

Захист напівпровідникової пам'яті за допомогою циклічних кодів

Семеренко В. П.

Доцент, к.т.н., кафедра обчислювальної техніки, Вінницький національний технічний університет
Хмельницьке шосе 95, м. Вінниця, Україна, vpsemerenko@ukr.net

Анотація — Розглянуто типи дефектів і моделі м'яких помилок в пристроях динамічної напівпровідникової пам'яті з позицій завадостійкого кодування. Проведено аналіз використання циклічних кодів для різних типів помилок: випадкових, пакетів помилок і байтових помилок. На основі автоматних моделей циклічних кодів запропоновані нові оцінки виявляючої та коректувальної здатності цих кодів. Показано особливості виявлення суцільних пакетів помилок.

Ключові слова: напівпровідникова пам'ять, м'які помилки, пакети помилок, байти помилок, циклічні коди, коректувальна здатність коду.

The protection of semiconductor memory by cyclic codes

Semerenco V. P.

Ph.D, Associate Prof., Department of Computer Technique, Vinnytsia National Technical University
VNTU, Khmelnytske shose 95, Vinnytsia, 21021, Ukraine, vpsemerenko@ukr.net

Abstract — The types of failures and models of soft errors in dynamic semiconductor memory (DRAM) from point of view of the error correcting codes are considered. The analysis of using of cyclic codes is carried for the different types of errors: random errors, bursts errors and byte errors. The new estimations of detectable and correctable capability of cyclic codes based on their automaton models are introduced. The feature of detecting the full burst errors is shown.

Keywords: semiconductor memory, soft errors, burst errors, byte errors, cyclic codes, correcting capability of codes.

I. ВСТУП

Ефективність комп'ютерної техніки в значній мірі визначається вірогідністю інформації, що обробляється цифровими пристроями. Найчастіше дані спотворюються в запам'ятовуючих пристроях (ЗП), особливо, в напівпровідникових ЗП (НЗП) [1].

З ростом ступеня інтеграції сучасних НЗП ускладнюється пошук і виявлення в них помилок. Для захисту інформації в таких пристроях в останні роки все частіше застосовують різноманітні коректуючі коди [1-2]. Правомірність використання в технічній діагностиці завадостійкого кодування базується на правомірності аналогії елементів пам'яті як специфічного каналу передачі даних (рис.1), в якому інформація передається не в просторі, а в часі [1].

Використання завадостійких кодів призводить до введення додаткових апаратних витрат, однак це дозволяє в більшості випадків компенсувати неправильне функціонування пристроїв пам'яті.

II. Типи ДЕФЕКТІВ І МОДЕЛІ ПОМИЛОК В НЗП

Найчастіше дефекти в НЗП поділяють на відмови (або жорсткі (*hard*) дефекти) та збої (або м'які (*soft*) дефекти).

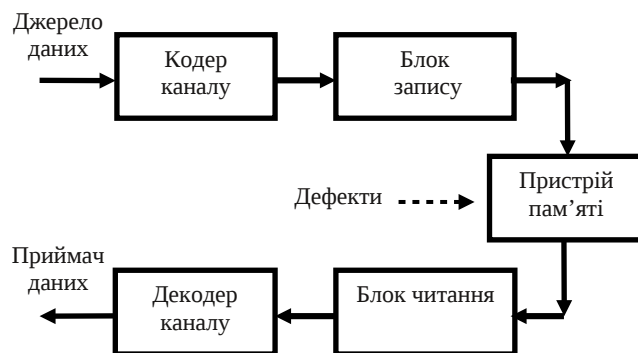


Рисунок 1 – Модель каналу передачі даних через пристрій пам'яті

Причиною відмов можуть бути виробничі несправності чи фізичні спотворення мікросхем.

Відмови часто бувають наперед відомі (тобто, перед практичним використанням мікросхем) і тому їх можна компенсувати за рахунок резервних комірок пам'яті кристалу НЗП.

