

УДК 621.317.73

DOI: 10.31891/2219-9365-2019-63-1-74-87

МАКАРИШКІН Д. А.,  
ЛУЖАНСЬКИЙ В. І.,  
ОНИШКО О. Г.,  
НЕВИДАНЧУК С. А.

Хмельницький національний університет

## МЕТОД ЗГОРТКОВОГО ДЕКОДУВАННЯ В УМОВАХ ПЕРЕМЕЖЕННЯ СИМВОЛІВ

*В статті описаний принцип згорткового кодування. Розглядається процес кодування вхідних інформаційних повідомлень, дається опис алгоритму декодування Вітербі. Проводиться огляд інших алгоритмів згорткового декодування. Для аналізу ефективності згорткового кодування розглядаються моделі каналів передачі інформації та сигналів, що в них використовують. Дається короткий опис методів перемешення та рознесення сигналів. Наводяться моделі завад сигналів в системах передачі інформації.*

*Ключові слова: теорія інформації, завади, теорія кодування, згорткове кодування, алгоритм Вітербі, модифікований метод декодування.*

MAKARYSHKIN D.,  
LUZHANSKIY V.,  
ONYSHKO O.,  
NEVDANCHUK S.

Khmelnitskyi National University

## MODELLING OF THE HOMOGENEOUS TRANSMISSION LINE ON THE BASIS OF THE MITTAG-LEFFLER THEOREM

*The article describes the principle of convolutional coding. The process of encoding of incoming information messages is considered, the description of algorithm of decoding Viterbi is given. A review of other algorithms for converting decoding is also conducted. To analyze the efficiency of convolutional coding, we consider the models of information transmission channels and signals used in them. A brief description of interleaving and signaling methods is given. Models of signal interference in information systems are presented. The development of modern means of information transmission leads to a steady increase in the number and quality of radio electronic devices (REFs). Quantitative growth is driven by the growing need for economics and the wide range of user-provided capabilities that entails requirements for improving the quality of radio equipment. The tendency for an increase in the number of radio electronic devices is the reason for the increase of reboot of the ether and an increase in the number of interferences that operate in the information transmission system. The sources of interference may be various industrial, transport, household and other technical means. In the case where the main stream of information is distributed over the transmission channel in digital form, the promising direction is the Improvement of convolutional signal processing algorithms. Convolutional decoding algorithms have been developed for quite some time and are well studied. Of particular interest is the possibility of internal modification of the Viterbi convolution decoding algorithm because of the relative ease of implementation compared to other convolution decoding algorithms. As you know, when passing through the information transmission channel, the signals are subjected to fading of different levels and duration. Symbol interleaving and signal spacing are used to combat fading. The interleaving method is based on the rearrangement of information symbols during their transmission and their subsequent de-transposition on the receiving side, that is, establishing the initial sequence of characters to follow. In this case, the adjacent fading characters appear to be spaced out and further possible to be further decoded. Also, various types of diversity, including frequency, spatial, and polarization, are widely used to combat signal fading. High-frequency information transmission lines are most commonly used to transmit signals in two directions, with two stations at the ends of the same interval being able to transmit information about the current status of the transmission channels through the service channels. It is possible to jointly implement signal diversity methods and convolutional decoding. However, in the case of interleaving and signal spacing, the use of Viterbi's standard convolutional decoding algorithm no longer provides an adequate level of decoding quality. Therefore, there is a need for internal adaptation of the algorithm to improve the qualitative characteristics of decoding information symbols. A similar situation is observed in the case of different types of interference. Disturbance is quite common, which is a set of harmonic signals of different amplitude and frequency, the spectrum of which lies in a fairly narrow range. Such narrow band interference-focused interference, under certain conditions, can penetrate the input circuits of the receiver, produce a useful signal and cause significant deterioration of the noise immunity characteristics of the convolutional code, almost to a complete failure of communication.*

*Keywords: theory of information, noise, coding theory, convolution coding, Viterbi algorithm, modified decoding method.*

**Постановка проблеми.** Розвиток сучасних засобів передачі інформації призводить до постійного зростання кількості та якості радіоелектронних засобів (РЕЗ). Кількісний ріст обумовлений зростанням необхідності економіки та широким набором можливостей, які представляються користувачем, та веде за собою вимоги до підвищення якості радіоапаратури. Тенденція до збільшення кількості радіоелектронних засобів являється причиною росту перезавантаження ефіру та збільшення кількості завад, які діють в

системі передачі інформації. Джерелами завад можуть бути різні промислові, транспортні, побутові та інші технічні засоби. У випадку, якщо основний потік інформації поширюється по каналу передачі в цифровому вигляді, то перспективним напрямком являється Удосконаленням згорткових алгоритмів обробки сигналів. Алгоритми згорткового декодування розроблені достатньо давно і добре вивчені. Особливу цікавість представляє собою можливість внутрішньої модифікації алгоритму згорткового декодування Вітербі із-за відносної простоти реалізації у порівнянні з іншими алгоритмами згорткового декодування. Як відомо, при проходженні через канал передачі інформації, сигнали піддаються замиранню різного рівня та тривалості. Для боротьби з замиранням використовується перемеження символів та рознесення сигналів. Метод перемеження базується на перегрупованні інформаційних символів при їх передачі та наступному їх депеременні на приймальній стороні, тобто встановлення вихідного порядку слідування символів. При цьому сусідні символи, що піддалися замиранням, okazуються рознесені і даліше можливо їх подальше декодування. Також для боротьби з замиранням сигналів широко використовуються різні види рознесення, в тому числі частотне, просторове та поляризаційне. Лінії передачі інформації з великим числом інтервалів найчастіше використовуються для передачі сигналів в двох напрямках, при цьому дві станції на кінцях одного інтервалу можуть по службовим каналам транслювати один одному інформацію про поточний стан каналів передачі. Тут можлива сумісна реалізація методів рознесення сигналів та згорткового декодування. Проте як для випадку перемеження, так і для рознесення сигналів, використання стандартного згорткового алгоритму декодування Вітербі вже не забезпечує належного рівня якості декодування. Тому виникає необхідність в внутрішній адаптації алгоритму для покращення якісних характеристик декодування інформаційних символів.

Аналогічна ситуація спостерігається у випадку дії різного виду завад. Доволі поширеною являється завада, що являє собою набір гармонічних сигналів різної амплітуди і частоти, спектр якої лежить в достатньо вузькому діапазоні. Така вузько смугова зосереджена по спектру завада при визначених умовах може проникати у вхідні ланцюги приймача, складатися з корисним сигналом і викликати значне погіршення характеристик завадостійкості згорткового коду, майже до повного зриву зв'язку.

Таким чином, виникає необхідність в якісному підвищенні потенційної завадостійкості загорткового кодування в умовах дії вузько смугової завади та замиранні сигналів.

**Аналіз останніх досліджень та публікацій.** Розглянуто модель досліджень, яка складається з приймальної, передавальної частин і лінії передачі. Схема містить такі блоки: генератор випадкової бінарної послідовності, згортковий кодер, модулятор (двійковий фазовий маніпулятор), зашумлена лінія передачі, демодулятор, декодер Вітербі і блок підрахунку бітрової помилки, на один вхід якого подається сигнал з генератора бітрової послідовності, на другий — сигнал з декодера (рис. 1).

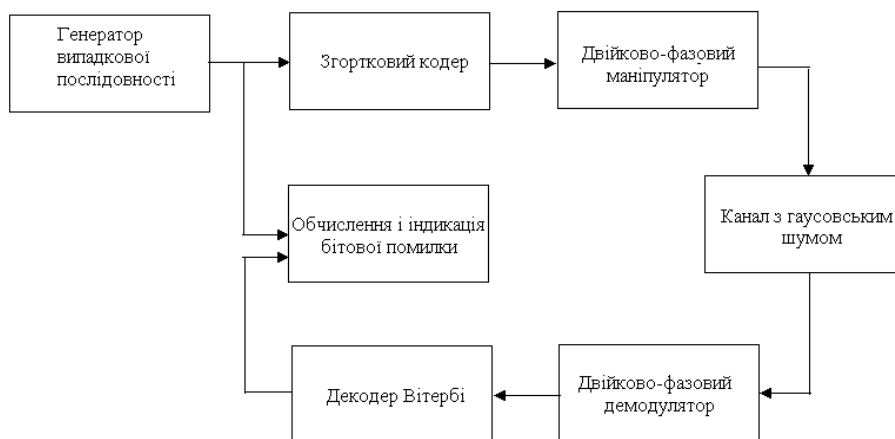
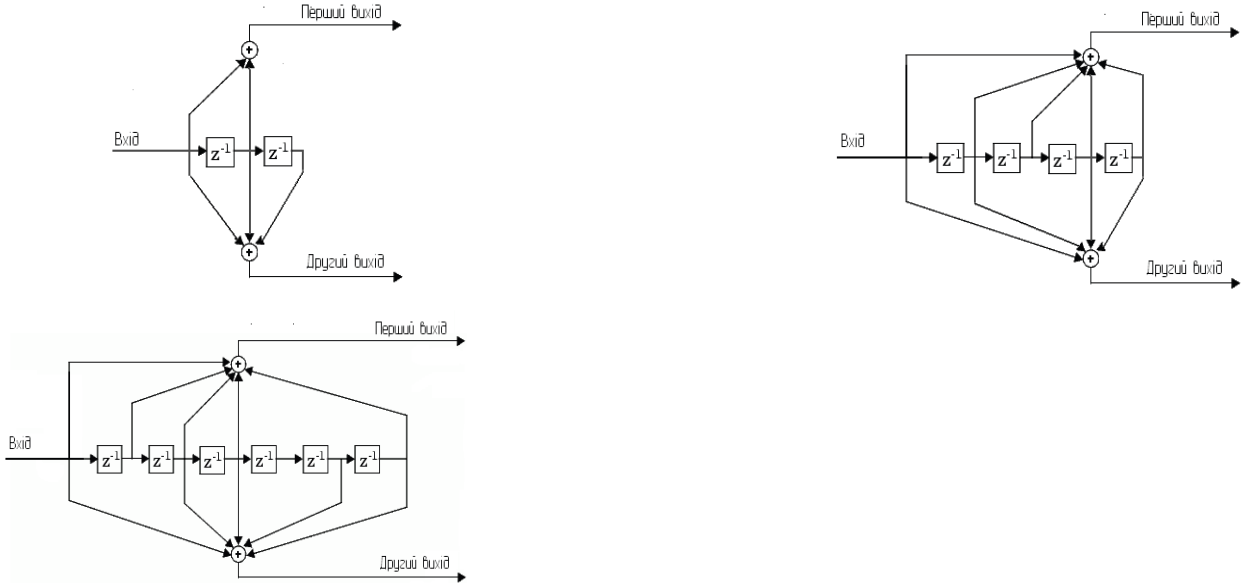


