метрики стану в момент часу $k - 1$, якщо існують два можливі стани, залежні від того, чому дорівнює j — одиниці або нулю. Запис типу α_k^m застосуємо для позначення прямої метрики стану в момент k , якщо є два можливі переходи з попереднього моменту, які закінчуються в тому самому стані m у момент k .

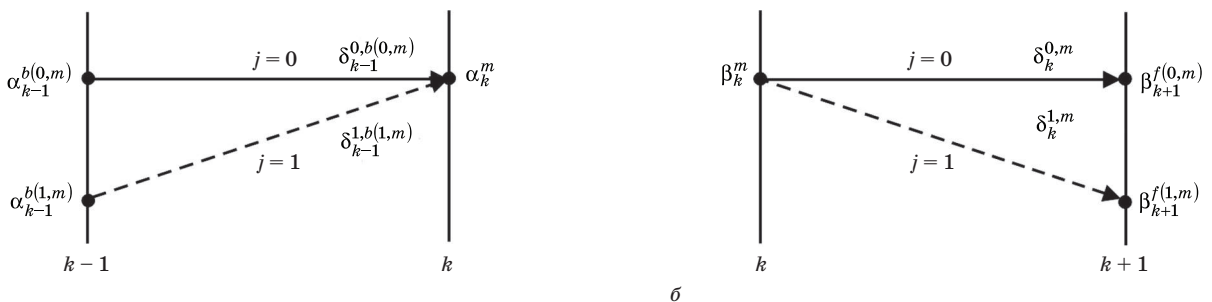


Рис. 3. Графічне подання розрахунку α_k^m і β_k^m : а — пряма гілка стану $\alpha_k^m = \alpha_{k-1}^{b(0,m)} \delta_{k-1}^{0,b(0,m)} + \alpha_{k-1}^{b(1,m)} \delta_{k-1}^{0,b(1,m)}$; б — зворотна метрика стану $\beta_k^m = \beta_{k+1}^{f(0,m)} \delta_k^{0,m} + \beta_{k+1}^{f(1,m)} \delta_k^{1,m}$; $\beta(j, m)$ — минулий стан, який відповідає вхідному j ; $f(i, m)$ — наступний стан, який визначається вхідним j і станом m ; $\delta_k^{1,m} = \pi_k^1 \exp(x_k u_k' + y_k v_k^1)$ — метрика гілки

Для моментів часу k і $k + 1$ (див. рис. 3, б) дістаємо:

$$\beta_k^m = \sum_{j=0}^1 P(R_{k+1}^N | S_{k+1} = f(i, m)) P(d_k = j, S_k = m, R_k) = \sum_{j=0}^1 \delta_k^{j,m} \beta_{k+1}^{f(j,m)}. \quad (13)$$

Нову метрику стану m у момент k дістаємо підсумовуванням двох зважених метрик стану в момент $k + 1$.

У розглядуваному алгоритмі виконується додавання метрик станів і метрик гілок та визначається логарифмічно правдоподібне число (розглядаємо м'яку схему) у такий спосіб, що за взятий період часу процес використовує метрики з усіх можливих переходів, щоб отримати повну статистичну картину інформаційних бітів у даному періоді.

Із рівняння (8) знаходимо:

$$P(d_k = i, S_k = m, R_k) = \delta_k^{i,m} = P(R_k | d_k = i, S_k = m) P(S_k = m | d_k = i) P(d_k = i). \quad (14)$$

У цьому рівнянні R_k являє собою послідовність $\{x_k, y_k\}$, де x_k — прийняті біти даних із шумом, а y_k — прийняті контрольні біти з шумом. Оскільки завади впливають на інформаційні біти та біти контролю парності незалежно, то поточний стан не залежить від поточного входу, а отже, може бути одним із 2^ϑ станів, де ϑ — кількість елементів пам'яті в згортковому коді системи. Отже, довжина кодового обмеження цього коду K дорівнює $\vartheta + 1$. Тоді маємо:

$$P(S = m | d_k = i) = \frac{1}{2^\vartheta}, \quad \delta_k^{i,m} = P(x_k | d_k = i, S_k = m) P(y_k | d_k = i, S_k = m) \frac{\pi'_k}{2^\vartheta}, \quad (15)$$

де π'_k — імовірність $P(d_k = i)$, тобто апіорна ймовірність d_k .

