УДК 621.391:519.27

В. П. Семеренко, к. т. н., доц.

ПРОСТОРОВО-ЧАСОВІ ЦИКЛІЧНІ КОДИ

Вступ

В останні роки велике розповсюдження отримав бездротовий мобільний зв'язок [1]. Для підвищення пропускної здатності та надійності бездротового зв'язку використовують просторову диверсифікацію за допомогою кількох передавальних та кількох приймальних антен, а також часову диверсифікацію на основі просторово-часового кодування [2].

Великі можливості для нових видів зв'язку можуть надати циклічні коди [3], якщо розробити для них процедури кодоперетворення з врахуванням особливостей оброблення даних в багатовимірному просторі. Пропонується новий клас циклічних кодів для передавання по каналах зв'язку із кількома антенами — просторово-часові циклічні коди (ПЧЦК).

Математичні основи просторово-часових циклічних кодів

Для кодування/декодування m-рядкового просторово-часового циклічного $(r\times(n,\ k)$-коду пропонується вибрати багатовхідну лінійну послідовнісну схему (ЛПС) [4], яка над полем Галуа $GF(q)$ визначається функцією станів (переходів)

$$S(t+1) = A \times S(t) + B \times U(t), \quad GF(q), \tag{1}$$

и функцією виходів

$$Y(t) = C \times S(t) + D \times U(t), \qquad GF(q), \tag{2}$$

де $A = \|a_{ij}\|_{r\times r}$, $B = \|b_{ij}\|_{r\times m}$, $C = \|c_{ij}\|_{z\times r}$, $D = \|d_{ij}\|_{z\times m}$ — характеристичні матриці ЛПС; $U(t) = \|u_j\|_m$ — вектор вхідних сигналів; $S(t) = \|s_i\|_r$ — вектор станів, $r = n - k$.

В подальшому всі обчислення стосуються поля Галуа $GF(2)$ і можуть бути легко узагальнені і для поля Галуа $GF(q)$, $q > 2$.

Вибір характеристичних матриць A и B визначається вимогою r-керованості ЛПС, тобто можливості переходу із будь-якого стану S_i в стан S_j не більше, ніж за r тактів роботи автомата.

При апаратній реалізації ЛПС найбільш зручно використати такі два види матриць A і B, які задовольняють умові r-керованості ЛПС:

$$A = \begin{Vmatrix} 0 & 0 & 0 & \cdots & 0 & p_0 \\ 1 & 0 & 0 & \cdots & 0 & p_1 \\ 0 & 1 & 0 & \cdots & 0 & p_2 \\ \cdots & \cdots & \cdots & \cdots & \cdots & \cdots \\ 0 & 0 & 0 & \cdots & 0 & p_{r-2} \\ 0 & 0 & 0 & \cdots & 1 & p_{r-1} \end{Vmatrix}; \quad B = \begin{Vmatrix} b_1 & 0 & \cdots & 0 & \cdots & 0 \\ 0 & b_2 & \cdots & 0 & \cdots & 0 \\ \cdots & \cdots & \cdots & \cdots & \cdots & \cdots \\ 0 & 0 & \cdots & b_m & \cdots & 0 \\ \cdots & \cdots & \cdots & \cdots & \cdots & \cdots \\ 0 & 0 & \cdots & 0 & \cdots & b_r \end{Vmatrix} \tag{3}$$

або

$$A = \begin{Vmatrix} 0 & 1 & 0 & \cdots & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & \cdots & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & \cdots & 0 & 0 \\ \cdots & \cdots & \cdots & \cdots & \cdots & \cdots \\ 0 & 0 & 0 & \cdots & 0 & 1 \\ p_0 & p_1 & p_2 & \cdots & p_{r-2} & p_{r-1} \end{Vmatrix}; \quad B = \begin{Vmatrix} 0 & 0 & \cdots & 0 & \cdots & b_r \\ \cdots & \cdots & \cdots & \cdots & \cdots & \cdots \\ 0 & 0 & \cdots & b_m & \cdots & 0 \\ \cdots & \cdots & \cdots & \cdots & \cdots & \cdots \\ 0 & b_2 & \cdots & 0 & \cdots & 0 \\ b_1 & 0 & \cdots & 0 & \cdots & 0 \end{Vmatrix}, \tag{4}$$

де $b_1 = \dots = b_m = 1,\ b_{m+1} = \dots = b_r = 0$.