До збоїв відносять короткочасні порушення інформації в комірках пам'яті. Численні дослідження довели високу чутливість динамічних НЗП до їх опромінення світлом і радіацією [2-3]. При проходженні в кремнії легкі альфа-частинки

утворюють заряд, який здатний змінити логічний стан комірки пам'яті. Важкі заряджені частинки можуть призвести до фізичного виведення з ладу мікросхем пам'яті. Таке "бомбардування" НЗП радіаційним випромінюванням особливо небезпечно для пам'яті на космічних апаратах.

Випадковий характер появи збоїв вимагає постійного контролю правильності функціонування напівпровідникової пам'яті. Ефективним способом такого контролю є використання різноманітних кодів для виявлення та виправлення помилок.

Тому розглянемо математичні моделі згаданих дефектів з позицій саме заводстійкого кодування.

В традиційних системах передачі даних розрізняють інверсні помилки (зміну правильних значень на інші із заданого алфавіту значень) і стирання (помилки, в яких невідомі значення, але відоме їх розташування). В пристроях пам'яті з двійковим представленням даних помилкою під впливом зазначених м'яких дефектів може бути лише перехід в протилежний логічний стан, тому будемо надалі розглядати лише інверсні помилки та іменувати їх просто помилками.

Помилки можуть бути або випадковими (тобто рознесеними по всій довжині кодового слова), (рис. 2) або пакетними (зосередженими в обмеженій області кодового слова).

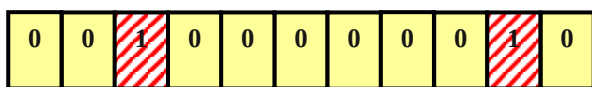


Рисунок 2 – Випадкові помилки в кодовому слові (0 – правильний розряд, 1 – розряд з інверсною помилкою)

В НЗП, які випускались в минулі десятиліття, найбільш адекватною моделлю помилок для відмов та збоїв була модель випадкових інверсних помилок. В міру підвищення щільності розташування комірок пам'яті один фізичний дефект може вивести з ладу декілька комірок, що робить більш вірогідною пакетну модель помилок (*burst error*).

Якщо причиною дефекту буде радіаційне випромінювання, тоді одна альфа-частинка зможе перевести в протилежний логічний стан відразу декілька сусідніх комірок пам'яті [3]. Тому доцільно окремо розглядати два типи пакетних помилок [4].

ОЗНАЧЕННЯ 1. Циклічним розрідженим пакетом

Δ_{any} помилок в кодовому слові називається таке його циклічне підслово, початковий і кінцевий розряди якого є помилковими, і всі інші помилкові розряди знаходяться лише в межах цього підслова (рис. 3).

Будемо позначати як $Z_{any}^{b,w}$ кодове слово, яке містить розріджений пакет Δ_{any} помилок довжиною b з початком в розряді W і з кінцем в розряді $(w+b-1) \bmod n$ ($w=1\dots n$).

ОЗНАЧЕННЯ 2. Циклічним суцільним пакетом Δ_{sol} помилок в кодовому слові називається таке його циклічне підслово, всі розряди якого є помилковими (рис. 4).



Рисунок 3 – 4-розрядний розріджений пакет помилок в кодовому слові

Будемо позначати як $Z_{sol}^{b,w}$ кодове слово, яке містить суцільним пакет Δ_{sol} помилок довжиною b з початком в розряді W і з кінцем в розряді $(w+b-1) \bmod n$ ($w=1\dots n$).

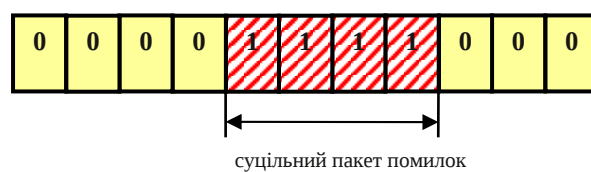


Рисунок 4 – 4-розрядний суцільний пакет помилок в кодовому слові

Пакети помилок можна розбити на декілька підтипів в залежності від архітектури НЗП. Оскільки в НЗП дані для запису і зчитування поступають байтами і словами, тому така структура даних і визначає максимальну довжину пакетів помилок. Як правило, розглядають байтові пакети помилок з довжиною $b=4, 8, 16, 32$ (рис. 5).