Імовірність $P(X_k = x_k)$ того, що випадкова величина X_k набуде значення x_k , пов'язана з функцією ймовірності $p_{x_k}(x_k)$ таким чином:

$$P(X_k = x_k) = p_{x_k}(x_k) dx_k. \quad (16)$$

Для гауссівського каналу, в якому шум має нульове середнє і дисперсію σ^2 , при заміні ймовірнісного члена в рівнянні (15) його функцією густини ймовірності дістаємо такий вираз:

$$\Lambda(\hat{d}_k) = \pi_k \exp\left(\frac{2x_k}{\sigma^2}\right) \frac{\sum_m \alpha_k^m \exp\left(\frac{y_k v_k^{i,m}}{\sigma^2}\right) \beta_{k+1}^{f(1,m)}}{\sum_m \alpha_k^m \exp\left(\frac{y_k v_k^{0,m}}{\sigma^2}\right) \beta_{k+1}^{f(0,m)}} = \pi_k \exp\left(\frac{2x_k}{\sigma^2}\right) \pi_k^e, \quad (17)$$

де $\pi_k = \pi'_k / \pi_k^0$ — вхідне відношення апіорних імовірностей (апіорна правдоподібність), а π_k^e — зовнішня вихідна правдоподібність, отримана в момент часу k , тобто фактор корекції (коригувальний член) унаслідок кодування, який змінює вхідні апіорні відомості про біти даних. У турбокоді такі коригувальні члени проходять з одного декодера в інший, для того щоб поліпшити відношення функцій правдоподібності для кожного інформаційного біта і таким чином мінімізувати ймовірність появи помилок декодування.

Отже, процес декодування супроводжується використанням рівняння (17) для отримання кількох ітерацій $\Lambda(\hat{d}_k)$. Зовнішня правдоподібність π_k^e , яку дістаємо з конкретної ітерації, замінює апіорну правдоподібність π_{k+1} для наступної ітерації.

Зазначимо також, що асимптотична границя для турбокодів визначається виразом [4]:

$$P_{\text{пом}} \geq \frac{1}{L} Q\left(\sqrt{2d_f R \frac{E_b}{N_0}}\right) \sum_{\omega=1}^L \omega C_{\omega, d_f}, \quad (18)$$

де L — розмір блока, який зазнає перемежування; d_f — вільна відстань турбокоду; ω — вага коду; C_{ω, d_f} — кількість кодових послідовностей із вагою d_f ; R — швидкість кодування.

Дослідження можливостей СКК на основі турбокодів для телекомунікаційних каналів передавання інформації

Продуктивність каналу передавання інформації з кодуванням визначається частотою появи помилок щодо енергетичного ресурсу каналу за даної швидкості.

Проаналізуємо ефективність використання запропонованих кодів та СКК у разі адитивного каналу із білим гауссівським шумом (AWGN), для якого енергетичний вигравш задається відношенням сигнал/шум (E_b/N_0).

Відомості про помилки подаватимемо за допомогою імовірності бітових помилок (BER), що визначає частоту помилок для окремих бітів, і FER — частоти помилок кадрів (фреймів). Ці два параметра помилок добре корелюють один з одним для будь-якого заданого коду, але при проведенні аналізу слід окреслити припущення про незалежність помилок. Якщо кадр містить Z незалежних бітів, то вважаємо, що $FER = 1 - (1 - BER)^Z$. Це припущення справджується для некодованих кадрів у гауссівському каналі [9]. При проведенні досліджень слід узяти до уваги, що ефективність коду, який використовується в телекомунікаційному каналі передавання інформації, залежить від швидкості R кодування.

Проведемо дослідження схеми каналу передавання інформації з турбокодуванням засобами імітаційного моделювання, використавши наведену на рис. 4 підсистему Turbo Encoder, яка згідно з рис. 1 містить два згорткові кодери, перемишувач та мультиплексор.

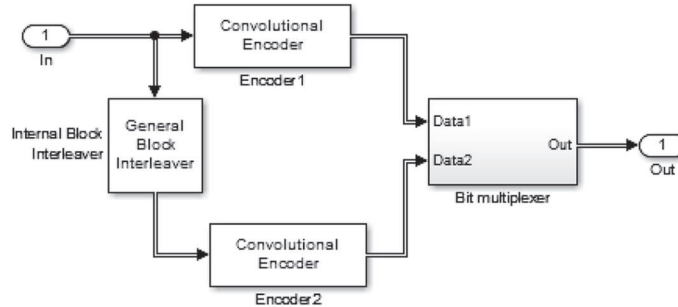


Рис. 4. Підсистема кодера турбокоду

Використаємо також підсистему Turbo Decoder (рис. 5), до складу якої входять два декодери APP Decoder максимальної апостеріорної ймовірності, які згідно з рис. 2 та рівняннями (4) – (17) виконують декодування турбокоду.

