3. Скляр Б. Цифровая связь / Б. Скляр. – М.: СПб.: К.: Вильямс, 2004. – 1104 с.

4. Семенко А.І. Оцінка інформаційно-енергетичної ефективності телекомунікаційних радіосистем // А. І. Семенко, Г. О. Гринкевич // Зб. тез VII Міжнар. наук.-технічної конф. «Сучасні інформаційно-комунікаційні технології» COMINFO'2011-LIVADIA. АР Крим, Ялта-Лівадія, 10-14 жовтня 2011 р. – С. 64-65.

5. Семенко А. І. Визначення потужності передавача в безпроводовій телекомунікаційній системі, необхідної для заданої помилки прийому сигналу / А. І. Семенко, Г. О. Гринкевич // Сб. тез. VI Международ. научно-технич. симпозиума «Новые технологии в телекоммуникациях» ГУИКТ-КАРПАТЫ'2013. – Вышков. – 21-24 января 2013 г.

6. Семенко А. І. Залежність інформаційно-енергетичної ефективності телекомунікаційних радіосистем від помилки прийому сигналу / А. І. Семенко, Г. О. Гринкевич // Сб. тезисов VI Междунар. научно-технич. симпозиума «Новые технологии в телекоммуникациях» ГУИКТ-КАРПАТЫ'2013. – Вышков. – 21-24 января 2013 г.

УДК 621.391

Жураковський Б.Ю., к.т.н. *(Державний унів-т інформаційно-комунікаційних технологій)*
Хахлюк О.А. *(Алкатель-Луцент)*

ВИБІР ЗАВАДОСТІЙКОГО КОДУ ДЛЯ СИСТЕМ УПРАВЛІННЯ

Жураковський Б.Ю., Хахлюк О.А. Вибір завадостійкого коду для систем управління. В роботі приведені обмеження при передаванні управляючої інформації по каналу, а також можливості зменшення дисперсії ймовірності помилки в повідомленні та дисперсії затримки повідомлень в каналі. Обгрунтований вибір завадостійкого коду для систем управління, приведене порівняння деяких кодів. Розрахована залежність ймовірності невиявленої помилки від кодової відстані для цих кодів.
Ключові слова: БАГАТОКРИТЕРІАЛЬНА ОПТИМІЗАЦІЙНА ЗАДАЧА, ЗАВАДОСТІЙКИЙ КОД, ЙМОВІРНОСТІ НЕВИЯВЛЕНОЇ ПОМИЛКИ, КОДОВА ВІДСТАНЬ

Жураковский Б.Ю., Хахлюк А.А. Выбор помехоустойчивого кода для систем управления. В статье приведены ограничения при передаче управляющей информации по каналу, а также возможности уменьшения дисперсии вероятности ошибки в сообщении и дисперсии задержки сообщений в канале. Обоснован выбор помехоустойчивого кода для систем упраления, проведено сравнение некоторых кодов. Расчитана зависимость вероятности невыявленой ошибки от кодового расстояния для этих кодов.
Ключевые слова: МНОГОКРИТЕРИАЛЬНАЯ ОПТИМИЗАЦИОННАЯ ЗАДАЧА, ПОМЕХОУСТОЙЧИВЫЙ КОД, ВЕРОЯТНОСТИ НЕВЫЯВЛЕННОЙ ОШИБКИ, КОДОВОЕ РАССТОЯНИЕ

Zhurakovskyi B.Iu., Khakhliuk O.A. Choice of antijamming code for control system. In the article resulted limitation at the transmission of managing information on a channel, and also possibility of diminishing of dispersion of probability of error in a report and dispersion of delay of report in a channel. The choice of antijamming code is reasonable for the systems of control. Comparison of some codes is conducted. Calculated the dependence of the probability of indefinite errors with the code distance for these codes.
Keywords: MULTICRITERION OPTIMIZATION TASK, ANTIJAMMING CODE, PROBABILITIES of the UNEDUCED ERROR, CODE DISTANCE

Відповідно до ієрархії взаємодії відкритих систем (ВВС) канал передавання управляючої інформації складається з фізичного і канального рівнів.