Рис. 1. Схема декодування

Таким чином на індикаторі цього блоку зображується коефіцієнт бітрової помилки, тобто відношення числа помилкових бітів до загального числа прийнятих бітів. Досліджувалися моделі кодера і декодера з різною довжиною кодового обмеження. Канал передачі піддавався рівням завад в визначеному діапазоні.

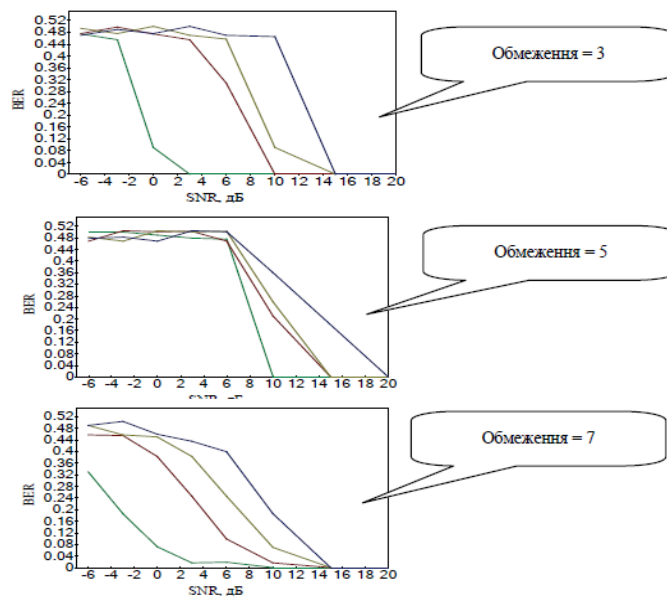
Розглянуті кодери зі швидкістю 1/2, тобто одному біту вхідного сигналу відповідає два біти кодованого сигналу. Кодувальні послідовності для згорткових кодерів вибиралися машинним перебором. З усіх можливих комбінацій генерувальної кодової послідовності вибираються ті, які експериментально виявились найбільш завадозахищеними. Для побудови кодерів використовувалися регістри здвигу на основі D-тригерів із зворотнім зв'язком. В роботі досліджено три кодери з кодувальними послідовностями [110 111] або [6 7] в октальному коді, [11111 11011] або [37 33] і [1111001 1011011] — [171 133]. Вони мають

довжину кодового обмеження 3,5 і 7, відповідно (рис. 2).



**Рис. 2.** Схеми декодерів з різною довжиною кодового обмеження

На рис. 3 надано залежність бітової помилки декодування при різній потужності від співвідношення сигнал/шум при довжині кодового обмеження 3, 5, 7, відповідно.



**Рис. 3.** Залежність бітової помилки декодування при різній потужності від співвідношення сигнал/шум

При малих співвідношеннях сигнал шум, коли шум перевищує сигнал у декілька разів усі кодери мають приблизно однакову ефективність. При постійному SNR (відношенні сигнал/шум в дБ),

бітова помилка менша при меншій потужності корисного сигналу, бо за однакового відношення сигнал/шум при збільшенні потужності сигналу збільшується потужність завад. З співвідношенням сигнал/шум близько 0 дБ ефективнішим є кодер з більшою довжиною кодового обмеження, тобто кодер з довжиною кодового обмеження 7. З великими співвідношеннями сигнал/шум всі кодери працюють з малою бітовою помилкою, тому ефективніше використовувати кодери з найменшою довжиною кодового обмеження, в даному випадку з довжиною 3, оскільки вони потребують меншу кількість тригерів для реалізації [1].

Для підвищення надійності та достовірності передачі інформації в каналах зв'язку PPC P-415B в умовах впливу завад пропонується використовувати згорткові коди, що ґрунтуються на введенні додаткових (перевірних) символів в інформаційну послідовність та дозволяє усувати помилки, які виникають у результаті дії завад на канал зв'язку. Для перевірки ефективності згорткового декодування при різних

відношення сигнал/шум на вході радіоприймального пристрою проведено оцінювання завадостійкості декодування згорткових кодів при використанні алгоритму декодування за критерієм максимуму правдоподібності (алгоритм Вітербі). Оцінювання завадостійкості декодування згорткових кодів при використанні алгоритму декодування за критерієм максимуму правдоподібності полягає у визначенні ймовірності помилки (появи помилкового біта) на виході декодера. З метою порівняльного оцінювання ймовірності виникнення помилки для сигналів ФМ-2, ЧМ-2 із ЗК було обрано згорткові коди вигляду:

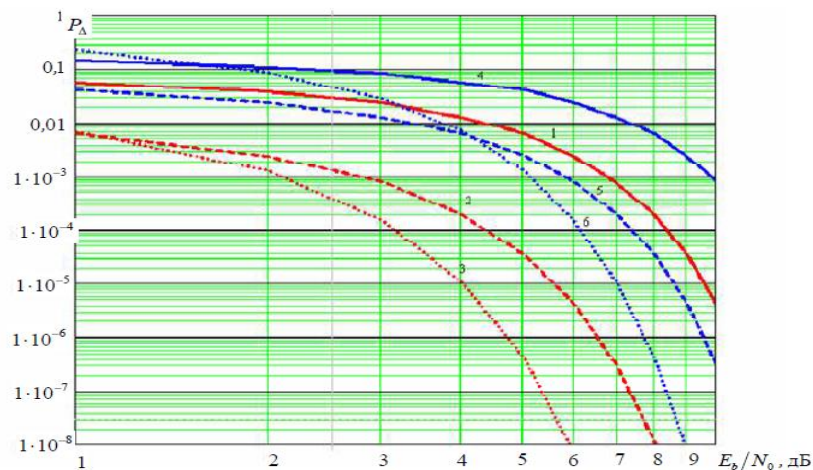
- 1) код (5, 7),  $R_{код} = 1/2$ ,  $df = 5$ ,  $v = 2$ ;
- 2) код (133, 171),  $R_{код} = 1/2$ ,  $df = 10$ ,  $v = 6$ .

Для сигналів виду ФМ-2 результати розрахунків та графічні залежності наведено в табл. 1 (криві 1, 2, 3). Табл. 1 містить значення аргументу  $z$  функції  $Q(z)$ , які використовуються при розрахунках, та розраховані значення ймовірності виникнення помилки для сигналів ФМ-2 із використанням згорткового коду та без нього.

Таблиця 1

**Розрахунок ймовірності появи помилки від відношення сигнал/шум для ФМ-2**

$E_b/N_0$ , дБ	Ймовірність помилки біта на виході демодулятора		Ймовірність помилки біта на виході декодера	
	ФМ-2		ФМ-2ЗК	
	$z$	$P_{\#М-2}$	$P_{\#М-2(5,7)}$	$P_{\#М-2(133,171)}$
2	1,780	0,039	$2,422 \cdot 10^{-3}$	$1,236 \cdot 10^{-3}$
3	1,998	0,023	$7,829 \cdot 10^{-4}$	$1,474 \cdot 10^{-4}$
4	2,241	0,013	$1,948 \cdot 10^{-4}$	$1,060 \cdot 10^{-5}$
5	2,515	$5,971 \cdot 10^{-3}$	$3,502 \cdot 10^{-5}$	$4,047 \cdot 10^{-7}$
6	2,822	$2,372 \cdot 10^{-3}$	$4,197 \cdot 10^{-6}$	$7,011 \cdot 10^{-9}$
7	3,166	$7,630 \cdot 10^{-4}$	$3,034 \cdot 10^{-7}$	$4,522 \cdot 10^{-11}$
8	3,552	$1,887 \cdot 10^{-4}$	$1,167 \cdot 10^{-8}$	$8,472 \cdot 10^{-14}$
9	3,986	$3,367 \cdot 10^{-5}$	$2,040 \cdot 10^{-10}$	
10	4,472	$3,997 \cdot 10^{-6}$	$1,331 \cdot 10^{-12}$	



**Рис. 4. Графік залежності ймовірності помилки від відношення сигнал/шум для сигналів ФМ-2 та ЧМ-2**

На рисунку. 4 зображено залежність ймовірності появи помилкового біта на виході декодера від відношення сигнал/шум. Цифрою 1 позначено сигнал двійкової фазової модуляції (ФМ-2) без згорткового коду, цифрою 2 – сигнал ФМ-2 із згортковим кодом (5, 7), цифрою 3 – сигнал ФМ-2 із згортковим кодом (133, 171). Цифрою 4 позначено ЧМ-2 сигнал без згорткового коду, цифрою 5 – сигнал ЧМ-2 із згортковим кодом (5, 7), цифрою 6 – сигнал ЧМ-2 із згортковим кодом (133, 171).

