

Винахід належить до області передачі повідомлень і може бути використаний в системах телевимірювань, телеуправління, зв'язку і обчислювальній техніці.

Відомий спосіб детектування багатопозиційних сигналів, який полягає в перетворенні вхідного сигналу $y(t)$ і $m = 2^k$ можливих сигналів $u(X_i, t)$, $i = \overline{1, m}$, в m апостеріорних імовірностей $P(X_i / y)$, прийому можливих сигналів $u(X_i, t)$, $i = \overline{1, m}$ і виборі найбільшої апостеріорної імовірності $P(X_i / y)$, (на рисунках 4.2 [1], 5.11 [2] зображені структурні схеми пристроїв, в яких реалізується цей відомий спосіб). Недоліком цього способу є те, що тут приймаються жорсткі рішення, які не дозволяють виконати м'яке (аналогове) декодування, і не ураховуються енергія і апіорні імовірності $P(X_j)$ можливих сигналів $u(X_i, t)$, $i = \overline{1, m}$. Ці недоліки ведуть до зниження завадостійкості.

Найбільш близьким за технічною суттю до заявленого способу є спосіб некогерентного детектування багатопозиційних сигналів (на рис. 4.1, 4.3 [1], 10.2, 11.1 [3] зображені структурні схеми пристроїв, в яких реалізується спосіб, який вибрано як прототип).

Суть прототипу полягає у тому, що вхідний сигнал $y(t) = u(X_j, t) + n(t)$, $0 \leq t \leq T_c$, де $u(X_j, t)$, $j = \overline{1, m}$, - неспотворений сигнал тривалістю T_c , $n(t)$ - адитивний шум, $X_j = (x_{1j}, x_{2j}, \dots, x_{kj})$ - безнадлишкова двійкова кодова послідовність, яка передається за допомогою сигналу $u(X_j, t)$, $m = 2^k$ можливих сигналів $u(X_i, t)$, $i = \overline{1, m}$, де $X_i = (x_{1i}, x_{2i}, \dots, x_{ki})$, і їх апіорні імовірності $P(X_i)$ перетворюють в m апостеріорних імовірностей прийому можливих сигналів відповідно формули $P(X_i / y) = k_0 \exp \{ - [E_i / N_0 - \ln P(X_i)] \} I_0(2V_i / N_0)$, де $I_0(x)$ - модифікована функція Бесселя першого роду нульового порядку, k_0 - постійний коефіцієнт, E_i - енергія сигналу $u(X_i, t)$, N_0 - спектральна щільність потужності шуму $n(t)$,

$$V_i = \sqrt{\left[\int_0^{T_c} y(t) \cdot u(X_i, t) dt \right]^2 + \left[\int_0^{T_c} y(t) \cdot \hat{u}(X_i, t) dt \right]^2}, \quad \hat{u}(X_i, t) - \text{перетворення за}$$

Гільбертом $\hat{u}(X_i, t)$, вибирають максимальне значення з одержаних імовірностей і приймають рішення про прийом тієї без надлишкової двійкової кодової послідовності, якій відповідає максимальне значення апостеріорної імовірності.

Загальне для прототипу і способу, який заявляється, є те, що вхідний сигнал $y(t) = u(X_j, t) + n(t)$, $0 \leq t \leq T_c$, де $u(X_j, t)$, $j = \overline{1, m}$, - неспотворений сигнал тривалістю T_c , $n(t)$ - адитивний шум, $X_j = (x_{1j}, x_{2j}, \dots, x_{kj})$ безнадлишкова двійкова кодова послідовність, яка передається за допомогою сигналу $u(X_j, t)$,

$m = 2^k$ можливих сигналів $u(X_i, t)$, $i = \overline{1, m}$, де $X_i = (x_{1i}, x_{2i}, \dots, x_{ki})$, і їх апіорні імовірності $P(X_i)$ перетворюють в m апостеріорних імовірностей прийому можливих сигналів відповідно формули $P(X_i / y) = k_0 \exp \{ - [E_i / N_0 - \ln P(X_i)] \} I_0(2V_i / N_0)$, де $I_0(x)$ - модифікована функція Бесселя першого роду нульового порядку, k_0 - постійний коефіцієнт, E_i - енергія сигналу $u(X_i, t)$, N_0 - спектральна щільність потужності шуму $n(t)$,

$$V_i = \sqrt{\left[\int_0^{T_c} y(t) \cdot u(X_i, t) dt \right]^2 + \left[\int_0^{T_c} y(t) \cdot \hat{u}(X_i, t) dt \right]^2}, \quad \hat{u}(X_i, t) - \text{перетворення за}$$

Гільбертом $u(X_i, t)$.