Фізичний рівень каналу забезпечує узгодження параметрів сигналу з такими характеристиками фізичного каналу, як АФЧХ і розподіл щільності потужності шуму, і має забезпечувати задану постійну складову затримки сигналу та ймовірність помилки у двійковому розряді переданого цифрового потоку, що, у свою чергу, визначає вимоги до середньої швидкості передавання.

Побудова підсистеми фізичного рівня є багатокритеріальною оптимізаційною задачею, критеріями якої є [1]: *постійна* величина затримки цифрового потоку в каналі; *значення* ймовірності помилки в двійковому розряді цифрового потоку; *середня* швидкість передавання цифрового потоку; *вартість* підсистеми фізичного рівня.

Канальний рівень забезпечує: *об'єднання* повідомлень управління у єдиний потік для передавання на фізичний рівень; *контроль* імовірності помилки отриманої інформації; *контроль* затримки повідомлення в каналі залежно від імовірності помилки, що забезпечується підсистемою фізичного рівня і довжиною конкретного керуючого повідомлення, переданого верхніми рівнями системи керування мережі.

Побудова підсистеми канального рівня також є багатокритеріальною оптимізаційною задачею, критеріями якої є: *дисперсія* величини затримки керуючого повідомлення в каналі; *значення* ймовірності помилки в керуючому повідомленні; *середня* швидкість передавання потоку повідомлень; *вартість* підсистеми канального рівня.

Випадковий характер величини затримки повідомлень у каналі й імовірності помилки в повідомленні визначаються нестаціонарністю характеристик завад у більшості фізичних каналів і, як наслідок, змінною величиною як самої ймовірності помилки в розряді, так і часу обробки повідомлення на канальному рівні. Існують можливості зменшити дисперсію ймовірності помилки в повідомленні та дисперсію затримки повідомлення в каналі [2]:

– використанням виправляючих кодів з великою коригувального здатністю (наприклад, згорткових), що призводить до введення значної надмірності, що не буде ефективно використовуватися при зниженій імовірності помилки в розряді та значно зменшить пропускну здатність каналу;

– блоковим кодуванням при передаванні надвеликими блоками, довжина яких настільки велика, щоб імовірність помилок у блоці дуже мало відрізняється від середньостатистичної. Широко відомі блокові коди з оптимальною надмірністю при заданій коригувальній здатності, однак кодування надвеликими блоками призводить до неприйнятного для управляючої інформації значення постійної величини затримки цифрового потоку в каналі та підвищеній складності декодерів коригувального коду.

Для такого каналу передавання керуючої інформації найбільш характерними є такі обмеження [3]: *керуюча* інформація надходить на вхід каналу у вигляді повідомлень (блоків) довжиною, кратною 8 біт (внаслідок специфіки розвитку сучасної елементної бази); *блоковий* характер керуючої інформації визначає застосування блокових кодів (найчастіше кодів Боуза-Чоудхурі-Хоквингема (БЧХ) чи їх недвійкового підкласу – кодів Ріда-Соломона (РС)); *фізичний* рівень забезпечує ймовірність помилки двійкового символу p, але помилки групуються в пакети.

Як загальну математичну модель каналу управління найчастіше використовують модель Л.П. Пуртова. Моделі на основі ланцюгів Маркова вимагають точнішого опису вихідних параметрів і більшого обсягу обчислень, тому їх застосовують для опису конкретних каналів [4]. Модель Л.П. Пуртова описує ймовірність помилки кратності, яка дорівнює або більша, ніж t у блоці завдовжки n елементів залежно від імовірності помилки в елементі p і коефіцієнта групування помилок α : $P(Nk) = \left(\frac{Nk}{t}\right)^{1-\alpha}$, де Nk – довжина кодової комбінації.