На рис. 5 показано каскадну схему двійково-симетричного каналу зв'язку. За каскадними схемами кодування одержано високу достовірність за високого рівня шумів і середнього ступеня складності декодера. За каскадного кодування використовують два, а той більше, ступені кодування. За допомогою першого ступеня (внутрішній код) доводять вірогідність помилки у вихідному каналі до визначеної величини. Потім кодом другого ступеня (зовнішній код) кодують отриманий «рафінований» дискретний канал і знижують ймовірність помилки до заданої величини. Виявляється, що каскадний код ефективніший і

простіший у реалізації, ніж простий блоковий код такої ж довжини. Під час кодування внутрішній код утворюється кодуванням Ріда–Соломона, а зовнішній – згортковим кодуванням.



Рис. 5. Канал зв'язку

Виділяють наступні найважливіші напрямки в теорії і практиці декодування згорткових кодів [2]:

– Послідовне декодування являє собою таку форму оброблення закодованої інформації, за якої у буфері декодера послідовно накопичуються прийняті символи і жодна інша послідовність символів не може бути прийнята і декодована, поки не готове рішення про правильність приймання символів, що знаходяться в буфері. Основний недолік цього методу полягає в тому, що часто вірогідність переповнення буфера є більшою за вірогідність помилкового декодування; – декодування за максимумом правдоподібності, відомий як алгоритм Вітербі [2]. Алгоритм Вітербі для декодування згорткових кодів забезпечує кращу вірогідність і більшу швидкість виправлення помилок, ніж всі існуючі алгоритми декодування для каналів із середнім і високим рівнем шумів.

– Порогове (граничне, мажоритарне) декодування полягає в тому, що під час приймання закодованого повідомлення формується перевірочний вектор – синдром, або послідовність, отримана в результаті його лінійного перетворення; перевірочний вектор подається на вхід граничного елемента під час корекції помилок. Порогове декодування ґрунтується на системі перевірочних рівнянь. Кожний символ повідомлення подають  $d$  різними незалежними способами у вигляді лінійних комбінацій інших символів ( $d$  – мінімальна кодова відстань). Для виявлення  $s$  помилок потрібно скласти  $d = s+1$  рівняння, а для виправлення  $s$  помилок –  $d = 2s+1$  рівнянь. Для складання потрібної кількості рівнянь кожний символ повідомлення повинен передаватися каналом зв'язку декілька разів. Для цього перед видачею символу в канал зв'язку його підсумовують за модулем 2 з попередніми символами, що обумовлює введення до складу кодера лінії затримки і суматорів за модулем 2.

Пороговий декодер порівнювали з декодером Вітербі для випадку передавання двійково-симетричним каналом зв'язку. Принцип і результати декодування прийнятої послідовності за допомогою декодера Вітербі зручно для наочності зображати за допомогою часової діаграми станів, де за допомогою стрілок зображено усі можливі переходи у заданий момент часу, а над кожною стрілкою надписано значення метрики помилок (величини, яка відповідає кількості інформаційних бітів, які змінили своє значення внаслідок дії завад) і через риску – значення вхідного дибіта, що відповідає заданому переходу [2]. Результуючу метрику помилок утворюють шляхом підсумовування метрик від попередніх переходів. Після отримання наймовірнішого шляху усі зайві шляхи декодер відкидає. Отже, у момент часу  $t$  декодер може прийняти рішення і визначити шлях, за яким у зворотному напрямку можна визначити вхідну послідовність, яка є найбільш правильною. З результату розкодування того ж самого повідомлення за допомогою порогового декодера видно, що затримка між початком надходження закодованої послідовності на вхід порогового декодера і виходом першого декодованого біта (затримка на декодування) у цьому випадку менша ніж у декодера Вітербі і дорівнює 8 тактам (менша у 1,5 рази). Це і є основною перевагою порогового декодера над декодером Вітербі. Пороговий декодер приймає рішення про значення вихідного розряду після аналізу обмеженої кількості дибітів повідомлення, а декодер Вітербі – після аналізу усіх дибітів

повідомлення. Це одночасно є і недоліком порогового декодера, оскільки при прийнятті рішення не враховують спотворення попередніх дитів повідомлення.

**Метою статті** є розробка та дослідження методу згорткового декодування в умовах переміщення символів; вирішується задача адаптації алгоритму Вітербі при використанні переміщення символів, здійснюються математичне обґрунтування і шляхи реалізації метода адаптації.

**Виклад основного матеріалу дослідження.** Існують різні способи декодування згорткових кодів, основані на переміщенні і депереміщенні цифрових символів для боротьби групами помилок в результаті впливу завмирань сигналів [6, 19]. В результаті переміщення їдучі підряд сильно спотворені символи терплять рознесення в часі і в подальшому можна успішно використовувати згорткове декодування відповідно алгоритму Вітербі.

Проте при використанні переміщення можливий неправильний вибір найкращого шляху по решітці і, відповідно, неправильне декодування якоїсь ділянки переданої інформаційної відповідності [11, 17]. Тому що кожна метрика шляху вираховується по одному і тому ж правилу, це відповідає допустимості, що середній рівень шуму на всій довжині шляху залишається постійним. Іншими словами, величина внеску кожного символу в формуванні сумарної метрики кожного шляху повинна відрізнятися, а в стандартному алгоритмі Вітербі дане коректування не здійснюється.

Задачею запропонованого метода декодування згорткових кодів являється зниження вірогідності помилки при декодуванні і підвищення завадостійкості передаючої інформації. Як відомо, основний принцип «м'якого» способу декодування по алгоритму Вітербі заключається у виборі того шляху по решітковій діаграмі, який в цілому має мінімальну метрику, тобто мінімальну суму евклідових відстаней по всім прийнятим символам від варіанта коду, який відповідає кожному символу, до значення напруження, одержаного з виходу демодулятора під час приходу цього символу [3, 6, 20, 23, 24]. Кожний варіант шляху відповідає визначеному варіанту відповідності переданих символів, шлях с найменшою метрикою відповідає найбільш вірогідній переданій відповідності символів. Відповідно до методу максимальної правдоподібності, необхідно із всіх можливих варіантів послідовностей прийнятих символів вибрати найбільш вірогідні [5, 21]. Нехай вірогідність  $q$ -того варіанта послідовності рівна  $P_q$ , тоді необхідно знайти той номер  $q$ , при якому забезпечується максимальне значення  $\{P_q\}$ .

Нехай довжина послідовності символів рівна  $N$ . Кожний варіант  $q$  складається із своєї послідовності логічних і одиниць. Позначимо через  $a_i^{(q)}$  значення  $i$ -того символу в послідовності номера  $q$ . Оскільки зазвичай визначається, що і значення передаючих символів, і шумові реалізації на часових інтервалах різних символів взаємно незалежні, то вірогідності  $P_q$  рівно:

$$P_q = \prod_i^N P_i^{(q)} \{y_i / a_i^{(q)}\}, \quad (1)$$

де  $P_i^{(q)}\{y_i/a_i^{(q)}\}$  – умовна ймовірність того, що при значенні переданого  $i$ -го символу, рівному  $a_i^{(q)}$ , на виході демодулятора буде напруга, яка є рівною  $y_i$ .

Розглянемо ситуацію, коли завмирання рівня приймального сигналу є відсутнім, тобто при передачі переміщення і при прийомі депереміщення не здійснюється. Тоді при дії шуму, що має гауссовий характер розподілення, кожна умовна ймовірність у формулі (1) буде визначатися наступним співвідношенням:

$$P_i^{(q)} \{y_i / a_i^{(q)}\} = \frac{1}{\sigma\sqrt{2\pi}} \exp\left\{-\frac{[y_i - a_i^{(q)}]^2}{2\sigma^2}\right\} \quad (2)$$

де  $\sigma^2$  – потужність шуму, яка є однаковою для всіх прийнятих символів.

При знаходженні послідовності  $p$  максимальним значенням  $P_q$  можливо порівнювати не величини  $P_q$ , а величини  $\ln(P_q)$ , що дасть той же результат, оскільки логарифм – це монотонна функція. Тоді:

$$\ln(P_q) = -0,5N \ln(2\pi\sigma) - \frac{1}{2\sigma^2} \sum_i^N [y_i - a_i^{(q)}]^2 \quad (3)$$

Оскільки для всіх варіантів  $q$  величина  $-0,5N \ln(2\pi\sigma)$  залишається одна і та, то при визначенні максимальної  $P_q$  її можна не враховувати, і також можна не враховувати співмножник  $1/2\sigma^2$  перед сумою.

Оскільки знак суми від'ємний, то максимальне значення  $P_q$  буде при мініальному значенні цієї суми без знака «мінус».

$$\sum_i^N [y_i - a_i^{(q)}]^2$$

Таким чином, «класичне» правило алгоритму Вітербі у виборі шляху з мініальною сумою відстаней між прийнятими значеннями символів  $y_i$  та їх варіантів  $a_i^{(q)}$  для кожного із можливих шляхів.