Недоліком відомого способу є те, що одержані за його допомогою рішення - жорсткі, а саме одержані оцінки двійкових символів мають значення 0 або 1. Це не дозволяє використати м'яке (аналогове) декодування при використанні завадостійких кодів. Наслідком цього є втрати завадостійкості 2дБ і 10...20дБ при використанні стаціонарних (супутникових, УКХ при умові прямої видимості) і нестаціонарних (короткохвильових і тропосферних), відповідно, каналів радіозв'язку [4].

В основі винаходу - удосконалення способу некогерентного детектування багатопозиційних сигналів, в якому (в результаті нової обробки сигналу) виконується декомпозиція (розділ) інформації. Декомпозиція полягає у тому, що вся інформація про значення кожного окремого двійкового символу, спочатку розподілена за кількома компонентами вхідного сигнального вектора, зосереджується в одній компоненті вихідного сигнального вектора (який складається з k вихідних сигналів). Тут мають місце сумісне вилучення і зосередження (у визначених місцях і без втрат) інформації про окремі компоненти інформаційного вектора. Алгоритм детектування є оптимальним за критерієм максимуму апостеріорної імовірності. При цьому відсутні втрати інформації. Це веде до відсутності втрат в енергетичному виражі від кодування (ЕВК), потенціально можливого для сигнально-кової конструкції, яка використовується.

Відмічений технічний результат досягається тим, що у відомий спосіб некогерентного детектування багатопозиційних сигналів, який полягає у тому, що вхідний сигнал $y(t) = u(X_j, t) + n(t)$, $0 \leq t \leq T_c$, де $u(X_j, t)$, $j = \overline{1, m}$, - неспотворений сигнал тривалістю T_c , $n(t)$ - адитивний шум, $X_j = (x_{1j}, x_{2j}, \dots, x_{kj})$ - безнадлишкова двійкова кодова послідовність, яка передається за допомогою сигналу $u(X_j, t)$, $m = 2^k$ можливих сигналів $u(X_i, t)$, $i = \overline{1, m}$, де $X_i = (x_{1i}, x_{2i}, \dots, x_{ki})$, і їх апіорні імовірності $P(X_i)$ перетворюють в m апостеріорних імовірностей прийому можливих сигналів відповідно формули $P(X_i / y) = k_0 \exp \{ - [E_i / N_0 - \ln P(X_i)] \} I_0(2V_i / N_0)$, де $I_0(x)$ - модифікована функція Бесселя першого роду нульового порядку, k_0 - постійний коефіцієнт, E_i - енергія сигналу $u(X_i, t)$, N_0 - спектральна щільність потужності шуму $n(t)$,

$$V_i = \sqrt{\left[\int_0^{T_c} y(t) \cdot u(X_i, t) dt \right]^2 + \left[\int_0^{T_c} y(t) \cdot \hat{u}(X_i, t) dt \right]^2}, \quad \hat{u}(X_i, t) - \text{перетворення за}$$

Гільбертом $u(X_i, t)$, відповідно винаходу, введені наступні суттєві ознаки: імовірності $P(X_i / y)$ групують у $2k$ підгруп, пари яких утворюють k груп таким чином, що перша і друга суми імовірностей $P(X_i / y)$ підгруп h -

$i, h = \overline{1, k}$, групи дорівнюють відповідно апостеріорним імовірностям

$$P(x_h = 1 \div y) = k_0 \cdot \sum_{x_{i1}=0}^1 \cdots \sum_{x_{ih}=0, x_{ih}=x_h \neq 0}^1 \cdots \sum_{x_{ki}=0}^1 \exp\{-[E_i \div N_0 - \ln P(X_i)]\} \cdot I_0(2V_i \div N_0) ;$$

$$P(x_h = 1 \div y) = k_0 \cdot \sum_{x_{i1}=0}^1 \cdots \sum_{x_{ih}=0, x_{ih}=x_h \neq 1}^1 \cdots \sum_{x_{ki}=0}^1 \exp\{-[E_i \div N_0 - \ln P(X_i)]\} \cdot I_0(2V_i \div N_0)$$

