

РЕАЛІЗАЦІЯ ЗАВАДОСТІЙКОГО ДЕШИФРАТОРА ЦИКЛІЧНИХ КОДІВ НА ОСНОВІ КЛІТИННИХ АВТОМАТІВ

Остапов С.Е.¹, Жихаревич В.В.²

¹Чернівецький національний університет імені Юрія Федьковича

²Національний технічний університет

"Харківський політехнічний інститут"

Чернівецький факультет,

м. Чернівці

Останнім часом активно розробляються та впроваджуються різноманітні обчислювальні структури, засновані на принципах клітинно-автоматної (КА) логіки. Ці структури приваблюють своєю порівняно простою реалізацією, універсальністю та паралелізмом, що дозволяє на порядки підвищити швидкість обчислювальних процесів. Така привабливість КА стимулює постійне розширення меж їх застосовності та пошук нових обчислювальних структур.

В рамках даної роботи синтезовано завадостійку систему, яка вирішує задачу виявлення та виправлення помилок у прийнятих кодових комбінаціях, закодованих циклічними кодами. Як відомо, характерною властивістю завадостійких циклічних кодів є можливість отримання кодових комбінацій шляхом циклічного зсуву утворюючого коду та його інверсії, доповнені комбінаціями, що містять всі нулі та всі одиниці.

Структура двомірного клітинно-автоматного поля при цьому являє собою набір регістрів циклічного зсуву, у вертикально розташовані регистри якого заносяться копії утворюючої кодової комбінації, а у горизонтальні – копії прийнятого коду. Пошук помилкової позиції в нашому випадку буде полягати у зсуві прийнятого коду відносно утворюючого та визначення кодової відстані (точніше, ознаки співпадіння) між ними в кожній комірці клітинно-автоматного поля.

Окрім бітів утворюючого та прийнятого кодів, структура клітинних автоматів передбачає наявність бітів деякого числа $F=F_3F_2F_1F_0$, відповідні значення яких містять інформацію щодо співпадіння бітів утворюючого коду, їх інверсій, констант 0 або 1 із бітами прийнятого коду. Введемо позначення: s – значення біту утворюючого коду для деякої клітини поля, c – значення біту прийнятого коду. Тоді вирази для F_3, F_2, F_1, F_0 визначимо у вигляді:

$$F_0 = (\overline{s \oplus c}) \cdot F_0; F_1 = (\overline{s \oplus c}) \cdot F_1; F_2 = (\overline{0 \oplus c}) \cdot F_2; F_3 = (\overline{1 \oplus c}) \cdot F_3.$$

При цьому біти F_3, F_2, F_1, F_0 початково ініційовані одиничними значеннями. Аналізуючи F на останньому такті декодування можна робити висновки щодо безпомилковості прийнятого коду або помилкової позиції. Позиція, яка відповідає переходу з $F \neq 0$ у $F=0$ на останньому такті декодування є помилковою.