Елементи останнього стовпчика матриці A із (3) та елементи останнього рядка матриці A із (4) представляють собою коефіцієнти породжувального багаточлену

$$p(x) = p_0 + p_1 x + \dots + p_r x^r, \qquad \mathrm{GF}(2). \tag{5}$$

Для m–входової ЛПС $(r \times r)$ матриця B із (3) та із (4) має m ненульових рядків і стовпчиків $(m < r)$.

Розглянемо питання керованості ЛПС для наведених вище характеристичних матриць.

Теорема 1. *ЛПС, яка визначається характеристичними матрицями A и B виду* (3) *або виду* (4) *буде r-керованою, якщо на всі входи ЛПС надходить або однакова ненульова вхідна послідовність $U(t)$ довжини не більше r, або вказана послідовність $U(t)$ надходить лише на частину входів ЛПС, а на інші входи надходить нульова послідовність тієї ж довжини.*

Доведення. Із теорії ЛПС відомо, що ЛПС з одним входом є r–керованою тоді і лише тоді, коли існує вхідна послідовність $U_1(t)$ довжиною не більше r, яка переводить ЛПС із деякого початкового стану $S_{beg}(0)$ в стан $S_{end}(r)$ у відповідності з рівнянням

$$S_{end}(r) - A^r \times S_{beg}(0) = L_r \times U_1(t), \qquad GF(2). \tag{6}$$

де матриця керованості L_r має вигляд

$$L_r = \|A^{r-1} \times B,\ A^{r-2} \times B,\ \dots,\ A \times B,\ B\|, \qquad GF(2). \tag{7}$$

Оскільки ліва частина рівняння (6) може бути довільним r-вимірним вектором W_r, тому задача r–керованості зводиться до визначення розв'язності рівняння

$$L_r \times U_1(t) = W_r, \qquad GF(2) \tag{8}$$

відносно невідомого вектора $U_1(t)$ для довільного вектора W_r.

Для матричного рівняння (8) критерієм його розв'язності, а значить і r–керованості ЛПС, може служити величина рангу матриці керованості L_r, який має дорівнювати r.

Для m-входової ЛПС вхідна послідовність представляє собою матрицю $U_m(t)$ розмірністю $(m \times r)$, а матриця керованості $L_{r,m}$ складається із r підматриць $L_r^{(i)}$, $(i = 1 \div r)$ кожна розмірністю $(r \times m)$

$$\mathrm{L_{r,m}} = \|L_r^{(1)},\ L_r^{(2)},\ \dots,\ L_r^{(r)}\|.$$

Для такої ЛПС задача визначення розв'язності рівняння

$$L_{r,m} \times U_m(t) = W_r, \qquad GF(2) \tag{9}$$

перетворюється в задачу визначення розв'язності системи із r лінійних рівнянь. Така система рівнянь буде однозначно розв'язною, якщо кількість невідомих не буде перевищувати кількості рівнянь, а самі рівняння будуть лінійно незалежними. Перша умова вимагає зменшення $(m \times r)$ невідомих в m раз. Цього можна досягти лише в тому випадку, якщо всі компоненти i-го рядка матриці $U_m(t)$ або будуть рівними нулю, або будуть збігатися із значеннями аналогічних компонент інших ненульових рядків матриці $U_m(t)$. Тоді добуток такої матриці $U_m(t)$ з матрицею керованості $L_{r,m}$ над полем Галуа $GF(2)$ дає систему із r лінійно незалежних рівнянь із r невідомими, яка однозначно розв'язна відносно $U_m(t)$. Можна вважати, що матриця керованості $L_{r,m}$ в цьому випадку має ранг r.

Теорема 1 доведена.

Якщо вказана система рівнянь має тільки m $(m < r)$ лінійно незалежних рівнянь, тоді можна отримати 2^{r-m} варіантів її розв'язання, які надалі будуть коректно використані в операціях кодування-декодування просторово-часових циклічних кодів.