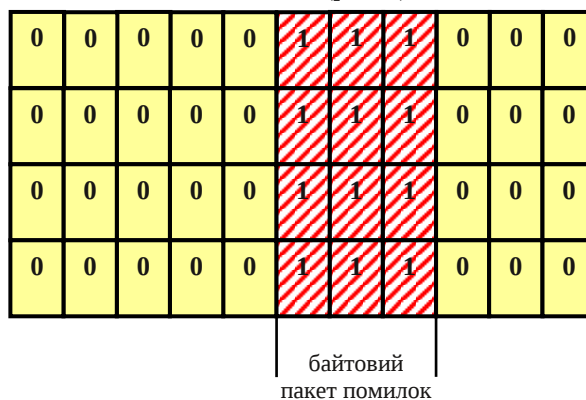


Рисунок 5 – 3-розрядний суцільний 4-байтовий пакет помилок в кодовому слові

Відзначимо, що в зарубіжних публікаціях суцільний пакет іменують сусідніми (*adjacent*) помилками [5], а суцільні байтові пакети помилок – "плямовидними" (*spotty*) помилками [6].

III. АНАЛІЗ ВИКОРИСТАННЯ ЗАВОДСТІЙКИХ КОДІВ ДЛЯ КОНТРОЛЮ НЗП

Суть контролю НЗП заводстійкими кодами така ж, як і в системах зв'язку: формування Γ контрольних символів і їх запис разом з K інформаційними символами, а після зчитування додаткові символи дозволяють виявити в n -розрядному кодовому слові τ помилок в залежності

від вибраного ступеня надлишковості. Тому завадостійкі коди, які були створені для систем зв'язку, можуть з успіхом застосовуватись і для контролю НЗП.

Поряд з очевидною аналогією процесів контролю в обох випадках доцільно також використати особливості структурної організації пам'яті, що дозволить підвищити ефективність використання кодів.

Наприклад, поширеною структурою оперативної пам'яті є побітова організація, коли всі біти кодового слова зберігаються в окремих кристалах. В цьому випадку дефект навіть багатьох комірок пам'яті одного кристалу буде спотворювати не більше одного біту в різних кодових словах. Досягти такого ефекту в системах зв'язку можна лише за рахунок операції перемежування кодових слів. Для виявлення та виправлення такого типу помилок найбільш придатними будуть коди типу *SEC-DED* (виправлення подинної помилки або виявлення подвійної помилки).

В сучасних НЗП великої ємності використовується також і *b*-байтова ($b = 4, 8, 16, 32$) організація, коли в одному кристалі зберігається *b* послідовних біт. Дефекти одного кристала вже можуть викликати пакети помилок довжиною *b*. В цьому випадку необхідно використовувати коди типу *SbEC-DbED* (виправлення одного *b*-бітового байту помилок або виявлення подвійного *b*-бітового байту помилок). Як вже відзначалося, байти можуть мати різну структуру: розріджену (*sparse byte errors*) або суцільну (*Spotty byte error*).

Суцільний пакет помилок довжиною τ біт може бути частиною розрідженого пакету помилок довжиною *b*. Для таких конфігурацій помилок відповідають коди типу *S τ /bEC-D τ /bED* (виправлення τ сусідніх біт в одному *b*-бітовому байті помилок або виявлення τ сусідніх біт в двох *b*-бітових байтах помилок).

Однією з фундаментальних проблем в теорії завадостійкого кодування є правильна інтерпретація результатів декодування, оскільки різні типи помилок можуть давати однаковий ненульовий синдром. Лише з математичних позицій цю задачу неможливо розв'язати, необхідно враховувати додаткові фактори, зокрема тип каналу, по якому передаються дані.

Практика та експериментальні дослідження [3], довели, що м'які дефекти в НЗП найбільш адекватно описуються суцільними пакетами помилок для НЗП з бітовою організацією або суцільними байтовими пакетами помилок для НЗП з байтовою організацією. Тому основну увагу варто приділити саме таким типам помилок.

В системах зв'язку зазначені типи помилок окремо не розглядалися, тому і не існувало для них спеціалізованих методів контролю. Останнім часом пропонують використання для цієї мети відомі завадостійкі коди, які не завжди враховують особливості оперативної пам'яті.

