

УДК 681.327.2—185.4 : 621.3.049.771.14

П. П. Урбанович

НАДЕЖНОСТЬ КРИСТАЛЛОВ ДИНАМИЧЕСКИХ ОЗУ ПРИ КОРРЕКЦИИ СБОЕВ В ПРОЦЕССЕ РЕГЕНЕРАЦИИ ИНФОРМАЦИИ

Проведен анализ надежности полупроводниковых оперативных запоминающих устройств динамического типа при коррекции кодом Хемминга одиночных ошибок в кодовых словах различной длины в режиме регенерации информации. Сделаны практические выводы о влиянии на надежность БИС некоторых конструктивно-технологических и технических параметров кристалла

Массовый выпуск кристаллов динамических запоминающих устройств (ДЗУ) большой информационной емкости (мегабитового класса) сдерживается все более усиливающейся с уменьшением геометрических размеров элементов ЗУ восприимчивости кристалла к α -излучению и другим видам внешних помех [1].

Одним из наиболее эффективных средств снижения влияния мешающих воздействий на полупроводниковые ДЗУ является придание ЗУ новых технических свойств, реализуемых посредством структурно-информационной избыточности [2]. Избыточные логические и запоминающие элементы (ЗЭ) реализуют алгоритмы кодирования информации при записи и декодирования при ее считывании или регенерации. Для этого используются корректирующие коды.

В настоящее время предложено и доведено до практического воплощения достаточно много конструкций избыточных БИС ДЗУ, рассмотрены вопросы моделирования сбоев под действием α -частиц, рассчитаны некоторые показатели надежности избыточных ДЗУ [2, 3].

Однако в известных публикациях, в которых обсуждаются вопросы эффективности избыточности в ДЗУ, не учитывается увеличение площади кристаллов под избыточные схемы, нет рекомендаций по определению эффективной длины кодовых слов, по учету и выбору временных факторов и показателей в избыточных БИС. Настоящая

статья призвана в некоторой степени восполнить этот пробел.

Рассмотрим использование кода Хемминга, обнаруживающего и исправляющего одну ошибку в кодовом слове длиной N_{cc} разрядов, k из которых являются информационными и r — контрольными. Выбор указанного кода обусловлен его высокой скоростью декодирования кодовых слов по сравнению с другими кодами. В [3] полагается, что если плотность потока α -частиц (среднее количество частиц, попадающих на единицу площади S в единицу времени t) обозначить через M , то вероятность $P_b(S, t)$ попадания b частиц на площадь S за время t подчиняется распределению Пуассона:

$$P_b(S, t) = \exp(-MSt) (MSt)^b / b! \quad (1)$$

Следуя [3], положим, что каждая α -частица, попавшая на площадь кристалла, занятую накопителем, вызывает сбой одного ЗЭ; характер распределения сбоев является независимым; частицы, попавшие в схемы логики обрамления БИС, не вызывают сбоев ЗЭ. Поскольку интенсивность сбоев в несколько раз выше, чем интенсивность отказов [3], дальнейший анализ ведем без учета отказов ЗЭ.

При матричной организации накопителя БИС, состоящего из N_r строк и N_c столбцов ЗЭ (площадь каждого ЗЭ составляет S_e), рассчитаем интенсивность сбоев λ_b в безызбыточном кристалле

$$\lambda_b = MS_e N_r N_c \quad (2)$$

При использовании кода за информационную часть кодового слова может быть принята отдельная строка ($k = N_c$) либо часть ее ($k = N_c/m$, m — целое число, кратное степени двойки). Общая длина кодового слова $N_{cc} = N_c/m + \log_2(N_c/m) + 1$. Площадь накопителя увеличивается пропорционально отношению $\beta_n = N_{cc}m/N_c$.

Вероятность невозникновения ошибки в одном кодовом слове (N_{cc} -разрядной ячейке) определяется вероятностями отсутствия сбоев либо появления одного сбоя в N_{cc} ЗЭ:

$$P_{cw}(t) = \sum_{b=0}^1 P_b(S_e N_{cc}, t) \quad (3)$$

где $P_b(S_e N_{cc}, t)$ рассчитывается аналогично (1).

Вероятность отсутствия ошибок во всем накопителе

$$P(t) = [P_{cw}(t)]^{mN_r} \quad (4)$$

Обозначим с целью упрощения математических выражений количество кодовых слов, хранящихся в накопителе БИС, символом N ($N = mN_r$), кроме того, $N_{cc}MS_e$ обозначим символом a ($a = N_{cc}MS_e$). Тогда (4) можно переписать в виде

$$P(t) = \exp(-Nat) (1 + at)^N \quad (5)$$

При коррекции ошибок только в режиме считывания информации из накопителя нейтрализующие возможности избыточности с течением времени уменьшаются, т. е. ресурсы кода безвозвратно «размениваются» на функциональную надежность

БИС. Однако эти ресурсы можно в значительной степени восстанавливать, если коррекцию ошибок производить в режиме регенерации информации с последующей записью в соответствующие ячейки уже скорректированных кодовых слов [4]. Известно, что при повторной записи символа в ЗЭ, где произошел сбой, последствия этого сбоя уже не сказываются.

Положим, что регенерация информации в накопителе осуществляется за одинаковое время t_p , положив в (5) $t = t_p$, можно вычислить вероятность $P(t_p)$ безотказной работы БИС в конце промежутка $t = 0 \dots t_p$, т. е. за первый после включения цикл.