значень 1 і 0 h-го двійкового символу кодової послідовності $X = (x_1, x_2, \dots, x_k)$ апостеріорні імовірності, об'єднані в підгрупи, сумують, результати сумування логарифмують, з одержаних логарифмів одержують різниці так, що, h-та різниця дорівнює логарифму відношення правдоподібності $\hat{X}_h = \ln [P(x_h = 1 \div y) / P(x_h = 0 \div y)]$ значень h-го двійкового символу кодової послідовності $X = (x_1, x_2, \dots, x_k)$ і є h-ю складовою вихідного сигналу. Досягнення зазначеного технічного результату, як відзначалося вище, забезпечується обчисленням логарифма відношення правдоподібності

$\hat{X}_h = \ln [P(x_h = 1 \div y) / P(x_h = 0 \div y)]$ значень h-го двійкового символу кодової послідовності $X = (x_1, x_2, \dots, x_k)$.

На фіг. представлена структурна схема пристрою (детектора), в якому реалізується запропонований спосіб детектування.

Пристрій має блоки 1.1, 1.2, ..., 1.m обчислення апостеріорних імовірностей $P(X_1 / y)$, $P(X_2 / y)$, $P(X_m / y)$, з'єднувачі 2.1, 2.2, ..., 2.m, суматори 3.10, 3.20, ..., 3.m0, 3.11, 3.21, ..., 3.m1, логарифмувачі 4.10, 4.20, ..., 4.m0, 4.11, 4.21, ..., 4.m1 і блоки віднімання 5.1, 5.2, ..., 5.m.

Робота детектора полягає у наступному. В блоках 1.1, 1.2, ..., 1.m обчислюються апостеріорні імовірності $P(X_1 / y)$, $P(X_2 / y)$, $P(X_m / y)$, відповідно формули $P(X_i / y) = k_0 \exp\{-[E_i / N_0 - \ln P(X_i)]\} \cdot I_0(2V_i / N_0)$. Останні групуються за допомогою з'єднувачів 2.1, 2.2, ..., 2.m так, щоб в суматорах 3.10, 3.20, ..., 3.m0, 3.11, 3.21, ..., 3.m1 одержати суми, які дорівнюють, відповідно, апостеріорним імовірностям

$$P(x_h = 1 \div y) = k_0 \cdot \sum_{x_{i1}=0}^1 \cdots \sum_{x_{ih}=0, x_{ih}=x_h \neq 0}^1 \cdots \sum_{x_{ki}=0}^1 \exp\{-[E_i \div N_0 - \ln P(X_i)]\} \cdot I_0(2V_i \div N_0) ,$$

(1)

$$P(x_h = 1 \div y) = k_0 \cdot \sum_{x_{i1}=0}^1 \cdots \sum_{x_{ih}=0, x_{ih}=x_h \neq 1}^1 \cdots \sum_{x_{ki}=0}^1 \exp\{-[E_i \div N_0 - \ln P(X_i)]\} \cdot I_0(2V_i \div N_0)$$

(2)

значень 1 і 0 h-го двійкового символу кодової послідовності $X = (x_1, x_2, \dots, x_k)$. Одержані суми логарифмують в логарифмувачах 4.10, 4.20, ..., 4.m0, 4.11, 4.21, ..., 4.m1. В результаті віднімання з логарифмів сум (1) логарифмів сум (2) в блоках віднімання 5.1, 5.2, ..., 5.m. одержують логарифми відношення правдоподібності $\hat{X}_h = \ln [P(x_h = 1 \div y) / P(x_h = 0 \div y)]$ значень h-го, $h = \overline{1, k}$ символу кодової послідовності $X = (x_1, x_2, \dots, x_k)$. Вони є достатніми статистиками, які тримають в собі всю інформацію відносно значень символів x_h , яка є в сигналі $y(t)$ [5]. Сигнали $\hat{X}_h, \overline{1, k}$, пропонується використовувати як вхідні для аналогових декодерів двійкових кодів.