Кодування просторово-часових циклічних кодів

Для одновходової ЛПС смисл операції кодування при використанні математичного апарату ЛПС такий. При подачі на входи ЛПС k-вимірної інформаційної послідовності $I(x)$ відбудеться перехід ЛПС із відомого початкового стану $S_{beg}(0)$ в деякий стан $S(k)$. Далі обчислюється така r-вимірна контрольна послідовність $R(x)$, під дією якої ЛПС повинна перейти у кінцевий стан $S_{end}(n)$, який збігається із початковим станом $S_{beg}(0)$. Як правило, початковим станом ЛПС вибирають нульовий стан $S(0)$. Алгоритм пошуку такої контрольної послідовності $R(x)$ показаний в [5].

Покажемо, що основна стратегія кодування зберігається такою же і для просторово-часового циклічного $(m\times(n,k))$-коду, для якого інформаційна послідовність $I_m(x)$ представляє $(m\times k)$-матрицю, а контрольна послідовність $R_m(x)$ – $(m\times r)$-матрицю. За аналогією із одновходовою ЛПС об'єднання послідовностей $I_m(x)$ та $R_m(x)$ будемо іменувати кодовою послідовністю $C_m(x)$

$$C_m(x) = I_m(x)\ R_m(x), \tag{10}$$

яка представляє собою $(m\times n)$-матрицю.

Теорема 2. *m-вхідна ЛПС із початкового стану $S_{beg}(0)$ через r тактів часу перейде в стан $S_{end}(n)$, який збігається із станом $S_{beg}(0)$, якщо матриця $R_m(x)$ в кодовій послідовності* (10) *має таку властивість: i-й рядок матриці або нульовий, або збігається з іншим ненульовим рядком* (i = 1÷m).

Доведення. Із теорії одновхідної ЛПС [4] відомо, що під час подачі на вхід ЛПС, яка знаходиться в початковому стані $S_{beg}(0)$, k-вимірного вектора $I(x)$ ЛПС перейде в деякий інший стан $S(k)$, який визначається із рівняння

$$S(k) = L_k\times I(x) + A^k\times S_{beg}(0)\ , \qquad GF(2)$$

Для m-вхідної ЛПС під час подачі на її входи інформаційної послідовності $I_m(x)$ аналогічне рівняння матиме вигляд

$$S(k) = A^k\times S_{beg}(0) + L_{k,m}\times I_m(x), \qquad GF(2) \tag{11}$$

в якому використовується $(m,\ m\times k)$-матриця керованості $L_{k,m}$.

Якщо далі на входи ЛПС подати контрольну послідовність $R_m(x)$, яка задовольняє вимогам Теореми 2, тоді ЛПС перейде в стан $S_{end}(n)$, який визначається рівнянням

$$S_{end}(n) = A^r\times S(k) + L_{r,m}\times R_m(x), \qquad GF(2) \tag{12}$$

де використовується $(m,\ m\times r)$-матриця керованості $L_{r,m}$.

Підставляючи в (12) значення вектора $S(k)$ із (11) отримаємо

$$\begin{aligned} S_{end}(n) &= A^r\times(A^k\times S_{beg}(0) + L_{k,m}\times I_m(x)) + L_{r,m}\times R_m(x) = \\ &= A^n\times S_{beg}(0) + A^r\times L_{k,m}\times I_m(x) + L_{r,m}\times R_m(x) = \\ &= S_{beg}(0) + A^r\times L_{k,m}\times I_m(x) + L_{r,m}\times R_m(x), \qquad GF(2) \end{aligned}$$

Виконаємо такі перетворення:

$$S_{end}(n) - S_{beg}(0) - A^r\times L_{k,m}\times I_m(x) = L_{r,m}\times R_m(x), \qquad \mathrm{GF}(2)$$

Значення виразу $L_{k,m}\times I_m(x)$ визначає стан, в який перейде ЛПС після подачі на її входи послідовності $I_m(x)$, а значення виразу $A^r\times L_{k,m}\times I_m(x)$ визначає черговий стан, в який перейде ЛПС після подачі на її входи $(m\times r)$-матриці, що містить лише нулі.