Застосування моделі обмежене значеннями кратності помилки $t < \frac{Nk}{3}$, характерними для більшості каналів.

Коефіцієнт групування помилок лежить у межах 0,5 ... 0,7 – для кабельних і 0,2 ... 0,4 – для радіоканалів. Граничні значення: α =0 – незалежні помилки; α =1 – всі помилки збираються в один пакет.

Дослідимо залежності $P(t)$ імовірності помилок кратності t у кодовій комбінації, використовуючи вищезгадану модель. Нехай кодова комбінація має Nk = 128 розрядів при ймовірності незалежної помилки p=10^{-6} і коефіцієнтах групування помилок α =0,5; 0,6 та 0,7.

На рис. 1 показані графіки цих залежностей. При збільшенні коефіцієнта групування помилок за інших рівних умов зменшується ймовірність помилки кратності t, причому ця закономірність зберігається у всій області застосування моделі Л.П. Пуртова. В інших випадках імовірність помилки кратності t завжди більше ймовірності помилки кратності t +1.

І нарешті, зі збільшенням коефіцієнта групування помилок різниця між ймовірностями помилок кратності t і $t + 1$ зменшується.

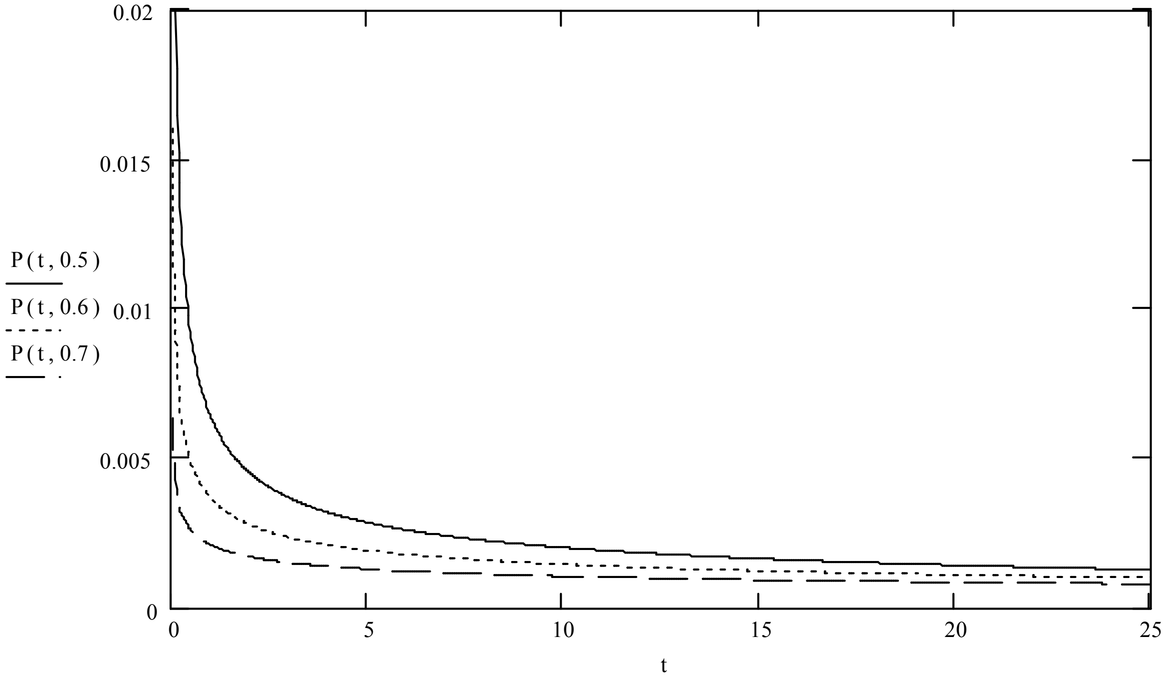

Рис. 1. Залежність $P(t)$ у каналах із групуванням помилок

Аналізуючи рис. 1, можна зробити висновок, що в реальних каналах передавання керуючої інформації помилки мають властивість до групування. В даному випадку простежується тенденція, що при даній кількості біт інформації (Nk=128) найбільша ймовірність появи пачки помилок є тоді, коли довжина цієї пачки складає $t \rightarrow 5$. Нехай кратність помилки дорівнює 4. Для виправлення цієї помилки, необхідно буде застосувати завадостійкий код з великою коригувальною здатністю, при малій надмірності.