При цьому ефективніше використовувати не просто лінійну метрику, а квадратичну [9].

Інша картина спостерігається при наявності завмирання, коли на передаючій стороні здійснюється

перемеження символів, а на приймальній стороні – їх зворотне депереження. В цьому випадку сусідні декодуємі символи при передачі по каналу будуть відставати один від одного на значний інтервал часу. Рівень приймального сигналу при цьому може сильно відрізнятись.

Таким чином, при постійному рівні шуму вхідних ланцюгів, який в основному і визначає загальний рівень шуму, відношення «сигнал/шум» приймальних сигналів в різні моменти часу може сильно відрізнятись.

Оскільки при фазовій демодуляції із сигналу попередньо забираються зміни амплітуди, то при зменшенні відношення «сигнал/шум» на вході демодулятора, воно зменшується і на виході, але при цьому рівень вихідного сигналу залишається постійним, а рівень шуму збільшується. Тому в сусідніх декодуємих символах рівні шуму можуть бути різні і формули (2) і (3) вже не описують найкращий метод декодування. Функція густини ймовірності кожного символу визначається з а виразом (4):

$$P_i^{(q)}\{y_i / a_i^{(q)}\} = \frac{1}{\sigma_i \sqrt{2\pi}} \exp\left\{-\frac{[y_i - a_i^{(q)}]^2}{2\sigma_i^2}\right\} \quad (4)$$

де  $\sigma_i$  – середньоквадратичне значення шуму на часовому інтервалі і-того символу. При цьому формула (3) перетворюється у вираз (5):

$$\ln(P_q) = -0,5N \ln(2\pi) - \sum_i^N \ln \sigma_i - \sum_i^N \frac{1}{2\sigma_i^2} [y_i - a_i^{(q)}]^2 = -0,5N \ln(2\pi) - \sum_i^N \ln \sigma_i - \sum_i^N a_i [y_i - a_i^{(q)}]^2 \quad (5)$$

де  $a_i = 1/2\sigma_i^2$  – деякі коректуючі коефіцієнти.

Величина  $\sum_i^N \ln \sigma_i$  однакова для всіх послідовностей. Таким чином, у запропонованому способі правило декодування складається у виборі тієї послідовності символів, якій відповідає мінімум суми  $\sum_i^N a_i [y_i - a_i^{(q)}]^2$ . Дійсно, при додаванні для кожного варіанта шляху всіх метрик його переходів, не можна між собою порівнювати їх «якість» (рис. 6).

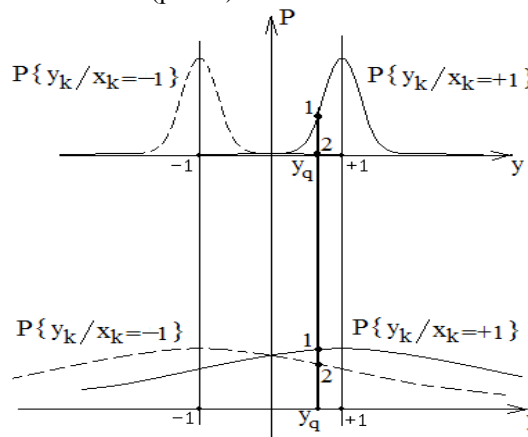


Рис. 6. Нерівномірність інформації на різних кроках, які служать для визначення метрик переходів

Розглянемо верхній, суцільною на цьому рисунку. Він відповідає ситуації, коли до демодуляції відношення «сигнал/шум» має велику величину, тобто після демодуляції рівень шуму відносно невеликий. Рівень  $y_k$  символів після демодуляції при відсутності шуму може приймати значення +1 або -1 у відповідності з логічними значеннями «1» і «0» переданих символів  $x_k$ . Коли присутній шум, то рівень символів  $y_k$  може приймати любое значення з неперервного інтервалу. Умовна вірогідність  $P\{y_k/x_k=1\}$  того, що при передачі  $x_k=1$  значення символу після демодуляції буде рівно  $y_k$ , має густину розподілення, показану на малюнку суцільною кривою (правий графік). Умовна вірогідність  $P\{y_k/x_k=0\}$  того, що при передачі  $x_k=0$  значення символу після демодуляції буде рівно  $y_k$ , має густину розподілення, показану на рисунку переривчатою кривою (лівий графік).

Широкою вертикальною прямою показана ситуація одержання в результаті демодуляції значення  $y_q$  деякого конкретного символу. Умовна вірогідність  $P\{y_q/x_q=1\}$ , що при цьому передавався  $x_q=1$ , позначена точкою під номером 1. Умовна вірогідність  $P\{y_q/x_q=0\}$ , що при цьому передавався  $x_q=0$ , позначена точкою під номером 2. Умовна вірогідність першої ситуації суттєво вище, ніж другої, і коли буде прийнято рішення, що величина символу  $x_q=1$ , таке рішення буде достатньо правдоподібним. Розглянемо нижній рисунок на рисунку 6. Він відповідає ситуації, коли до демодуляції відношення «сигнал/шум» невелике, при цьому

рівень шуму після демодуляції суттєво вище, ніж в першій ситуації. Відповідно, дві криві умовної густини розподілення суттєво більш розтягнуті по горизонтальній вісі. В цьому випадку, при одержанні після демодуляції такого ж значення символу  $y_q$ , точка 1, що відповідає передачі  $x_q=1$ , також розташована вище точки 2, що відповідає передачі  $x_q=0$ . Проте дві точки розташовані суттєво близько одна до одної, тобто значення умовної вірогідності для двох значень  $x_q$  відрізняються мало. І, хоч в цьому випадку також буде прийнято рішення, що передавався символ  $x_q=1$ , але цінність, «якості» такого рішення буде суттєво нижче, ніж в першій ситуації, а помилка такого рішення – більш вірогідна. Повертаючись до порівняння різних шляхів по решітчастій діаграмі з ціллю вибору шляху с мінімальною сумарною метрикою переходів, можна відмітити, що просте сумування метрик переходів дасть правильне рішення тільки у випадку рівноправ'я і однаковості умов вирахування кожної метрики. Якщо ж умови неоднакові, то просте сумування, яке здійснюється у випадку використання «класичного» алгоритму, може дати неправильний вибір найкращого шляху, а, відповідно, неправильне декодування прийнятої послідовності. В цьому випадку необхідно враховувати умови роботи при вирахуванні кожної метрики переходу, і вже здійснювати сумування для обчислення метрик різних шляхів. Як було показано вище, щоб рішення було максимально правдоподібним, вагові коефіцієнти при цьому повинні визначатися у відповідності з приведеними формулами.

Принцип роботи модифікованого метода декодування згорткових кодів в умовах переміщення символів полягає у тому, що спочатку здійснюється прийом радіосигналів із каналу передачі (блок Пр.), тобто підсилення і перенос сигналу в низькочастотну частину спектра, необхідну для подальшої обробки. Після цього здійснюється автоматичне регулювання підсилення (блок АРУ), в результаті чого середній рівень приймального сигналу стає постійним, що необхідно для «м'якої» демодуляції і роботи алгоритму Вітербі. Далі здійснюється демодуляція (блок Дем.) у відповідності до способу модуляції бінарного сигналу, що використовується на передаючій стороні. При використанні метода BPSK (двійкова фазова маніпуляція) при демодуляції зазвичай використовується кореляційний прийом, коли прийнятий сигнал, вирівняний по рівню, перемножується з опорним синусоїдальним коливанням і результат інтегрується на інтервалі часу, рівним довжині одного символу. Причому здійснюється «м'яка» демодуляція, тобто її результатом являється деякий рівень напруги, що лежить між завідомо відомими постійними максимальними позитивними і максимально негативними рівнями в залежності від миттєвої реалізації шуму на конкретному часовому інтервалі довжині даного символу. Амплітуда опорного сигналу постійна і має таку величину, що без врахування теплового шуму результат усереднення рівнявся б деякій величині  $U_S$  при передачі логічної одиниці, і  $-U_S$  при передачі логічного нуля. Величина  $U_S$  принципового значення не має, для зручності викладення будемо рахувати  $U_S=1$ .

Проте наявність теплового шуму в трактах реальних приймачів призводить до того, що результат усереднення після демодуляції приймає не два можливих значення (+1 і -1), а може лежати в деякому неперервному інтервалі значень між +1 і -1. Будемо рахувати, що якщо результат перемноження буде більше +1 або менше -1, то при демодуляції він приймається рівним +1 або -1 відповідно. (Для зручності подальшої обробки результат перемноження може оцифровуватись, хоча кінцева ціль запропонованого способу – підвищення завадостійкості передачі – може бути досягнута і при використанні результату перемноження в аналоговій формі).