Кінцевий стан $S_{end}(n)$ ЛПС після n тактів роботи буде збігатись з її початковим станом $S_{beg}(0)$ лише в тому випадку, коли виконується така рівність

$$L_{r,m}\times R_m(x) = -A^r\times L_{k,m}\times I_m(x) = -S^{(0)}(n), \qquad GF(2) \tag{13}$$

або

$$L_{r,m}\times U_m(x) = S^{(0)}(n), \qquad GF(2) \tag{14}$$

де $U_m(x)$ — матриця зі стовпчиками матриці $R_m(x)$, записаними в інверсному порядку.

Рівність (14) буде виконана, якщо ЛПС може перейти із будь-якого стану в інший заданий стан, наприклад в стан $S^{(0)}(n)$, за проміжок часу не більше, ніж r тактів, лише тоді, коли ЛПС буде r-керованою. Згідно з Теоремою 1 ця вимога виконується для ЛПС, якщо на її m входів подається вхідна послідовність $U_m(t)$, яка відповідає вимогам властивості для контрольної послідовності $R_m(x)$.

Теорема 2 доведена.

Наслідок 1. В матриці $R_m(x)$ можуть бути стовпчики лише двох типів:

– стовпчики, які містять лише нулі (будемо їх називати нульовими);

– стовпчики, які містять як нулі, так і одиниці, причому всі такі стовпчики однакові (будемо їх називати одиничними).

На підставі доведених теорем можна створити алгоритм кодування для просторово-часового циклічного $(m\times(n,k))$-коду (Алгоритм 1).

Алгоритм 1.

1. Визначити за формулою (1) вектор стану $S(k)$, в який перейде ЛПС із початкового нульового стану $S(0)$ після подавання на її входи послідовності $I_m(x)$.

2. Визначити за формулою (1) проміжний вектор стану $S^{(0)}(n)$, в який перейде ЛПС із початкового стану $S(k)$ після подавання на її входи нульової послідовності $O_m(x)((r\times r)$-матриці, яка складається лише із нулів).

3. На основі формули (14) скласти систему із r лінійних рівнянь відносно невідомих компонент матриці $U_m(x)$, праві частини яких прирівнюються компонентам вектора $S^{(0)}(n)$.

4. Знайти одне або кілька допустимих розв'язків складеної системи рівнянь відносно невідомих компонент матриці $U_m(x)$, наприклад методом Гауса [6].

5. Визначити із матриці $U_m(x)$ контрольну послідовність $R_m(x)$.

6. Сформувати кодову послідовність (10).

7. Кінець.

Декодування просторово-часових циклічних кодів

Розглянемо суть операції декодування для просторового-часового циклічного $(r\times(n,k)$-коду з позицій теорії ЛПС.

При подаванні на входи ЛПС, початковий стан $S_{beg}(0)$ якої нульовий $S(0)$ ($S_{beg}(0) = S(0)$), сформованої за алгоритмом 1 кодової послідовності $C_m(x)$ відбудеться перехід ЛПС знову в нульовий стан $S(0)$. При наявності помилок в кодовій послідовності, яку позначимо як $C_{err}(x)$, ЛПС перейде під її дією в деякий ненульовий стан $S_{err}(n)$, який іменують синдромом.

Теорема 3. *В просторового-часовому циклічному $(r\times(n,k)$-коді існує така закономірність між розташуванням поодинокої помилки в послідовності $C_{err}(x)$ та значенням синдрому помилки $S_{err}(n)$ для r-входової ЛПС:*

а) помилка в компоненті (1,1) матриці $C_{err}(x)$ приводить до появи синдрому $S^{1,1}_{err}$, для переходу в який із нульового стану $S(0)$ необхідний один одиничний вектор із контрольної послідовності $R_m(x)$;

б) помилка в компоненті (i,j) матриці $C_{err}(x)$ приводить до появи синдрому $S^{i,j}_{err}$ із якого можна перейти до синдрому $S^{1,1}_{err}$ за допомогою $[i\text{-}j]$ нульових векторів із контрольної послідовності $R_m(x)$; де [ ] означає абсолютне значення результату, $i = 1\div r$, $j = 1\div r$.