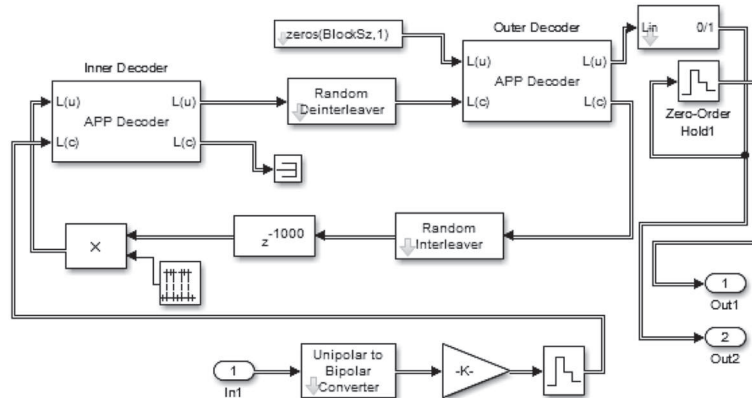


Рис. 5. Підсистема декодера турбокоду

Скориставшись підсистемами, поданими на рис. 4 і 5, побудуємо схему каналу передавання інформації з турбокодуванням (рис. 6), відповідно до якої сформована генератором Bernoulli Binary Generator імпульсна послідовність (рис. 7) надходить на підсистему турбокодера зі структурою треліс-модуляції (див. рис. 4), а далі на модулятор QPSK. Зазначені компоненти схеми утворюють у сукупності підсистему «передавач». Після каналу передавання інформації AWGN потік даних, що зазнав синхронізації та демодуляції, надходить на підсистему декодера турбокоду, зображену на рис. 5 [10].

Констеляційні діаграми, спектр сигналу та криві завадостійкості наведено відповідно на рис. 8, 9 і 10. Симуляцію проведено на «нульовій» частоті.

Результати дослідження завадостійкості каналу передавання інформації з турбокодуванням при швидкості кодування, що дорівнює 1/2, 1/3, 1/4 і 1/6, та довжині інформаційного блока, яка становить 1784, 3568, 7136, 8920 і 16 384 біт, ілюструє рис. 11. Моделювання здійснювалось за правилом фіксованої ітерації, коли робота декодера припинялась після десяти ітерацій.