В наступній операції першого депереження (блок Деп.1) порядок слідування прийнятих символів змінюється зворотно переміщенні, здійсненому на передаючій стороні, і одержується послідовність символів  $y_i$  різного рівня. (Цей рівень залежить від реалізації сумарного з сигналом шумового процесу на часовому інтервалі даного символу.) В результаті одержується послідовність символів  $y_i$ , значення яких лежать в інтервалі від +1 до -1. Ця послідовність подається для подальшої обробки відповідно алгоритму Вітербі. Набір вищеназваних операцій являється відомим і стандартним при здійсненні «м'якого» декодування. Одночасно з демодуляцією і першим депереженням після прийому здійснюється операція амплітудного детектування (блок АД) прийнятих символів. В результаті випрацьовується послідовність сигналів, пропорційних рівню приймальних символів. Після цього прийнята послідовність усереднюється на деякому інтервалі часу  $T_S$ , визначеному, як  $T_S=1/F$ , де  $F$  – максимальна частота завмирання (блок Уср.). Фактично при цьому здійснюється усереднення на інтервалі довжини декількох символів для усунення впливу компоненти шуму, різної на часових інтервалах кожного символу. Після цього здійснюється друге депереження (блок Деп.2), яке повністю ідентичне першому депереженню і здійснюється в ті ж моменти часу. Таким чином, величина сигналів після другого депереження в кожний  $i$ -тий момент часу відповідає по часу рівню символу  $y_i$  одразу після прийому до регулювання його рівня і демодуляції.

Далі здійснюється нелінійне перетворення (блок НП) рівнів одержаних сигналів. Як відомо, після демодуляції, наприклад фазового детектування, відношення «сигнал/шум»  $U_{ВНХ}/\sigma_{ВНХ}$  зв'язано з цим відношенням до детектування  $U_{ВХ}/\sigma_{ВХ}$ , як:

$$U_{ВНХ}/\sigma_{ВНХ} = f(U_{ВХ}/\sigma_{ВХ}),$$

де  $U_{ВХ}$  і  $U_{ВНХ}$  – середні рівні корисних сигналів до і після демодуляції;  $\sigma_{ВХ}$  і  $\sigma_{ВНХ}$  –



середньоквадратичний рівень шуму до і після демодуляції;  $f$  – деяка монотонно виростаюча нелінійна функція, вид якої залежить від використовуваного виду модуляції. При великих співвідношеннях «сигнал/шум» до демодуляції ця функція є лінійною, тобто:

$$U_{ВІХ}/\sigma_{ВІХ} = k_1 (U_{ВХ}/\sigma_{ВХ}),$$

де  $k_1$  – деякий коефіцієнт пропорційності.

Рівень вхідного шуму  $\sigma_{ВХ}$  – величина відома і, як правило, постійна під час сеансу передачі, тобто  $\sigma_{ВХ} = \text{const}$ . Рівень корисного сигналу після демодуляції визначається параметрами модуляції і для фазової маніпуляції від амплітуди вхідного сигналу не залежить.

Тому при зменшенні відношення «сигнал/шум» із-за зменшення середнього рівня корисного  $U_{ВХ}$  сигналу до демодуляції, в сигналі після демодуляції відношення «сигнал/шум» також зменшується, але за рахунок виростання рівня шуму  $\sigma_{ВІХ}$ .

Для одержання коефіцієнтів  $a_i$ , які необхідні для обробки сигналів у відповідності із формулою (5), необхідно знайти величину  $1/\sigma^2$

$$a_i = \frac{1}{\sigma_{вих}^2} = \frac{1}{U_{вих}^2} f^2\left(\frac{U_{ВХ}}{\sigma_{ВХ}}\right) = F(U_{ВХ}), \quad (6)$$

де функції  $f$  і  $F$  визначаються характеристиками демодулятора. Ця величина змінюється тільки при змінних середнього рівня вхідного сигналу, оскільки решта величини можна рахувати постійними. Для більших вхідних відношень «сигнал/шум» формула (6) набуває наступного вигляду (7):

$$a_i = \frac{1}{\sigma_{вих}^2} = \frac{k_1^2}{U_{вих}^2 \sigma_{ВХ}^2} U_{ВХ}^2 = k_2 U_{ВХ}^2, \quad (7)$$

де  $k_2$  – деякий коефіцієнт.

Таким чином, після нелінійного перетворення, виводяться значення коефіцієнтів  $a_i$ , які відповідають символу  $y_i$ . Ці коефіцієнти при перемноженні-додаванні помножуються на евклідові відстані між прийнятим символом і всіма варіантами в різних переходах для кожного переходу одержані утворення складаються по всім символам прийнятої кодової групи, утворюючи метрику даного переходу. Крім введеного в даному методі багатоканального перемноження-додавання, решта операції алгоритму утворюються відомим способом. Алгоритм згорткового декодування Вітербі включає в себе декілька операцій. На основі кодів переходів  $\delta_j$ , які визначаються структурою використовуваного згорткового коду, являються раніш відомими і залишаються постійними в процесі роботи, визначаються метрики переходів до внесення корекції на основі рівнів прийнятих символів (блок ОМП). Для цього по кожному прийнятому символу знаходяться квадрати різниці величини  $y_i$  і кодів для кожного переходу кодера при даному кроці із попереднього стану в наступний. Далі здійснюється операція багатоканального перемноження-додавання МПС, яка вводиться в даному методі в стандартний алгоритм Вітербі. В цій операції всі одержані метрики по кожному символу помножуються на коефіцієнти, рівні  $a_i$  для даного символу, і одержані утворення додаються по всім символам даної кодової групи. В результаті одержуються метрики кожного переходу  $\mu$  для даного кроку. В операції багатоканального додавання (блок МС) одержують метрики шляхів. Для цього до метрикам  $\Gamma_j$  всіх попередніх станів кодера прибавляються одержані в попередній операції метрики  $\mu$  тих переходів, які відходять від кожного стану. В блоці СиВ (порівняння метрик шляхів и вибір шляху с мінімальною метрикою) аналізуються по кожному стану ті два переходи, які до нього підходять, одержані в попередній операції величини їх сум  $\Gamma_j$  і  $\mu$ . По кожному стану вибирається той перехід, у якого така сума менше по величині. Вона стає метрикою даного стану для наступної обробки. Інший перехід з великим значенням суми відкидається. Залишений перехід добавляється до тої сукупності переходів, які вели до стану, із якого цей перехід виходить, утворюючи один із шляхів.

В блоці ОиЗ (перехід до подальшого кроку з відкиданням шляхів з великими метриками і за поминання залишених шляхів) всі залишивши шляхи запам'ятовуються, а шляхи, відкинуті на цьому кроці, із пам'яті видаляються. При переході до подальшого кроку після одержання групи кодових символів, що відповідають новому переданому інформаційному символу, одержані нові метрики переходів використовуються в операції багатоканального додавання тепер уже в якості вихідних для вирахування подальшого кроку. Крім цього, на тих попередніх кроках, на яких залишився тільки один із шляхів, номера його переходів в блоці Восст. (відродження переданої інформаційної послідовності по залишившому шляху) відносяться відповідним їм символам і одержана декодована послідовність інформаційних символів подається на вихід для подальшого використання.

На рисунку 8 представлений приклад структурної схеми реалізації запропонованого способу.

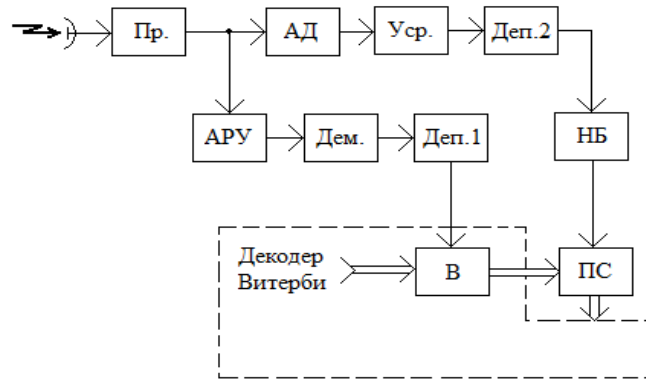


Рис. 8. Структурна схема реалізації запропонованого способу

В приймачі (блок Пр.) здійснюється прийом радіосигналів, які пройшли через канал передачі, його необхідне підсилення і перенос спектра сигналу в низькочастотну область для подальшої обробки. В блоці автоматичної регулювання підсилення (АРУ) здійснюється автоматичне регулювання підсилення, після чого середній рівень приймального сигналу стає постійним. В демодуляторі (Дем.) здійснюється демодуляція (фазове детектування) за допомогою кореляційної обробки, тобто після вирівнювання по середньому рівню сигнал перемножується на синусоїдальну напругу опорного генератора постійної амплітуди, частота якого співпадає з частотою сигналу, їх результат усереднюється на інтервалі часу, рівному довжині символу. В першому блоці деперемеження (Деп.1) здійснюється відновлення порядку слідування кодованих символів, який був до перемереження в передатчику. Паралельно з цими процедурами здійснюється одержання вагових коефіцієнтів  $\alpha_i$ , що відповідають кожному символу  $u_i$ , і необхідних для декодування відповідно даному способу. В амплітудному детекторі (АД) виділяється напруга, пропорційна рівню приймального радіосигналу. В усереднювачі (Уср.) здійснюється усереднення рівнів приймальних символів на інтервалі часу, рівному квазіперіоду замирання. В другому блоці деперемеження Деп.2 здійснюється таке ж деперемеження шляхом переставлення порядку слідування символів, яке здійснювалось в першому блоці деперемеження. В нелінійному блоці (НБ) здійснюється нелінійне перетворення вхідної напруги, яке визначається видом використовуваної модуляції-демодуляції в системі передачі. Декодер Вітербі здійснює згорткове декодування по «м'якому» алгоритму. В розрив його ланцюгів, з'єднуючих багатоканальний обчислювач (В) з послідовними ланцюгами, поміщений багатоканальний перемножувач-суматор (ПС), в якому здійснюється множення сигналу кожного із виходів багатоканального обчислювача на вихідну напругу другого блока деперемеження (Деп. 2).