Теорема 3 є по суті узагальненням відомої теореми Меггітта [3], сформульованою для традиційних циклічних кодів, які описуються одновхідною ЛПС. Тому і доведення Теореми 3 також є лише узагальненням теореми Меггітта з врахуванням особливостей просторово-часових циклічних кодів.

Наслідок 2. Для r-вхідної ЛПС є $(2r-1)$ синдромів помилок, які відповідають r^2 помилкам в послідовності $C_{err}(x)$, за такими правилами:

а) r синдромів $S^{i,i}_{err}$, які відповідають помилкам компонент в головній діагоналі матриці $C_{err}(x)$, $i = 1\div r$.

б) $(r-i+1)$ синдромів $S^{i,j}_{err}$, які відповідають помилкам в компонентах діагоналей матриці $C_{err}(x)$, розташованих на відстані $(i-1)$ від головної діагоналі цієї матриці, $i = 1\div r$, $j = 1\div r$.

Можна запропонувати такий спосіб декодування поодиноких помилок в послідовності $C_{err}(x)$ після отримання синдрому помилки. Згідно з теоремою Меггітта для синдромного декодування традиційних циклічних кодів достатньо зберігати лише один синдром, який відповідає помилці в старшому розряді кодового вектора. Інші синдроми, що відповідають поодиноким помилкам в кодовому векторі, легко отримуються за допомогою циклічного зсуву коду.

Покажемо, що і для просторово-часових циклічних кодів достатньо зберігати лише один синдром $S_{err}^{1,1}(n)$, який відповідає помилці у компоненті (1,1) в послідовності $C_{err}(x)$. Інші синдроми, які вказують на місцезнаходження поодиноких помилок в послідовності $C_{err}(x)$ можна отримати за допомогою такого алгоритму декодування запропонованих кодів.

Алгоритм 2.

1. Установити початкове значення індексу i: $i = 1$. Визначити за формулою (1) вектор стану $S(n + i - 1)$, в який перейде ЛПС із початкового нульового стану $S(0)$ після подавання на її входи кодової послідовності $C_{err}(x)$.

2. Якщо $S(n + I - 1) = S_{err}^{1,1}(n)$, тоді перейти до п. 5.

3. Обчислити новий стан ЛПС за формулою: $S(n + i) = A\times S(n + i - 1)$;

4. Збільшити індекс j: $i = i + 1$. Якщо $i = k$ то перейти до п. 6, інакше перейти до п. 2.

5. Можлива одна із $(r - i)$ поодиноких помилок, які знаходяться в компонентах діагоналей матриці $C_{err}(x)$, розташованих на відстані $(i - 1)$ від головної діагоналі цієї матриці, $i = 1{\div}r$.

Перейти до п. 7.

6. В послідовності $C_{err}(x)$, наявні кратні помилки, які не виявляються даним алгоритмом.

7. Кінець.

Розглянутий метод декодування помилок стосується лише першої частини кодової послідовності $C_{err}(x)$ — інформаційної послідовності $I_m(x)$. Для цієї послідовності відсутня взаємно-однозначна відповідність між усіма поодинокими помилками та синдромами цих помилок, оскільки кількість цих помилок перевищує кількість можливих синдромів помилок. Однак розташування цих поодиноких помилок підпорядковане простим математичним правилам, які випливають із матричної природи ЛПС. Отже, за значеннями синдромів помилок можна відразу вказати можливі варіанти неправильних компонент в послідовності $I_m(x)$, а потім додатковими обчисленнями точніше локалізувати помилки.

Для контрольної послідовності $R_m(x)$ пошук помилок значно спрощується завдяки дуже простій структурі матриці $R_m(x)$, яка визначається теоремою 2. В контрольній послідовності $R_m(x)$ можна точно локалізувати, а значить і виправити, не тільки всі поодинокі помилки, але і велику кількість кратних помилок.