Зокрема, швидкодіючі кристали НЗП мають фіксований і дуже малий час циклу запису-зчитування. З цієї причини непридатними є турбо-

коди і коди LDPC, які використовують ітеративне багатоциклове декодування [2]. Такого недоліку позбавлені циклічні коди, які дозволяють здійснити виявлення та виправлення помилок протягом однієї-двох ітерацій.

Різноманітні підкласи циклічних кодів вже давно використовуються для контролю оперативної пам'яті. Наприклад, циклічні коди Хемінга використовуються як коди *SEC-DED*, а коди БЧХ – як коди *DEC-TED* (подвійні помилки виправляються, а потрійні – виявляються). Для виявлення та виправлення пакетів помилок з успіхом використовуються коди Ріда-Соломона [7].

За останні роки було також запропоновано і ряд нових кодів типу *S τ /bEC-D τ /bED* [5-6]. Не вдаючись до детального аналізу цих кодів можна зробити загальне зауваження: не може бути доцільним з практичної точки зору використання різних типів кодів для окремих типів помилок. Далі покажемо, що і для суцільних пакетів помилок можна також з успіхом використати циклічні коди.

IV. Виявлення та виправлення суцільних пакетів помилок циклічними кодами

Для декодування та пошуку помилок в циклічних кодах в [4] запропонована їх автоматна модель на основі теорії лінійних послідовнісних схем (ЛПС).

ЛПС з r елементами пам'яті, l входами і m виходами; це кінцевий автомат лінійного типу (лінійний автомат), який над полем Гауа $GF(q)$ описується функцією станів (переходів)

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

і функцією виходів

$$Y(t) = C \times S(t) + D \times U(t), \quad GF(q),$$

де t – дискретний час,

A, B, C, D – характеристичні матриці;

$S(t), U(t), Y(t)$ – відповідно слова стану, вхідне і вихідне.

На основі автоматного представлення циклічних кодів можливі ефективні алгоритми для виявлення та виправлення для всіх згаданих типів помилок. Зокрема, алгоритми виправлення суцільних пакетів помилок мають складність $O(n^2)$ [4].

В табл. 1 і табл. 2 показані відповідно виявляюча та коректувальна здатність циклічних (n, k)-кодів для різних типів помилок.

В порівнянні з розрідженими пакетами помилок суцільні пакети помилок мають простішу структуру помилок, тому дозволяють виявити та виправити вдвічі більшу кількість помилкових розрядів.

Варто відзначити, що при декодуванні суцільних пакетів виявляються два можливих інтервали помилок, які не перетинаються між собою і мають різну довжину.

З математичних позицій ці інтервали рівнозначні, перевагу одному з них можна надати лише на основі принципу максимальної правдоподібності: наймовірнішою вважають послідовність помилок меншої довжини.

Таблиця 1 – Виявляюча здатність циклічних (n, k) -кодів

Типи помилок	Помилки, що виявляються	
	Інтервал знаходження	Кількість τ_d помилкових розрядів
інверсні випадкові помилки	$1 \div n$	$\tau_d \leq d_{\min} - 1$
розріджені пакети помилок	$1 \div (n - k)$	$\tau_d \leq (n - k)$
суцільні пакети помилок	$1 \div (n - k)$ $(k + 1) \div n$	$\tau_d \leq 2(n - k)$

Таблиця 2 – Коректувальна здатність циклічних (n, k) -кодів

Типи помилок	Помилки, що виправляються	
	Інтервал знаходження	Кількість τ_c помилкових розрядів
інверсні випадкові помилки	$1 \div n$	$\tau_c \leq \frac{d_{\min} - 1}{2}$
розріджені пакети помилок	$1 \div (n - k)$	$\tau_c \leq \frac{n - k}{2}$
суцільні пакети помилок	$1 \div (n - k)$	$\tau_c \leq (n - k)$

Якщо виконується умова

$$(n - k) < (k - 1),$$

(1)

тоді не виявляється $(2k - n - 1)n$ конфігурацій поодиноких суцільних пакетів помилок. Якщо умова (1) не виконується, тоді інтервали суцільних пакетів помилок покривають все кодове слово – саме такий випадок розглядався в [4],[8]. В цій роботі ми даємо точнішу оцінку виявляючої та коректувальної здатності циклічних кодів.