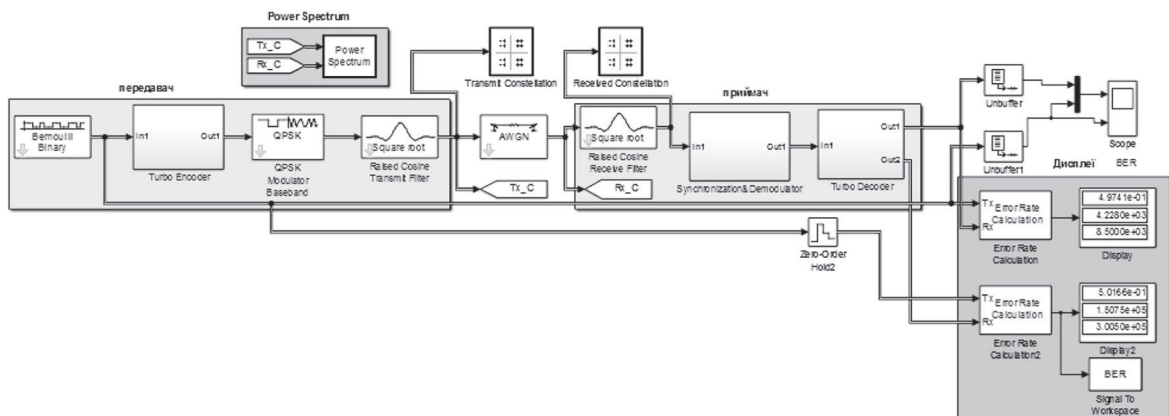


Рис. 6. Імітаційна схема для дослідження СКК на основі турбокодів і QPSK

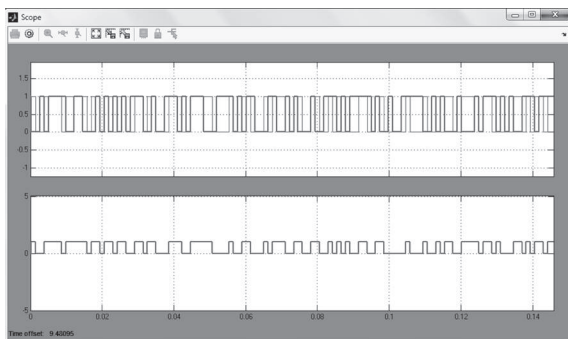


Рис. 7. Бітові послідовності в каналі передавання даних

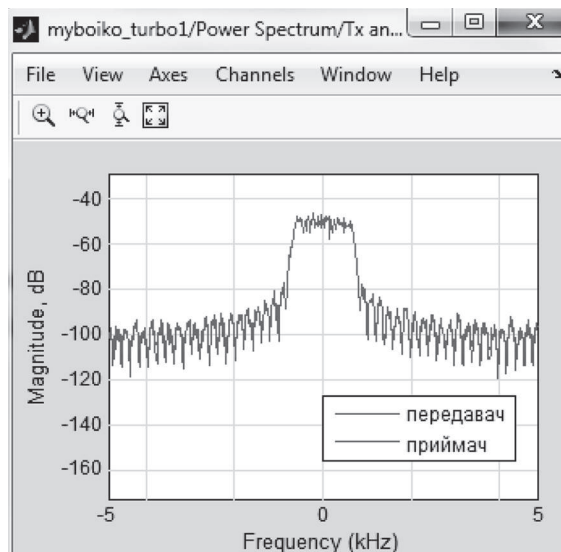
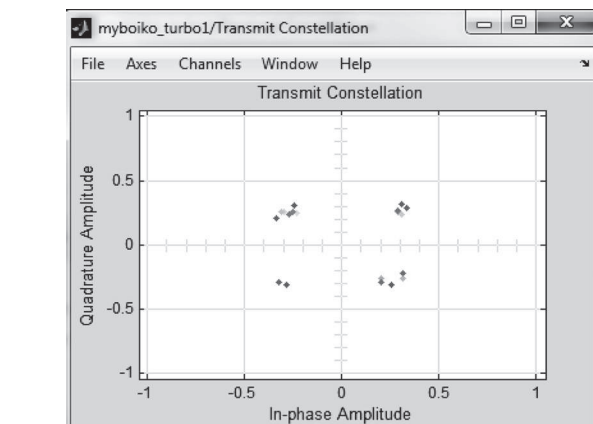
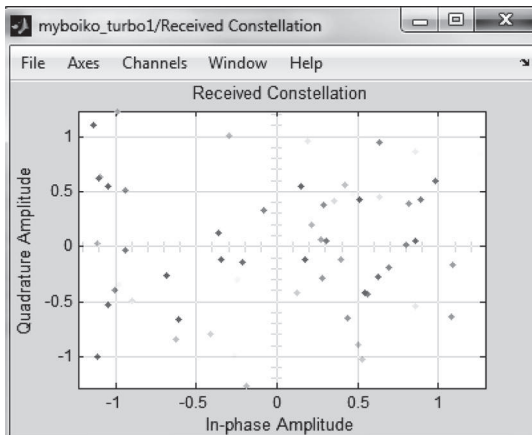


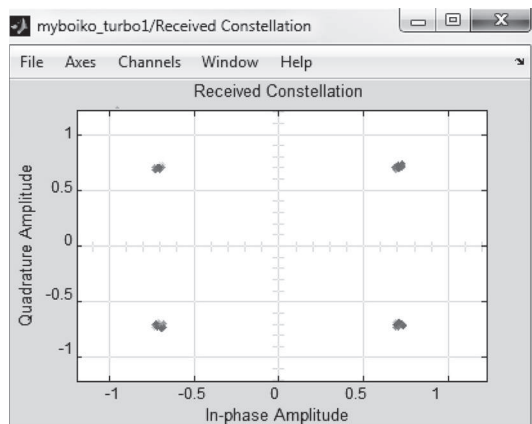
Рис. 9. Енергетичний спектр сигналу



а



б



в

Рис. 8. Констеляційні діаграми сигналу: а — на передавальному боці; б — на приймальному боці за відсутності синхронізації; в — на приймальному боці після синхронізації