Приклад. Задана 4-вимірна 4-входова ЛПС $(m = 4,\ r = 4,\ k = 4\ n = 8)$, яка визначається такими характеристичними матрицями:

$$A = \begin{Vmatrix} 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 \end{Vmatrix}; \quad B = \begin{Vmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \end{Vmatrix}. \qquad (15)$$

Елементи останнього стовпчика матриці A із (15) є коефіцієнтами породжувального багаточлену

$$p(x) = 1 + x^2 + x^3 + x^4, \qquad GF(2).$$

Матриця керованості $L_{4,4}$ має такий вигляд

$$L_{4,4} = \begin{Vmatrix} 0 & 1 & 1 & 0 & & 0 & 0 & 1 & 1 & & 0 & 0 & 0 & 1 & & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & & 0 & 0 & 0 & 1 & & 1 & 0 & 0 & 0 & & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & & 1 & 0 & 1 & 1 & & 0 & 1 & 0 & 1 & & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 1 & & 0 & 1 & 1 & 0 & & 0 & 0 & 1 & 1 & & 0 & 0 & 0 & 1 \end{Vmatrix}.$$

Нехай на входи ЛПС надходить така інформаційна послідовність $I_4(x)$:

$$I_4(x) = \begin{Vmatrix} 1 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 \end{Vmatrix}. \qquad (16)$$

Сформуємо для послідовності (16) кодову послідовність $C_4(x)$. Згідно з п. 1 алгоритму 1 визначимо вектор стану, в який перейде ЛПС після подачі на її входи послідовності (16).

$$S_4(n) = \begin{Vmatrix} 1 \\ 1 \\ 0 \\ 0 \end{Vmatrix}.$$

Далі визначимо проміжний вектор стану $S^{(0)}(8)$, в який перейде ЛПС після подачі на її входи нульової послідовності $O_4(x)$:

$$O_4(x) = \begin{Vmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 \end{Vmatrix}; \qquad S^{(0)}(8) = \begin{Vmatrix} s_1 \\ s_2 \\ s_3 \\ s_4 \end{Vmatrix} = \begin{Vmatrix} 0 \\ 1 \\ 0 \\ 1 \end{Vmatrix}.$$

На основі формули (14) складаємо матричну систему рівнянь відносно невідомих компонентів матриці $U_4(x)$,

$$L_{4,4} \times \begin{Vmatrix} u_{11} & u_{12} & u_{13} & u_{14} \\ u_{21} & u_{22} & u_{23} & u_{24} \\ u_{31} & u_{32} & u_{33} & u_{34} \\ u_{41} & u_{42} & u_{43} & u_{44} \end{Vmatrix} = \begin{Vmatrix} s_1 \\ s_2 \\ s_3 \\ s_4 \end{Vmatrix}. \qquad (17)$$

Виберемо такий варіант контрольної послідовності $R_4(x)$, який відповідає вимогам теореми 2: на перший та третій входи ЛПС надходять однакові сигнали, а на другий та четвертий входи – завжди нулі. Такий варіант обмежень на вхідні сигнали еквівалентний таким значенням компонентів матриці $U_4(t)$:

$$u_{1i} = u_{3i}, \quad u_{2i} = 0, \quad u_{4i} = 0, \quad i = 1 \div 4.$$

В результаті матрична система рівнянь (17) перетвориться в систему чотирьох лінійних рівнянь:

$$\begin{aligned} & u_{34} + u_{33} + u_{11} = s_1; \\ & u_{34} + u_{12} = s_2, \qquad GF(2); \\ & u_{14} + u_{34} + u_{13} + u_{33} + u_{31} = s_3; \\ & u_{14} + u_{33} + u_{32} = s_4. \end{aligned} \qquad (18)$$

Враховуючи, що $u_{11} = u_{31}$, $u_{14} = u_{34}$, $u_{12} = u_{32}$ та $u_{13} = u_{33}$, система рівнянь (18) матиме такі розв'язки

$$u_{31} = u_{33} = u_{34} = 0; \quad u_{12} = 1.$$

В результаті для просторово-часового циклічного (4×(4,4)-коду матимемо таку контрольну послідовність $R_4(x)$ та відповідну їй кодову послідовність $C_4(x)$:

$$R_4(x) = \begin{Vmatrix} 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 \end{Vmatrix}; \quad C_4(x) = \begin{Vmatrix} 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{Vmatrix}.$$

Висновки

Створення просторово-часових циклічних кодів стало можливим завдяки використанню перспективного математичного апарату ЛПС.