При $t = 2t_p$

$$P(2t_p) = P(t_p)P(t_p),$$

где первый множитель в правой части соответствует, например, вероятности безотказной работы в первом цикле, второй множитель — во втором цикле. Однако поскольку приняли $t_i = \text{const}$ для всех i , то, проводя дальнейшие рассуждения при числе циклов $l \gg 1$, получим

$$P(lt_p) = [P(t_p)]^l = \exp(-lNat_p) (1 + at_p)^{lN} \quad (6)$$

Произведя обратную замену ($t = lt_p$) и подставив соответствующее значение в (6), имеем

$$P(t) = \exp(-Nat) (1 + at/l)^{lN} \quad (7)$$

Для вычисления интенсивности сбоев в избыточном кристалле (это, по существу, нескорректированные сбоя) воспользуемся известным соотношением

$$\lambda(t) = -dP(t)/P(t)dt$$

После необходимых вычислений и несложных преобразований получаем

$$\lambda(t) = Na^2t / (l + at) \quad (8)$$

Определим время наработки до отказа избыточной БИС:

$$t_{но} = 1/\lambda(t = t_{но}) \quad (9)$$

С учетом (8) эта формула для вычисления $t_{но}$ примет вид:

$$t_{но} = (l + at_{но}) / Na^2t_{но}$$

Последнее выражение легко преобразуется в квадратное уравнение, решение которого, с учетом того, что $4Nl \gg 1$, дает

$$t_{но} = \pm \sqrt{l/N/a}$$

Поскольку отрицательное значение $t_{но}$ физического смысла не имеет, окончательно получаем

$$t_{но} = \sqrt{l/mN_r} / N_{cc}MS_e \quad (10)$$

С помощью (10) можно вычислить время наработки БИС до отказа при заданном количестве l циклов регенерации за это время. Если t_p известно заранее, то, положив в (10) $l = t_{но}/t_p$ и решив уравнение $t_{но} = \sqrt{t_{но}/Nt_p/a}$, получим

$$t_{но} = 1/\sqrt{(N_{cc}MS_e)^2 mN_r t_p} \quad (11)$$

Анализ последнего выражения показывает, что время наработки до отказа избыточной БИС с заданной структурой (N_r, N_c) и фиксированной плотностью потока α -частиц M увеличивается с ростом m , т. е. с уменьшением длины кодового слова. Этот важный для практики вывод основан на том, что произведение $N_{cc} m$ (вспомним, что $N_{cc} = N_c/m + \log_2(N_c/m) + 1$) уменьшается с ростом m . Более того, при снижении длины кодового слова можно снижать t_p , поскольку меньшая длина слова требует меньшего времени для обнаружения и исправления ошибки [2], следовательно, снижается и t_p . Если отсутствует необходимость в уменьшении t_p , то появляется возможность без снижения заданного $t_{но}$ уменьшить величину емкости ЗЭ, следовательно, и S_e .

Другой важный вывод заключается в том, что показатель времени наработки до отказа избыточной БИС наиболее чувствителен к изменению плотности потока α -частиц и площади ЗЭ в обратном пропорциональном квадрату величины зависимости, и менее чувствителен к изменению длительности цикла регенерации информации в зависимости, обратно пропорциональной t_p .

Для случая $N_c = N_r = 512$ (БИС информационной емкостью 256 Кбит), $S_e = 20$ мкм, $M = 10^{-1}$ см⁻²·ч, $t_p = 10$ мкс при использовании кода, формирующего кодовые слова длиной 71 разряд ($N_{cc} = 71$, $k = 64$, $r = 7$, $m = 8$), получаем с помощью (2) и (11) следующие показатели надежности безызбыточного и избыточного вариантов БИС: интенсивность отказов безызбыточного кристалла $\lambda_6 = 5,24 \cdot 10^{-3}$ ч⁻¹, время наработки до отказа того же кристалла $t_{6но} = 1/\lambda_6 = 1,9 \cdot 10^2$ ч; соответствующие показатели для избыточной БИС: $t_{но} = 4,36 \cdot 10^{16}$ ч, $\lambda_n(t = t_{но}) = 0,23 \cdot 10^{-16}$ ч⁻¹.

Полученные результаты свидетельствуют о том, что при исправлении ошибок в процессе регенерации информации интенсивность сбоев снижается до такой величины, что при рассмотрении общей функциональной надежности избыточных БИС ДЗУ (учитываются не только сбои, но и отказы) параметр интенсивности сбоев можно вообще не учитывать (вспомним, что интенсивность отказов для современных кристаллов памяти составляет примерно $10^{-7} - 10^{-8}$ ч⁻¹, однако ошибки из-за отказов не исчезают после коррекции кодового слова его перезаписи в ту же ячейку накопителя).

ЛИТЕРАТУРА

1. Woods M. H. MOS VLSI reliability and yield trends// Proc. IEEE.— 1986.— Vol. 74, № 12.— P. 1715 — 1729.
2. Конопелько В. К., Лосев В. В. Надежное хранение информации в полупроводниковых запоминающих устройствах.— М.: Радио и связь, 1986.— 240 с.
3. Yamada J., Mano T., Date S. Built in ECC techniques for LSI memories//Trans. Electron. and Commun. Engin. Japan.— 1984.— Vol. 67, № 10.— P. 777 — 784.
4. А. с. 1325569 СССР. МКИ G11C29/00. Динамическое запоминающее устройство с коррекцией ошибок/П. П. Урбанович.— Оpubл. 1987, Бюл. № 27.

Статья поступила 22 января 1990 г.