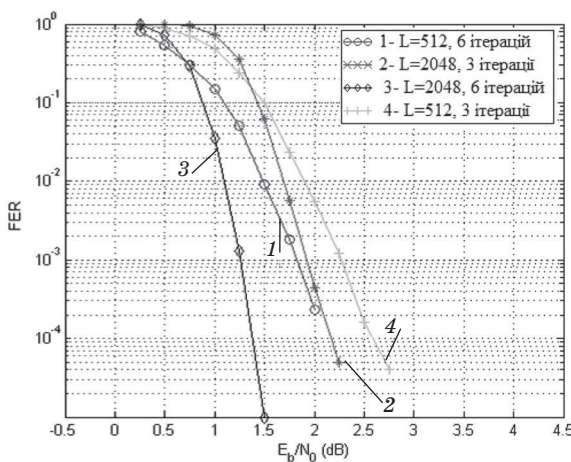


Рис. 10. Графіки залежності FER від довжини фрейма L та кількості ітерацій при турбокодуванні

Зауважимо, що для досягнення порогу появи бітових помилок (BER) на рівні 10^{-4} і відношення сигнал/шум на рівні 0,1; 0,15; 0,4; 1,1 дБ використовувались швидкості 1/6, 1/4, 1/3, 1/2. Аналогічний підхід використано при визначенні FER для досягнення ймовірності помилки на рівні 10^{-4} (табл. 1–6).

На рис. 12 подано залежності впливу кількості ітерацій для вхідних «м'яких» бітів на відношення сигнал/шум ($BER = 10^{-5}$).

Результати дослідження завадостійкості турбокодів у разі використання правила затримки унаочнює рис. 13.

У процесі дослідження використовувалось правило зупинки після десяти ітерацій. Як дослідну було взято СКК на основі турбокоду і QPSK. Роль базової відіграла СКК для каскадного коду такої конфігурації: ЗК + код Ріда–Соломона (PC) (171, 133 (7, 1/2) + 225, 223) при $R = 1/2$ + QPSK, код PC із виправною здатністю $t = 16$ (табл. 1–5), а також СКК типу ЗК (171, 133 (7, 1/2) + QPSK) при $R = 1/2$ — м'яке рішення (табл. 6) [11].

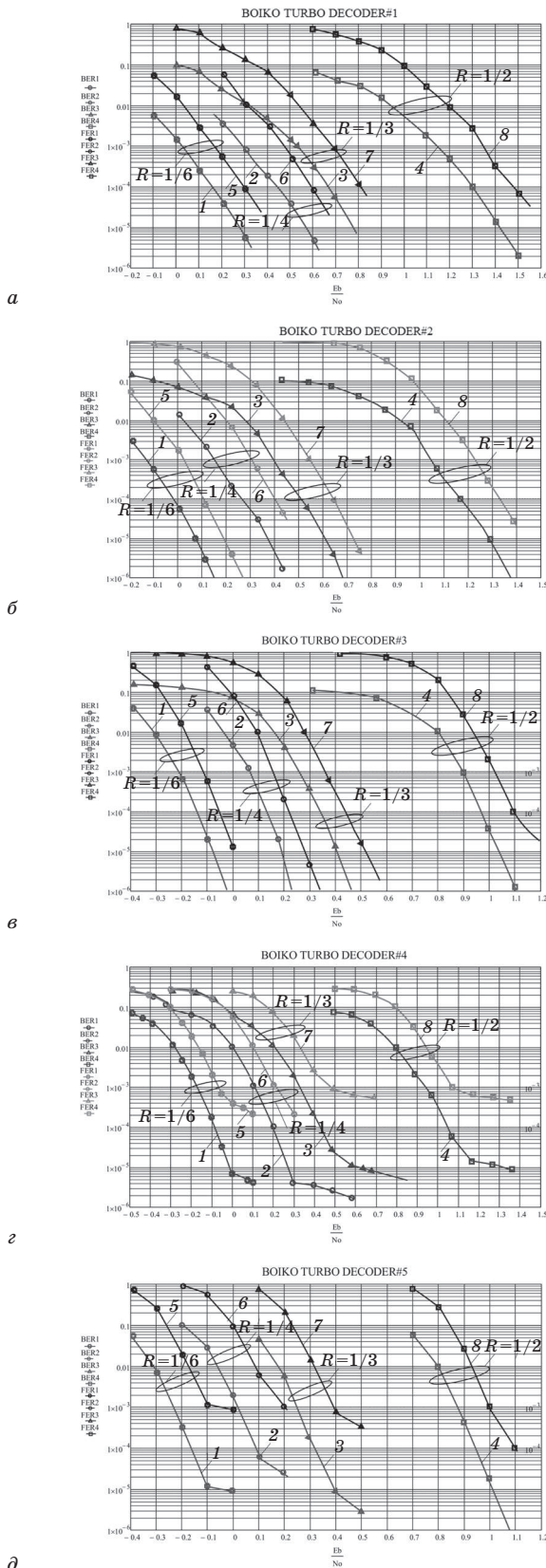


Рис. 11. Залежності для визначення BER (криві 1-4) і FER (криві 5-8) для швидкості кодування $R = 1/2, 1/4, 1/3$ і $1/6$ у разі використання турбокодів із різним розміром блока, біт: 1784 (а); 3568 (б); 7136 (в); 8920 (г); 16 384 (д) — за результатами виконання десяти ітерацій при різних значеннях R : криві 1, 5 — $R = 1/6$; криві 2, 6 — $R = 1/4$; криві 3, 7 — $R = 1/3$; криві 4, 8 — $R = 1/2$