На відміну від традиційних одновхідних ЛПС, для багатовхідних ЛПС властива багатоваріантність розв'язання рівняння (14) і, відповідно, існує можливість вибору різних видів контрольної послідовності $R_m(x)$.

Пропонується контрольної послідовності $R_m(x)$ такого виду:

— рядки з парними номерами вибираються нульовими;

— рядки з непарними номерами задаються рівними один одному.

Перевагою такого вибору кодування є, по-перше, можливість додаткового контролю перед основною процедурою декодування, по-друге, зменшення впливу міжсимвольної інтерференції в процесі передавання даних.

Конкатенація матриць $I_m(x)$ та $R_m(x)$ утворює матрицю $C_m(x)$ кодових сигналів, яка після модуляції за допомогою m антен передається по m-потоковому каналу зв'язку. Приймач за допомогою m приймальних антен приймає цю матрицю кодових сигналів і після демодуляції направляє її для декодування на таку ж ЛПС, яка використовувалась в передавачі. Під дією отриманих кодових сигналів ЛПС переходить в деякий стан, який визначає відсутність чи наявність помилок в цих сигналах. Розроблена методика паралельного декодування помилок заданої кратності в кодових словах за допомогою багатовхідної ЛПС.

Дуже важливою властивістю запропонованих кодів є наявність по суті одного контрольного вектора для m інформаційних векторів. Це може забезпечити стиснення m кодових векторів при передачі в традиційних однопотокових каналах і можливість уточнення розташування можливих помилок при декодуванні в бездротових багатопотокових каналах.

Такі циклічні коди дозволяють також значно підвищити пропускну здатність бездротових систем зв'язку, які здійснюються кратними передавальними та приймальними антенами.

СПИСОК ЛІТЕРАТУРИ

1. Гряник М., Карнаухов Г., Пасечник С., Фролов В. Перспективы внедрения в Украине систем сотовой связи 3-го поколения // Правове, нормативне та метрологічне забезпечення системи захисту інформації в Україні. 2003. — Вип. 6. — С. 110—112.

2. P. Viswanath, David N. C. Tse, R. Laraia, Opportunistic Beam Forming Using Dumb Antennas // IEEE Trans. Inform. Theory. — Juny 2002. — Vol. 52. — P. 1277—1294.

3 Блейхут Р. Теория и практика кодов, исправляющих ошибки: Пер. с англ. — М.: Мир, 1986. — 576 с.

4. Гилл А. Линейные последовательностные машины: Пер. с англ. — М.: Наука, 1974. — 288 с.

5. Семеренко В. П. Разработка универсального кодера-декодера циклических кодов // Электронное моделирование. — 1995. — № 4. — С. 26—31.

6. Сигорский В. П. Математический аппарат инженера. — Киев, Техніка, 1977. — 768 с.

Семеренко Василь Петрович – доцент кафедри обчислювальної техніки.

Вінницький національний технічний університет

УДК 004.451.84+004.415.3

Т. В. Нерода, асп.

АНАЛІЗ ЗАСОБІВ І ПРИНЦИПІВ ОРГАНІЗАЦІЇ СЕРЕДОВИЩА АВТОМАТИЗОВАНОГО РЕДАКТОРА ХІМІЧНИХ ВИРАЗІВ

Впровадження новітніх інформаційних технологій в додрукарські процеси поліграфії спричиняє необхідність створення спеціалізованих програмних продуктів – складових комп'ютерно-видавничих систем (КВС), – предметною областю яких є опрацювання складних видів тексту. Особливу складність становлять хімічні структурні формули, що їх підготовку слід виконувати у середовищі редакторів наукових документів, де передбачено врахування вимог правильного поліграфічного відтворення друкованої продукції [2, 6].