Розглянемо здійснення згорткового кодування в передавачі на основі рисунку 9.

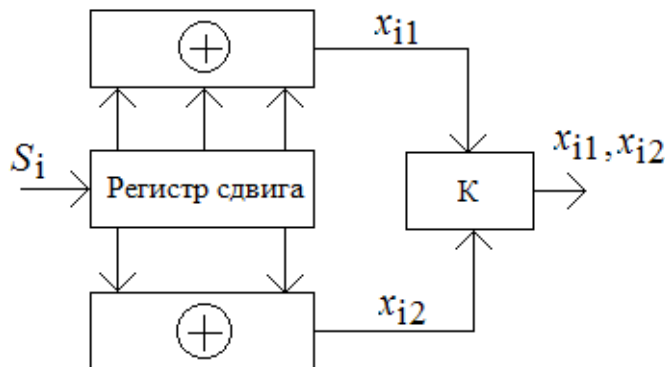


Рис. 9. Структурна схема одержання згорткового коду зі швидкістю 1/2

Як відомо, при згортковому кодуванні кожний одержаний після кодування символ визначається значеннями декількох інформаційних символів (в розглянутому прикладі – трьох символів). Крім цього, при одержанні від джерела інформації кожного нового інформаційного символу на його основі і декількох попередніх інформаційних символів виробляється не один, а група підряд їдучих кодових символів (в розглянутому прикладі – група із двох символів), всі вони одержані різними логічними операціями.

Таким чином, в розглянутому прикладі кодер складає здвигові регістр, який складається із трьох розрядів. В нього відповідно вводяться інформаційні символи  $S_i$  (ввід зліва направо, нумерація розрядів також зліва направо). По мірі вводу кожного нового символу вся їх комбінація здвигається на один розряд вправо. Символи вводяться через інтервал часу  $2T$ .

На перший суматор по модулю два надходять сигнали зі всіх трьох розрядів регістра зсуву. На другий суматор по модулю два надходять сигнали з першого і третього розрядів регістру зсуву. Результати додавання по модулю два утворюють сигнали, відповідно,  $x_{i1}$  і  $x_{i2}$ , які подаються на входи комутатора К. Комутатор через інтервали часу, рівні  $T$ , по чергово підключає на свій вихід то один, то інший із цих сигналів. Таким чином, з приходом кожного нового інформаційного символу  $S_i$ , на вихід кодера послідовно подається відповідна йому група символів  $x_{i1}$  і  $x_{i2}$ . Розглянемо процедуру декодування по відомому алгоритму Вітербі (рисунок 8). В першому блоці пам'яті БПІ зберігаються варіанти кодів вихідних сигналів кодера  $\delta_j$ , які він виробляє при надходженні на його вхід наступного інформаційного символу із врахуванням тих символів, які поступили до цього. В розглянутому прикладі знов надійшовши символ буде записаний в перший розряд регістру здвигу, два попередніх символи розміщуються в другому і третьому розрядах регістру здвигу. Ці два попередніх символи визначають стан регістру до приходу наступного символу. В залежності від їх логічних значень можливі чотири комбінації – 00, 10, 01 і 11 (тут перша цифра відповідає символу в другому розряді регістру, друга цифра – символу в третьому розряді регістру). На рисунку 10 ці стани пронумеровані номерами, відповідно, 1, 2, 3 і 4.

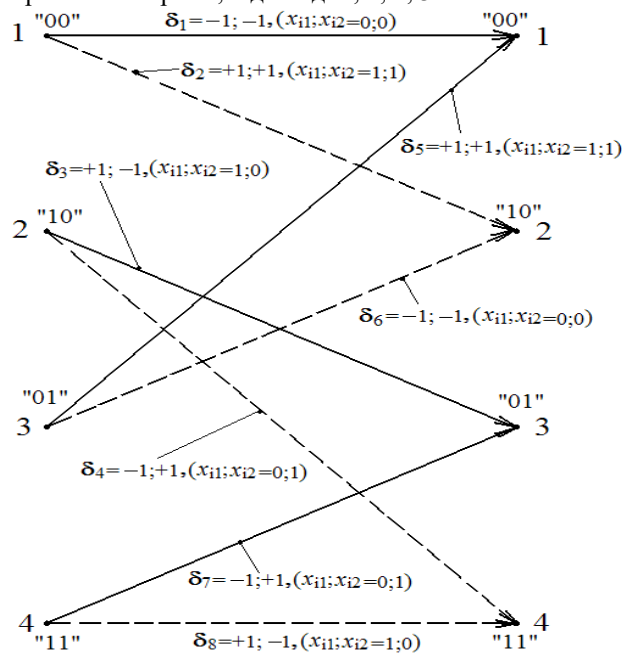


Рис. 10. Решітчаста діаграма згорткового коду зі швидкістю 1/2

При приході наступного інформаційного символу вся послідовність записаних в регістр символів здвигається вправо. Знов надійшовши символ поміщається в перший розряд, символ із першого розряду переміщається в другий, із другого в третій, а із третього розряду символ видаляється. Таким чином, комбінація символів в другому і третьому розрядах або змінюється, або ні. На рисунку 10 лівий стовбець жирних точок під номерами 1–4 відповідає попередньому стану кодера, правий стовбець точок відповідає його наступному стану. Стрілками позначені можливі варіанти переходів із попереднього стану в наступний при приході наступного символу. Суцільні стрілки позначають переходи у випадку, якщо в першому розряді здвигового регістру записується логічний нуль, а пунктирні стрілки означають, що в першому розряді записується логічна одиниця. Таким чином, можливих варіантів переходів – вісім, вони відповідають восьми різним комбінаціям вмістимого регістру. Кодові символи, утворені кодером, визначаються тією комбінацією, яка записана в регістрі. В розглянутому прикладі коди складаються із груп, які мають по два символи,  $x_{i1}$  і  $x_{i2}$ . Ці символи одержуються в результаті логічних операцій виду:

$$x_{i1} = S1 \oplus S2 \oplus S3, \quad (8)$$

$$x_{i2} = S1 \oplus S2 \oplus S3. \quad (9)$$

де  $S1$ ,  $S2$ ,  $S3$  – символи в першій, другій і третій комірці регістру зсуву відповідно; знаком  $\oplus$  позначена операція додавання за модулем два. Позначимо групу із значень цих двох символів через  $\delta_j$ ,  $j=1 \div 8$ , тобто можливі вісім варіантів кодових груп, які відповідають восьми варіантам переходів.

На приймальній стороні всі варіанти відомі і зберігаються в першому блоці пам'яті БПІ, звідки по багатоканальній шині надходять на багатоканальний обчислювач. В багатоканальному обчислювачі для кожного  $i$ -го символу вираховується набір напруг виду  $[\delta_j(1)-y_{i1}]^2$  і  $[\delta_j(2)-y_{i2}]^2$ ,  $j=1 \div 8$ , де  $\delta_j(1)$  – значення

першого символу в  $j$ -му варіанті кодової групи,  $\delta_j(2)$  – значення другого символу в цьому варіанті;  $y_{i1}$  і  $y_{i2}$  – прийняті символи, які відповідають переданим символам  $x_{i1}$  і  $x_{i2}$ .

Ці напруги по багатоканальній шині надходять на входи багатоканального помножувача-суматора, де вираховуються метрики переходів для кожного  $j$ -го варіанта переходу по формулі:

$$\mu_{i12} = \alpha_{i1} [\delta_j(1) - y_{i1}]^2 + \alpha_{i2} [\delta_j(2) - y_{i2}]^2, \quad (10)$$

де  $\alpha_{i1}$  і  $\alpha_{i2}$  вагові коефіцієнти, відповідаючи символам  $y_{i1}$  і  $y_{i2}$ .

В багатоканальному суматорі, ці метрики переходів складаються з метриками станів  $\Gamma_{1,i}$ ,  $\Gamma_{2,i}$ ,  $\Gamma_{3,i}$ ,  $\Gamma_{4,i}$ , які відповідають попередньому кроку (до прийняття текучої кодової групи). Метрика кожного переходу складається з метрикою того стану, звідки виходить цей перехід (у відповідності з рисунком 11).