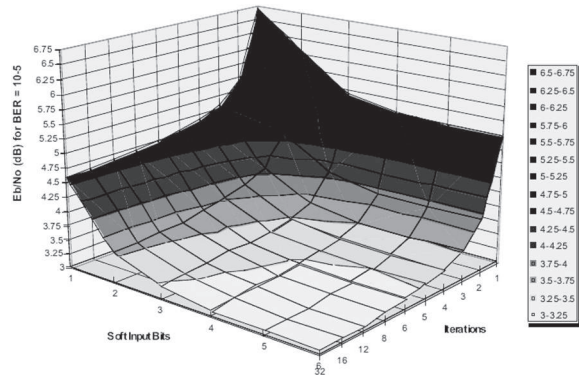


Рис. 12. Залежності для визначення впливу кількості ітерацій на відношення сигнал/шум ($BER = 10^{-5}$)

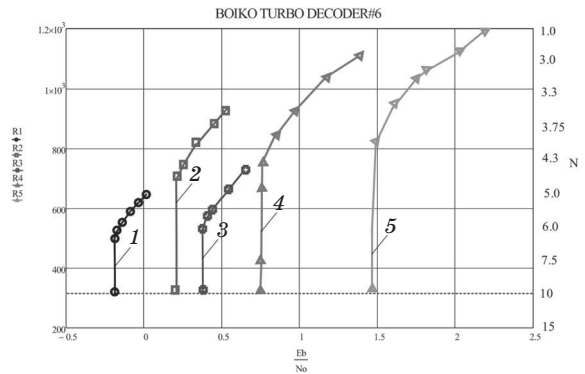


Рис. 13. Графіки для оцінювання завадостійкості при різних значеннях середньої швидкості R , кбіт/с, у разі використання правила зупинки ($FER = 10^{-4}$), різних значеннях середньої кількості N ітерацій і різного розміру блока, біт: 8920 (крива 1 при $R = 1/6$); 1784 (крива 2 при $R = 1/6$); 8920 (крива 3 при $R = 1/3$); 1784 (крива 4 при $R = 1/3$); 1784 (крива 5 при $R = 1/2$)

Таблиця 1
Експериментальні дані щодо визначення енергетичного виграшу кодування (ЕВК) для турбокоду з розміром блока 1784 біт

Швидкість кодування	Рівень BER	Рівень FER	ЕВК, дБ	
			BER	FER
1/2	10^{-4}	10^{-4}	1,1	0,83
1/3	10^{-4}	10^{-4}	1,65	1,5
1/4	10^{-4}	10^{-4}	1,85	1,7
1/6	10^{-4}	10^{-4}	2,15	2,0

Таблиця 2
Експериментальні дані щодо визначення енергетичного виграшу кодування для турбокоду з розміром блока 3568 біт

Швидкість кодування	Рівень BER	Рівень FER	ЕВК, дБ	
			BER	FER
1/2	10^{-4}	10^{-4}	1,35	1,20
1/3	10^{-4}	10^{-4}	1,98	Насичення турбокоду
1/4	10^{-4}	10^{-4}	2,21	Насичення турбокоду
1/6	10^{-4}	10^{-4}	2,46	Насичення турбокоду

Таблиця 3

Експериментальні дані щодо визначення енергетичного виграшу кодування для турбокоду з розміром блока 7136 біт

Швидкість кодування	Рівень BER	Рівень FER	ЕВК, дБ	
			BER	FER
1/2	10^{-4}	10^{-4}	1,32	1,21
1/3	10^{-4}	10^{-4}	1,95	1,85
1/4	10^{-4}	10^{-4}	2,18	2,08
1/6	10^{-4}	10^{-4}	2,45	2,36

Таблиця 4

Експериментальні дані щодо визначення енергетичного виграшу кодування для турбокоду з розміром блока 8920 біт