Коротко розглянемо можливості корекції суцільних байтових пакетів помилок (рис. 5). Якщо для представлення бітових суцільних пакетів помилок було достатньо використання двійкових полів Галуа $GF(2)$, то для представлення b -байтових пакетів помилок доцільно перейти до поля розширення $GF(2^b)$, в якому кожний символ поля можна представити у вигляді відповідного степеня α^i деякого символу α . Тоді m -розрядний суцільний b -байтовий пакет помилок в кодовому слові буде представлений як m -розрядний суцільний пакет помилок (рис. 6) і для його декодування можна використати підклас циклічних кодів – коди Ріда-Соломона [9].

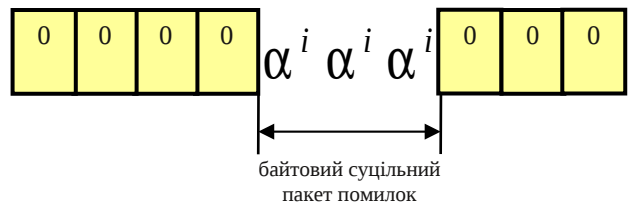


Рисунок 6 – 3-розрядний суцільний байтовий пакет помилок в кодовому слові (в полі розширення)

ВИСНОВКИ

Зберігання даних у напівпровідниковій пам'яті можна розглядати як своєрідний канал передачі даних і, відповідно, для задач контролю можна з успіхом використати завадостійкі коди, зокрема, циклічні коди. Додатковою перевагою циклічних кодів є проста структура кодерів та декодерів, причому їх можна максимально сумістити, оскільки в кристалі НЗП вони одночасно не працюють.

Незважаючи на відмінну структуру дефектів в системах зв'язку і комірках пам'яті та причини їх виникнення, вони призводять до схожих класів помилок: випадкових помилок чи різноманітних пакетів помилок. В доповіді пропонуються методи виявлення та корекції найбільш складних типів помилок – суцільних пакетів і байтових суцільних пакетів помилок – з використанням автоматних моделей циклічних кодів.

References

- [1] Конопелько В. К. Надежное хранение информации в полупроводниковых запоминающих устройствах: / В. К. Конопелько, В. В. Лосев. – М.: Радио и связь, 1986. – 240 с.
- [2] Fujiwara E. Code Design for Dependable Systems. Theory and Practical Applications. USA: John Willy & Sons, Inc., 2006.
- [3] Lylo W. Massengil. "Cosmic and Terrestrial Single Event Radian Effects in Dynamic Random Access Memories," *IEEE Trans. on Nuclear Science*, Vol 43, No 2, pp. 576-593, April 1996.
- [4] Семеренко В. П. Теорія циклічних кодів на основі автоматних моделей: монографія [Текст] / В. П. Семеренко. – Вінниця: ВНТУ, 2015. – 444 с.
- [5] A. Neale and M. Sachdev, "A New SEC-DED Error Correction Code Subclass for Adjacent MBU Tolerance in Embedded Memory," *Device and Materials Reliability, IEEE Transactions on*, vol.13, no.1, pp.223,230, March 2013.
- [6] Radaelli D., Puchner H., Wong S., Daniel S. Investigation of Multi-Bit Upsets in a 150nm Technology SRAM Device // *IEEE Transactions on Nuclear Science*, 2005, vol. 52, № 6, p. 2433–2437.
- [7] Cardarilli G.C., Ottavi M., Pontarelli S., Re M., Salsano A. Data Integrity Evaluations of Reed Solomon Codes for Storage Systems. Proc. 19th IEEE Int. Sympos. On Defect and Fault Tolerance in VLSI Systems (DFT'04). Cannes, France. Oct. 2004.
- [8] Семеренко, В. П. Оценка корректирующей способности циклических кодов на основе автоматных моделей [Текст] / В. П. Семеренко // *Східно-Європейський журнал передових технологій*. – 2015. – Т. 2, № 9 (74). – С. 16–24.
- [9] Семеренко В. П. Декодирование кодов Ріда-Соломона на основе графовой и автоматной моделей / В. П. Семеренко // *Электронное моделирование*. – 2011. – № 1. – С. 57–72.