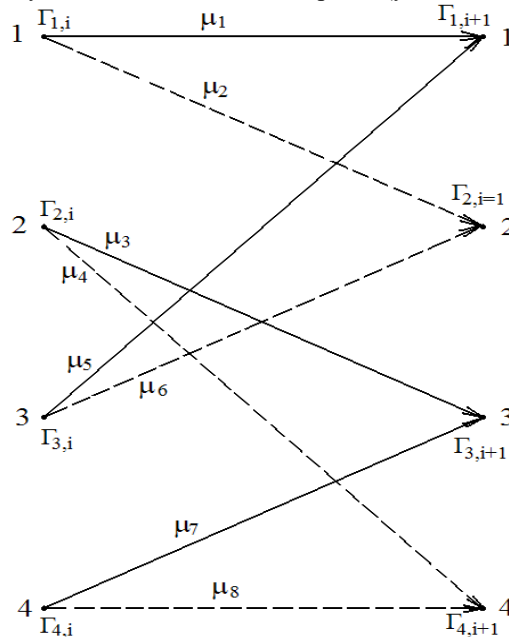


Рис. 11. Решітчаста діаграма з нумерацією переходів для згорткового коду зі швидкістю 1/2

У блоці порівняння і вибору формуються метрики для наступних станів  $i+1$ . Для цього по кожному із станів (в кожний стані входять два переходи) порівнюються дві суми цих двох переходів. Вибирається той перехід, сума якого менше по величині. Другий перехід відкидається. Ця сума стає метрикою даного стану для подальшого кроку і запам'ятовується в третьому блоці пам'яті БПЗ. В розглянутому прикладі нові метрики станів  $\Gamma_{1,i+1}$ ,  $\Gamma_{2,i+1}$ ,  $\Gamma_{3,i+1}$ ,  $\Gamma_{4,i+1}$ , визначаються по формулам (в них метрики переходів, одержані на даному кроці, пронумеровані по номерам переходів індексом  $j$  від 1 до 8,  $j=1 \div 8$ ):

$$\Gamma_{1,i+1} = \min \{ \Gamma_{1,i} + \mu_1; \Gamma_{3,i} + \mu_5 \}, \quad (11)$$

$$\Gamma_{2,i+1} = \min \{ \Gamma_{1,i} + \mu_2; \Gamma_{3,i} + \mu_6 \}, \quad (12)$$

$$\Gamma_{3,i+1} = \min \{ \Gamma_{2,i} + \mu_3; \Gamma_{4,i} + \mu_7 \}, \quad (13)$$

$$\Gamma_{4,i+1} = \min \{ \Gamma_{2,i} + \mu_4; \Gamma_{4,i} + \mu_8 \}. \quad (14)$$

При розрахунках на даному кроці метрики беруться із другого блока пам'яті БП2. Після одержання за формулам (11)-(14) метрик  $\Gamma_{1,i}$ ,  $\Gamma_{2,i}$ ,  $\Gamma_{3,i}$ ,  $\Gamma_{4,i}$  для розрахунків на наступному кроці, ці метрики надходять в другий блок пам'яті БП2, де попередні метрики видаляються, а замість них зберігаються метрики  $\Gamma_{1,i+1}$ ,  $\Gamma_{2,i+1}$ ,  $\Gamma_{3,i+1}$ ,  $\Gamma_{4,i+1}$  до проведення аналогічних процедур з приходом наступної кодової групи. Перед початком сеансу роботи метрики всіх станів рівні нулю. В третьому блоці пам'яті зберігаються номери тих переходів, які залишились після порівняння по правилу (11)–(14), а також номери попередніх залишивши переходів, які підходили до кожного стану і були залишені, так як відповідаючи їм суми були мінімальні. Якщо до будь-якого попереднього стану підходив перехід, залишений на  $(i-1)$ -му кроці (тобто на кроці до розглянутого зараз), а зараз перехід до цього стану виявився відкинутим, то відкидається і видаляється із третього блока пам'яті номер і попереднього переходу, залишеного на  $(i-1)$ -му кроці.

Таким чином, в третьому блоці пам'яті БПЗ зберігаються номери переходів, поки для кожного кроку залишаються заповнені номери більше ніж одного переходу. Коли по мірі одержання нових кодових груп для попередніх кроків залишиться в пам'яті номер тільки якого не будь одного переходу, то такі номери передаються в четвертий блок пам'яті БП4. В ньому зберігається інформація відповідності кожного номера переходу передачі або логічної одиниці, або логічного нуля. Тоді логічний символ, переданий на такому кроці, рахується рас кодований і надходить на вихід пристрою.

Якщо не вводити поправки шляхом множення на вагові коефіцієнти  $\alpha_i$ , то описаний алгоритм являється стандартною процедурою «м'якого» декодування Вітербі. Але без введення таких поправок у випадку роботи з перемеженням-деперемеженням символів при визначенні найкращого шляху за допомогою вибору шляху з мінімальною метрикою, будуть здійснюватись помилки вибору, так як в цих умовах правило обчислення мінімальних метрик повинно бути інше і реалізовуватись по формулам (4) і (5). А правило обчислення, що використовується у відомому способі, буде не відповідати принципу максимальної правдоподібності для розглянутих умов роботи, значить буде породжувати невірний вибір шляху і велику кількість помилок при декодуванні. Таким чином, використання запропонованого способу при роботі в умовах перемеження-деперемеження передаючих закодованих згортковим кодом символів дозволяє знизити вірогідність помилки при декодуванні і підвищить завадостійкість передаючої інформації. Додатковий вииграш в завадостійкості можна досягнути шляхом використання просторового рознесення, а саме різних методів квазіоптимального управління передачею рознесених сигналів [4, 7, 8, 10, 11, 12, 13, 14, 15, 16, 17, 18, 22]. У роботі використаний метод лінійного додавання сигналів. Суть якого в тому, що два кодових символи передаються по двох незалежних один від одного каналам передачі інформації. В декодері вираховуються метрики станів для кожного каналу у відповідності із запропонованим методом, які потім складаються. В подальшому послідовність алгоритму така ж, як і в описаному вище методі.

**Висновки.** 1. Наявність завмирання сигналів в каналі передачі інформації суттєво погіршує завадостійкість систем передачі інформації із згортковим кодуванням.

2. На основі вже існуючого «класичного» алгоритму згорткового декодування Вітербі шляхом не тяжких перетворень отриманий новий метод декодування згорткових кодів, який дозволяє розв'язувати задачу роботи системи передачі інформації в умовах перемеження символів.

3. Незалежно від типу згорткового коду і моделі завмирання сигналів характеристики завадостійкості модифікованого алгоритму Вітербі при перемеженні символів вище, ніж у стандартного алгоритму Вітербі.

4. Із розглянутих кодів найбільший вииграш від застосування модифікації спостерігається при використанні згорткових кодів з швидкістю 1/2, у перфорованих кодів при збільшенні швидкості коду ефективність від застосування метода знижується.

### Література

1. Васильська М. В. Розробка моделей для дослідження згорткового кодування в системах мобільного зв'язку ISSN 1997-9266 / М. В. Васильська, В. А. Гикавий // Вісник Вінницького політехнічного інституту. – 2009. – № 4.
2. Порогове декодування згорткових кодів / Волошок В.О., Глухов В.С., Ліпич К.І., Юрчук А.В. – 2006.
3. Вітербі А.Д. Принципи цифрового зв'язку і кодування / А.Д. Вітербі, Дж.К. Омура ; пер. с англ. – М. : Радио и связь, 1982. – 536 с.
4. Двухсторонняя адаптивная линия передач разнесенных сигналов: патент на полезную модель 127563 Рос. Федерация: МПК Н04В 7/04 / Полушин П.А., Матюха В.А., Леммле Д.В., Сеницин Д.В. ; заявитель и патентообладатель ФГБОУ ВПО Владимирский государственный университет. – № 2012118156/07 ; заявл. 03.05.2012 ; опубл. 27.04.2014 ; Бюл. № 12.
5. Левин Б.Р. Теоретические основы статистической радиотехники / Б.Р. Левин. – М. : Сов. радио, 1974, Т. 1. – 552 с. ; 1975, Т. 2. – 392 с. ; 1976, Т. 3. – 288 с.
6. Морелос – Сарагоса Р. Искусство помехоустойчивого кодирования. Методы, алгоритмы, использования / Р. Морелос – Сарагоса ; пер. с англ. – М. : Техносфера, 2005. – 320 с.
7. Никитин О.Р. Использование пространственной матрицы при разнесенном приеме сигналов / О.Р. Никитин, П.А. Полушин, М.В. Гиршевич, В.А. Пятов // Известия института инженерной физики. – 2009. – № 2(12). – С. 63–66.
8. Никитин О.Р. Метод комбинированной обработки разнесенных сигналов / О.Р. Никитин, П.А. Полушин, М.В. Гиршевич, В.А. Пятов // Вестник Рязанского радиотехнического университета. – 2009. – № 1 (вип. 27). – С. 32–37.
9. Никитин О.Р. Метрика при сверточной обработке сигналов / О.Р. Никитин, П.А. Полушин, Д.В. Сеницин, Е.В. Ульянова // Фундаментальные исследования. – 2012. – № 11, ч. 2. – С. 450–453.
10. Никитин О.Р. Управление приемом и передачей сигналов в двусторонних системах с многократным пространственным разнесением / О.Р. Никитин, П.А. Полушин, Д.В. Сеницин, В.А. Матюха // Вестник Нижегородского университета им. Н.И. Лобачевского. – 2012. – № 5, ч. 1. – С. 65–70.
11. Полушин П.А. Адаптация алгоритму сверточного кодирования при завмирании сигналов / П.А. Полушин, Д.В. Сеницин, Д.А. Мартишевская // Перспективные технологии в средствах передачи информации материалы X МНТК. – Владимир, 2013. – С. 134–136.
12. Полушин П.А. Квазиоптимальное управление передачей сигналов при разнесенном приеме / П.А. Полушин, В.А. Пятов, Е.В. Ульянова // Перспективные технологии в средствах передачи информации: материалы 8-й МНТК, Владимир. – 21-23 мая 2009. – т. 1. – С. 214–219.
13. Полушин П.А. Обобщенный метод комбинирования разнесенных сигналов / П.А. Полушин, А.Г. Самойлов, С.А. Самойлов // Проектирование и технология электронных средств. – 2006. – № 1. – С. 2–8.
14. Полушин П.А. Порівняльні характеристики оптимального і квазіоптимального керування передачею рознесених сигналів / П.А. Полушин, В.А. Пятов, Д.В. Сеницин // Перспективные технологии в средствах передачи информации : материалы 9-й МНТК. – Владимир, 2011. – С. 199–202.
15. Программа исследования методов управления передачей разнесенных сигналов: свид. 2012614440 Рос. Федерация / Полушин П.А., Сеницин Д.В. ; заявитель и правообладатель ФГБОУ ВПО Владимирский государственный университет. – № 2012612187 ; заявл. 27.03.2012.
16. Программа исследования модифицированного алгоритму сверточного декодирования Витерби в условиях замирання сигналов: свид. 2013661608 Рос. Федерация / Полушин П.А., Сеницин Д.В. ; заявитель и правообладатель ФГБОУ ВПО Владимирский государственный университет. – № 2013619559 ; заявл. 22.10.2013.