Викладене підтверджує можливість здійснення винаходу, який може бути використаний в області зв'язку, телеуправління, телевимірювань і обчислювальної техніки. Особливо корисним є застосування цього технічного рішення у нестационарних (короткохвильових і тропосферних) канал радіозв'язку, де застосування способу когерентного детектування багатопозиційних сигналів утруднене, а застосування способу некогерентного детектування багатопозиційних сигналів з жорсткими рішеннями [1, 2, 3] веде до енергетичних втрат на 10...20дБ [4].

ДЖЕРЕЛА ІНФОРМАЦІЇ

1. Фінк Л. М. Теорія передачі дискретних сигналів. - М.: Рад. радіо, 1970.
2. Під ред. В. В. Калмикова. Радіотехнічні системи передачі інформації. - М.: Радіо і зв'язок, 1990.
3. Гуткін Л. С. Теорія оптимальних методів радіоприйому при флуктуаційних перешкодах. - М.: Рад. радіо, 1972.
4. Туркін А. І. Рекуррентний прийом складних сигналів. - М.: Радіо і зв'язок 1988.
5. Форні Д. Каскадні коди: Пер. з англ. / Під ред. С. І. Самойленко. - М.: Мир, 1970.

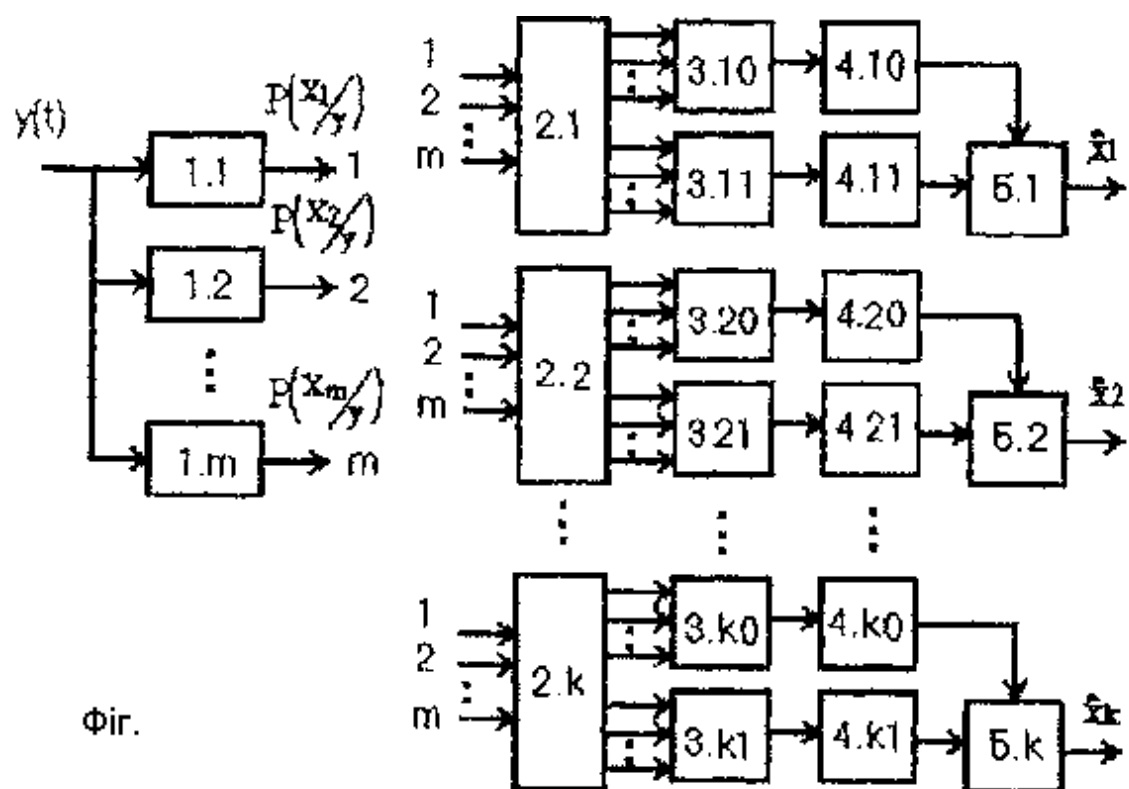


Fig.