Швидкість кодування	Рівень BER	Рівень FER	ЕВК, дБ	
			BER	FER
1/2	10^{-4}	10^{-4}	1,26	Насичення турбокоду
1/3	10^{-4}	10^{-4}	1,88	Насичення турбокоду
1/4	10^{-4}	10^{-4}	2,10	2,00
1/6	10^{-4}	10^{-4}	2,38	2,20

Таблиця 5

Експериментальні дані щодо визначення енергетичного виграшу кодування для турбокоду з розміром блока 16 384 біт

Швидкість кодування	Рівень BER	Рівень FER	ЕВК, дБ	
			BER	FER
1/2	10^{-4}	10^{-4}	1,35	1,20
1/3	10^{-4}	10^{-4}	1,98	Насичення турбокоду
1/4	10^{-4}	10^{-4}	2,21	Насичення турбокоду
1/6	10^{-4}	10^{-4}	2,46	Насичення турбокоду

Таблиця 6

Експериментальні дані щодо визначення енергетичного виграшу кодування для турбокоду з розміром блока 1784 біт (м'яке рішення)

Швидкість кодування	Рівень BER	Рівень FER	ЕВК, дБ	
			BER	FER
1/2	10^{-4}	10^{-4}	2,00	0,82
1/3	10^{-4}	10^{-4}	2,62	2,5
1/4	10^{-4}	10^{-4}	2,87	2,7
1/6	10^{-4}	10^{-4}	3,14	3,00

Зауважимо, що на рис. 13 по осях відкладено граничне значення E_b/N_0 (E_b — енергія, необхідна для передавання одного біта інформації; N_0 — спектральна густина потужності шуму), необхідне для досягнення FER на рівні 10^{-4} , середня швидкість кодування R при кількості ітерацій, яка дорівнює 10.

Результати дослідження дозволяють встановити необхідний компроміс між швидкістю кодування та відношенням сигнал/шум при фіксованій кількості ітерацій [12].

Висновки

1. Для реалізації турбодекодера використано декодер із м'яким входом і м'яким виходом, де з метою генерації апостеріорної ймовірності згідно з м'якою схемою на виході для кожного декодованого біта запропоновано алгоритм, використовуваний у рекурсивних кодах замість алгоритму Вітербі.

2. Як показали дослідження, перехід від швидкості кодування 1/2 до 1/6 дозволить підвищити завадостійкість телекомунікаційної системи передавання інформації. Загалом, для використаної довжини інформаційного блока, енергетичний виграш кодування становив близько 3 дБ при BER (FER) 10^{-4} .

3. Результати дослідження вказують на підвищення завадостійкості зі збільшенням кількості ітерацій для визначеної довжини фрейма в ТК.

4. Як показали дослідження, крутість характеристики ТК знижується зі зростанням відношення E_b/N_0 , а отже, маємо ефект насичення ймовірності помилки.

Література

1. Berrou, C. Near Shannon Limit error-correcting coding and decoding: turbo-codes / C. Berrou, A. Glavieux, P. Thitimajshima // IEEE Intern. Conf. On Commun. (ICC), Geneva, Switzerland.— May 1993.— P. 1064–1070.

2. Банкет, В. Л. Эффективность применения турбо-кодов в телекоммуникационных системах / В. Л. Банкет, С. Д. Прокопов // Наук. праці УДАЗ ім. О. С. Попова.— 2000.— №3.— С. 36–41.

3. Банкет, В. Л. Сигнально-кодовые конструкции в телекоммуникационных системах / В. Л. Банкет.— О.: Фенікс, 2009.— 180 с.

4. Boiko, J. Improving noise immunity of QPSK demodulation of signals in digital satellite communication systems / Juliy Boiko, Victor Stetsiuk, Victor Michan // TCSET'2012 IEEE. 21 24 February, Lviv – Slavske.— P. 257.

5. Boiko, J. M. Improvements Encoding Energy Benefit in Protected Telecommunication Data Transmission Channels / Juliy Mikolayovych Boiko, Alexander Ivanovych Eromenko // Communications. Science Publishing Group, USA.— 2014.— Vol. 2, No. 1.— P. 7–14.

6. **Boiko, J. M.** *Solutions Improve Signal Processing In Digital Satellite Communication Channels* / J. M. Boiko, A. I. Eromenko // 20th International IEEE conference on microwaves, radar and wireless communications. MIKON-2014.— June 16–18, Gdansk – Poland.— P. 126–129.