При вирішенні задачі підвищення показників якості системи управління, вибір коду здійснюється за умови, щоб загальна кількість символів була приблизно однакова. Порівнювання надмірності вибраних кодів здійснюється відносно коду БЧХ, який використовується як завадостійкий код при передачі інформації системи управління.

Кількість помилкових розрядів дорівнює 4. Для кодів БЧХ для виправлення 4 помилок, необхідно, щоб кодова відстань дотримувалася умови $d_{min} = v_{випр} + v_{виявл} + 1$, отже $d_{min} = 4 + 4 + 1 = 9$. Довжину n комбінації кодів БЧХ можна визначити так [5]:

$$n = 2^h - 1 \quad \text{або} \quad n = (2^h - 1)/g,$$

де $h > 0$ – ціле число; g – непарне додатне число, при діленні на яке n стає непарним числом.

Таким чином, довжина n може мати тільки непарну кількість елементів. Кількість перевірних елементів коду визначається виразом $r \le \frac{h(d-1)}{2} = \left[\log_2(n+1)\right]\frac{d-1}{2}$, а кількість інформаційних елементів – виразом $k \ge \left(2^h - 1\right) - \frac{h(d-1)}{2}$ або $k = n - r$.

Таким чином, $n = 127 = 2^7 - 1 = 127$, $r = \left[\log_2(127+1)\right]\frac{9-1}{2} = 28$, $k = 127 - 28 = 99$. Надмірність коду $R = 28/127 = 0{,}22$

Для коду Файра, використовуючи формулу, знайдемо h, при умові, що довжина пачки помилок становитиме 4. $h = 2^4 - 1 = 15$. Для даної ситуації твірний поліном для коду Файра $P_Ф(x) = (x^4 + x + 1)(x^7 + 1) = x^{11} + x^8 + x^7 + x^4 + x + 1$, – степені незвідного полінома $P(x)$ становлять $l = 4$, $c = 7$.

Знайдемо n, r, k. N =НСК (7, 15)=7·15=105; r =4+7=11; k =105–7–4=94. Надмірність коду R =11/105=0,1. З цього випливає, що виправити чотири помилки, які знаходяться в одному місці, набагато простіше, ніж ті самі чотири помилки, випадково розподілені по всій довжині комбінації.

Завадостійкий код Абрамсона являється підкласом коду Файра. При c =1 він стає кодом Файра, тому по коригувальній здатності вони повністю повторюють свій старший клас.

Рекурентні (неперервні) коди дають суттєвий ефект при захисті інформації, яка передається по каналах, де можливе виникнення помилок великої кратності та початок помилок. Найпростіше ці коди реалізуються при надмірності $R_{над}$=1–a/l = 0.5, де a – кількість інформаційних елементів; l – довжина ділянки послідовності елементів, що передаються.

Розглянемо залежність імовірності невиправленої помилки кодами БЧХ та Файра від кодової відстані. При незалежних помилках імовірність появи ν-кратних помилок визначається формулою Бернуллі: $P_n(\nu) = C_n^{\nu} \cdot P_e^{\nu} \cdot (1-P_e)^{n-\nu}$.