17. Синицин Д.В. Модификация алгоритму сверточного декодирования Витерби в условиях замирания сигналов / Д.В. Синицин // Наука. Технологии. Инновации : материалы ВНК молодых ученых. – Новосибирск, 2013. – С. 232–234.
18. Синицин Д.В. Порівняльні характеристики оптимального і квазіоптимального управління передачею рознесених сигналів / Д.В. Синицин // Матеріали XV ВНК студентів-радіофізиків. – СПб, 2011. – С. 112.
19. Системы мобильной связи : учебное пособие для вузов / В.П. Ипатов, В.К. Орлов, И.М. Самойлов, В.Н. Смирнов ; под ред. В.П. Ипатова. – М. : Горячая линия-Телеком, 2003. – 272 с.
20. Скляр Б. Цифровая связь. Теоретические основы и практическое использования / Б. Скляр ; пер. с англ. – М. : Изд. дом Вильямс, 2003. – 1104 с.
21. Тихонов В.И. Статическая радиотехника / В.И. Тихонов. – М. : Сов. радио. 1966. – 678 с.
22. Polushin P.A. Using of Joint Management of Transmission and Receiving of Signals by Parallel Channels / P.A. Polushin, D.V. Sinitsin // Indian Science Cruiser. – 2013. – Vol. 27, № 4. – P. 52–54.
23. Viterbi A. Convolutional codes and an their performance in communication systems / A.J. Viterbi // IEEE Trans. Commun. Technol. – 1971. – Vol. COM19, n.5, October. – P. 751–772.
24. Viterbi A.J. Error bounds for convolutional codes and an asymptotically optimum decoding algorithm / A.J. Viterbi // IEEE Trans. Inf. Theory. – 1967. – Vol. IT13, April. – P. 260–269.

## References

1. Vasylska M. V. Rozrobka modelei dlia doslidzhennia zhortkovoho koduvannia v systemakh mobilnoho zviazku ISSN 1997-9266 / M. V. Vasylska, V. A. Hykavyi // Visnyk Vinnytskoho politekhnichnoho instytutu. – 2009. – № 4.
2. Porohove dekoduvannia zhortkovykh kodiv / Voloshok V.O., Hlukhov V.S., Lipich K.I., Yurchuk A.V. – 2006.
3. Viterbi A.D. Pryntsyry tsyfrovoho zviazku i koduvannia / A.D. Viterbi, Dzh.K. Omura ; per. s anhl. – М. : Radyo y sviaz, 1982. – 536 s.
4. Dvuhstoronnjaja adaptivnaja linija peredach raznesennykh signalov: patent na poleznuju model' 127563 Ros. Federacija: MPK N04V 7/04 / Polushin P.A., Matjuha V.A., Lemmle D.V., Sinicin D.V. ; zjavitel' i patentoobladatel' FGBOU VPO Vladimirs'kij gosudarstvennij universitet. – № 2012118156/07 ; zjavl. 03.05.2012 ; opubl. 27.04.2014 ; Bjul. № 12.
5. Levin B.R. Teoreticheskie osnovi statisticheskoi radiotekhniki / B.R. Levin. – М. : Sov. radio, 1974, T. 1. – 552 s. ; 1975, T. 2. – 392 s. ; 1976, T. 3. – 288 s.
6. Morelos – Saragosa R. Iskusstvo pomehoustojchivogo kodirovanija. Metody, algoritmy, ispol'zvanija / R. Morelos – Saragosa ; per. s angl. – М. : Tehnosfera, 2005. – 320 s.
7. Nikitin O.R. Ispol'zovanie prostranstvennoj matrici pri raznesennom prijome signalov / O.R. Nikitin, P.A. Polushin, M.V. Girshevich, V.A. Pjатов // Izvestija instituta inzhenernoj fiziki. – 2009. – № 2(12). – S. 63–66.
8. Nikitin O.R. Metod kombinirovannoj obrabki raznesennykh signalov / O.R. Nikitin, P.A. Polushin, M.V. Girshevich, V.A. Pjатов // Vestnik Rjazanskogo radiotekhnicheskogo universiteta. – 2009. – № 1 (vip. 27). – S. 32–37.
9. Nikitin O.R. Metrika pri svertochnoj obrabotki signalov / O.R. Nikitin, P.A. Polushin, D.V. Sinicin, E.V. Ul'janova // Fundamentalnye issledovanija. – 2012. – № 11, ch. 2. – S. 450–453.
10. Nikitin O.R. Upravlenie prijomom i peredachej signalov v dvustoronnih sistemah s mnogokratnim prostranstvennim rozneseniem / O.R. Nikitin, P.A. Polushin, D.V. Sinicin, V.A. Matjuha // Vestnik Nizhegorodskogo universiteta im. N.I. Lobachevskogo. – 2012. – № 5, ch. 1. – S. 65–70.
11. Polushin P.A. Adaptacija algoritmu svertochnogo kodirovanija pri zavmiranii signalov / P.A. Polushin, D.V. Sinicin, D.A. Martishevskaja // Perspektivnye tehnologii v sredstvakh peredachi informacii materialy X MNTK. – Vladimir, 2013. – S. 134–136.
12. Polushin P.A. Kvazioptimal'noe upravlenie peredachej signalov pri raznesennom prijome / P.A. Polushin, V.A. Pjатов, E.V. Ul'janova // Perspektivnye tehnologii v sredstvakh peredachi informacii: materialy 8-j MNTK, Vladimir. – 21-23 maja 2009. – t. 1. – S. 214–219.
13. Polushin P.A. Obobshhennij metod kombinirovanija raznesennykh signalov / P.A. Polushin, A.G. Samojlov, S.A. Samojlov // Proektirovanie i tehnologija jelektronnih sredstv. – 2006. – № 1. – S. 2–8.
14. Polushin P.A. Porivnjal'ni charakteristiki optimal'nogo i kvazioptimal'nogo keruvannja peredacheju roznesennykh signaliv / P.A. Polushin, V.A. Pjатов, D.V. Sinicin // Perspektivnye tehnologii v sredstvakh peredachi informacii : materialy 9-j MNTK. – Vladimir, 2011. – S. 199–202.
15. Programma issledovannija metodov upravlenija peredachej raznesennykh signalov: svid. 2012614440 Ros. Federacija / Polushin P.A., Sinicin D.V. ; zjavitel' i pravoobladatel' FGBOU VPO Vladimirs'kij gosudarstvennij universitet. – № 2012612187 ; zjavl. 27.03.2012.
16. Programma issledovannija modifitsirovanogo algoritmu svertochnogo dekodirovanija Viterbi v uslovijah zamiranija signalov: svid. 2013661608 Ros. Federacija / Polushin P.A., Sinicin D.V. ; zjavitel' i pravoobladatel' FGBOU VPO Vladimirs'kij gosudarstvennij universitet. – № 20136619559 ; zjavl. 22.10.2013.
17. Sinicin D.V. Modifikacija algoritmu svertochnogo dekodirovanija Viterbi v uslovijah zamiranija signalov / D.V. Sinicin // Nauka. Tehnologii. Innovacii : materialy VNK molodih uchenih. – Novosibirsk, 2013. – S. 232–234.
18. Sinicin D.V. Porivnjal'ni charakteristiki optimal'nogo i kvazioptimal'nogo upravlinnja peredachoj roznesennykh signaliv / D.V. Sinicin // Materialy XV VNK studentov-radiofizikov. – SPb, 2011. – S. 112.
19. Системы мобильной связи : учебное пособие для вузов / В.П. Ипатов, В.К. Орлов, И.М. Самойлов, В.Н. Смирнов ; под ред. В.П. Ипатова. – М. : Горячая линия-Телеком, 2003. – 272 с.
20. Скляр Б. Цифровая связь. Теоретические основы и практическое использования / Б. Скляр ; пер. с англ. – М. : Изд. дом Вильямс, 2003. – 1104 с.
21. Тихонов В.И. Статическая радиотехника / В.И. Тихонов. – М. : Сов. радио. 1966. – 678 с.
22. Polushin P.A. Using of Joint Management of Transmission and Receiving of Signals by Parallel Channels / P.A. Polushin, D.V. Sinitsin // Indian Science Cruiser. – 2013. – vol. 27, № 4. – P. 52–54.
23. Viterbi, A. Convolutional codes and an their performance in communication systems / A.J.Viterbi // IEEE Trans. Commun. Technol. – 1971. – vol. COM19, n.5, October. – P. 751–772.
24. Viterbi, A.J. Error bounds for convolutional codes and an asymptotically optimum decoding algorithm / A.J.Viterbi // IEEE Trans. Inf. Theory. – 1967. – vol. IT13, April. – P. 260–269.

Рецензія/Peer review : 16.11.2018      Надрукована/Printed : 12.02.2019  
Рецензент: д. т. н., проф. Бойко Ю. М.