7. **Boiko, J.** *Noise immunity assessment in telecommunication systems with cascade encoding structures* / Juliy Boiko, Oleksander Eromenko // TCSET'2014 IEEE. 25 February – 1 March, Lviv – Slavske.— P. 431–433.

8. **Boiko, J. M.** *Improving effectiveness for processing signals in data transmission channels with phase manipulation* / J. M. Boiko // 23rd International IEEE Crimean Conference «Microwave & Telecommunication Technology» September 9–13, 2013, Sevastopol.— P. 262–263.

9. **Liv, R.** *Securing Wireless Communications at the Physical Layer* / R. Liv, W. Trappe // Springer Science&Business Media, London – USA, 2009.— P. 396.

10. **Бойко, Ю. М.** *Підвищення завадостійкості блоків оброблення сигналів супутникових засобів телекомунікацій на основі модифікованих схем синхронізації* / Ю. М. Бойко // Вісник НТУУ КПІ. Телекомунікації, радіолокація і навігація, електроакустика.— К., 2015.— № 61.— С. 91–107.

11. **Boiko, J. M.** *Modeling satellite data transmission channel with cascade signal-code structures* / J. M. Boiko // Modern directions of theoretical and applied researches.— Odessa, 2013.— 19–30 March.

12. **Бойко, Ю. М.** *Дослідження граничної завадостійкості телекомунікаційних систем із ефективним кодуванням* / Ю. М. Бойко, О. І. Єрьоменко // ВІСНИК-15-2015: матеріали XVI Міжнар. наук.-практ. конф. (Одеса, 10–14 вересня 2015 р.).— Одеса: Одес. нац. акад. зв'язку ім. Попова, 2015.— С. 84–86.

Рецензент: доктор техн. наук, професор А. І. Семенко, Державний університет телекомунікацій, Київ.

Ю. Н. Бойко

ВОЗМОЖНОСТИ ТУРБОКОДОВ ПО ПОВЫШЕНИЮ ЭНЕРГЕТИЧЕСКОГО ВЫИГРЫША В КАНАЛАХ ПЕРЕДАЧИ ИНФОРМАЦИИ

Рассмотрены возможности сигнально-кодовых конструкций на основе турбокодов по повышению энергетического выигрыша кодирования в каналах передачи информации с фазовой манипуляцией.

Ключевые слова: турбокоды; сигнально-кодовая конструкция.

J. M. Boiko

THE POSSIBILITIES OF SIGNAL-CODE CONSTRUCTIONS TO IMPROVE ENERGY CODING GAIN IN THE TRANSMISSION INFORMATION CHANNELS

The article deals the possibilities of signal-code constructions based on turbo codes to improve energy coding gain in the channels of transmission information with phase shift keying.

Keywords: turbo-codes; signal-code construction.

УДК 621.398.39

О. М. ТКАЛЕНКО,

Державний університет телекомунікацій, Київ

МЕТОДИКА ПАРАМЕТРИЧНОГО СИНТЕЗУ ЦИФРОВИХ НЕЧІТКИХ РЕГУЛЯТОРІВ ДЛЯ ВИКОРИСТАННЯ В СИСТЕМАХ АРПП

Запропоновано вдосконалену методику параметричного синтезу нечітких (таких, що працюють на базі нечіткої логіки) регуляторів із використанням відповідної математичної теорії і розроблено принципову модель нечіткого регулятора.

Ключові слова: адаптивний радіоканал зв'язку; потужність; нечітка логіка; цифровий нечіткий регулятор; якість; завмирання; синтез; математична модель; математичне моделювання; фазі-система.

Вступ

Аналіз адаптивних систем радіозв'язку показує, що всі способи адаптації ефективні лише тоді, коли на робочих частотах забезпечується достатнє перевищення рівня сигналу над рівнем завад. Один із методів боротьби зі швидкими загасаннями, що має на меті підвищення надійності та економічності зв'язку, полягає у використанні систем автоматичного регулювання потужності передавачів (АРПП). Застосування системи АРПП дозволяє істотно зменшувати середню потужність випромінювання, збільшувати прихованість зв'язку та значно успішніше розв'язувати завдання електромагнітної сумісності різних радіозасобів. Особливою актуальності такі системи набувають тоді, коли йдеться про наддалекі рухомі та стаціонарні ТРЛ.

Система АРПП із погляду теорії автоматичного управління являє собою нестационарну замкнену систему автоматичного управління. Нестационарність системи зумовлюється середовищем поширення сигналу, що входить як ланка у прямий і зворотний канал системи. Функції регулятора для такої системи доцільно покласти на цифровий регулятор, який працює на базі нечіткої логіки.