Для кодів з $d_{\min}$ >1, що використовуються з метою виявлення всіх помилок кратністю $\nu_в = d_{\min} - 1$ та меншою, ймовірність помилкової (неправильної) комбінації на виході декодера легко знайти, врахувавши, що при передачі комбінації можуть бути чотири ситуації: *комбінація,* яка приходить з каналу, прийнята без помилок з імовірністю $P_{\text{пр}}$; *комбінація* містить не більш як $\nu_в$ спотворених елементів, що виявляються кодом (імовірність такої події $P_{\text{в.п.}}$); *комбінація* містить $\nu > \nu_в$ помилок, але вони розташовані так, що виявляються кодом (імовірність такої події $\mathrm{P}'_{\text{в.п.}}$); *комбінація* містить $\nu > \nu_в$ помилок, які кодом не виправляються з імовірністю $P_{\text{нв.п.}}$

Оскільки сума ймовірностей всіх перелічених подій дорівнює 1, а ймовірність $P'_{\text{в.п.}} = 0$, $P_n = P_{в.п..} + P_{нв.п.}$. З урахуванням того, що спотворені комбінації, які виявляються декодером, не видаються споживачеві інформації, ймовірність здобуття ним помилкових комбінацій оцінюватиметься тільки ймовірністю невиявленої помилки $P_{\text{нв.п.}}$, яку можна записати у вигляді $P_{\text{нв.п.}} \le 2^{\mathrm{k}} \cdot (d/n)^d (1-d/n)^{n-d}$. Ця залежність зображена на рис. 2.

Проаналізувавши отримані дані, можна зробити висновок, що код Файра забезпечує меншу ймовірність невиправленої помилки, ніж код БЧХ при одній і тій самій кодовій відстані, тобто код БЧХ потребує більшу надмірність повідомлення, щоб забезпечити таку ж ймовірність невиправленої помилки, що і код Файра.

Отже, після розгляду кодів, які дозволяють виправляти поодинокі пачки помилок, можна запропонувати використання коду Файра замість коду БЧХ, так як він має меншу надмірність у порівнянні з іншими завадостійкими кодами, що виправляють пачки помилок.

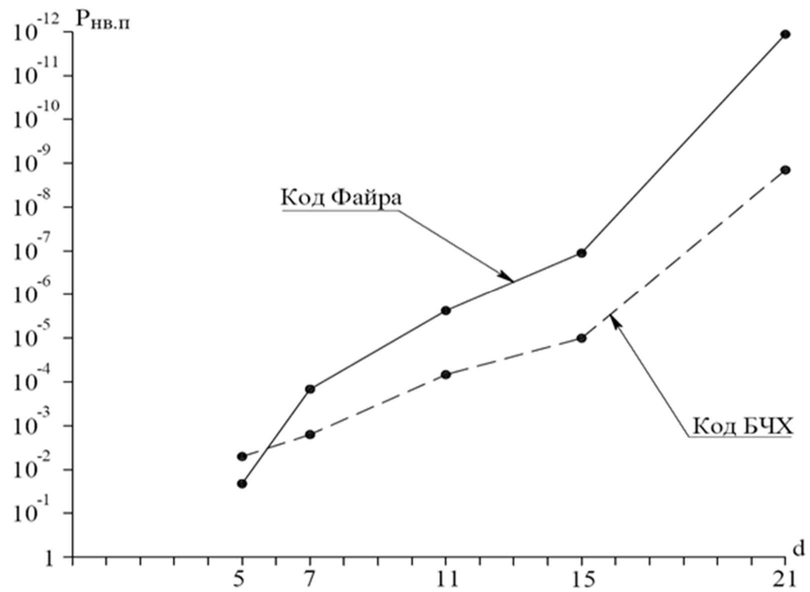

Рис. 2. Залежність ймовірності невиявленої помилки від кодової відстані

Література

1. Стеклов В.К., Кільчицький Є.В. Основи управління мережами та послугами телекомунікацій / В.К. Стеклов, Є.В. Кільчицький. – К.: Техніка, 2002. – 436 с.

2. Хемминг Р.В. Теория кодирования и теория информации: пер. с англ. / Р.В. Хемминг. – М.: Радио и связь, 1983. – 176 с.

3. Галлагер Р. Теория информации и надежная связь / Р. Галлагер. – М.: Советское радио 1974. – 720 с.

4. Жураковський Ю.П. Теорія інформації та кодування / Ю.П. Жураковський, В.П. Полторак. – К.: Вища школа, 2001. – 255 с.

5. Берлекемп Э. Алгебраическая теория кодирования / Э. Берлекемп. – М.: 1971. – 477 с.

УДК 62-55:681.515

Гостев В.И., д.т.н.; **Кунах Н.И.,** д.т.н.; **Кротов В.Д.,** асп.; **Артющик А.С.,** асп.
(Государственный университет информационно-коммуникационных технологий)

МАТЕМАТИЧЕСКАЯ МОДЕЛЬ AQM-СИСТЕМЫ, СКОРРЕКТИРОВАННОЙ AQM-РЕГУЛЯТОРОМ

Гостєв В.І., Кунах Н.І., Кротов В.Д., Артющик О.С. Математична модель AQM-системи, скоректованої AQM-регулятором. В роботі описана та проаналізована математична модель AQM-системи, скоректованої AQM-регулятором, як замкненої системи автоматичного керування зі зворотним зв'язком та параметрами, які змінюються в часі.

Ключові слова. AQM-СИСТЕМА, НЕЧІТКИЙ РЕГУЛЯТОР, ФУНКЦІЯ ПАДЕ

Гостев В.И., Кунах Н.И., Кротов В.Д., Артющик А.С. Математическая модель AQM-системы, скорректированной AQM-регулятором. В работе описана и проанализирована математическая модель AQM-системы, скорректированной AQM-регулятором, как замкнутой системы автоматического управления с обратной связью и изменяющимися во времени параметрами.

Ключевые слова: AQM-СИСТЕМА, НЕЧЕТКИЙ РЕГУЛЯТОР, ФУНКЦИЯ ПАДЕ

Hostiev V.I., Kunakh N.I, Krotov V.D., Artiushchyk O. S. Mathematical model AQM-system, adjusted for AQM-regulator. This paper describes and analyzes the mathematical model of AQM-system, adjusted for **AQM**-regulator, as a closed system of automatic control with reverse connection and parameters that change over time.

Keywords: AQM-SYSTEM, FUZZY CONTROLLER, PADE FUNCTION

Введение. AQM-система – система активного управления очередью в TCP/IP. Динамическая модель поведения (режима работы) TCP получена путем использования протекающих потоков информации и анализа стохастических дифференциальных уравнений в работах [1, 2], где используется упрощенная модель, которая не учитывает механизма прерывания (timeout mechanism) TCP. Результаты моделирования показывают, что эта модель точно охватывает динамику TCP. В работах [1, 2] рассмотрена модель, которая в результате линеаризации описывается линейными уравнениями. В данной работе показано, как на основании упрощенной модели получить модель с переменными параметрами, которую можно представить в системе MATLAB.

Решение задачи. Рассмотрим упрощенную модель, которая связывает среднее значение основных переменных сети и описывается нелинейными дифференциальными уравнениями:

$$\dot{W}(t)=\frac{1}{R(t)}-\frac{W(t)W(t-R(t))}{2R(t-R(t))}p(t-R(t)); \qquad \dot{q}(t)=\frac{W(t)}{R(t)}N(t)-C, \tag{1}$$

где $\dot{x}$ – производная от x; W – предполагаемый размер окна TCP (в пакетах); $R=q/C+T_p$ – время следования туда и обратно – (round trip time RTT, в сек); C – емкость связи (пакеты/сек); T_p – задержка распространения (в сек); q – предполагаемая длина очереди (в пакетах); N – коэффициент нагрузки (число TCP сессий); p – вероятность маркировки/отбрасывания пакетов).

Длина очереди q и размер окна W являются положительными и ограниченными величинами ($q\in[0,\bar{q}]$ и $W\in[0,\bar{\mathrm{W}}]$, где $\bar{q}$ – емкость буфера и $\overline{W}$ – максимальный размер