

ТЕОРЕТИКО-ИНФОРМАЦИОННЫЙ АНАЛИЗ МНОГОУРОВНЕВОЙ FLASH-ПАМЯТИ

Часть 1: Модель канала и границы случайного кодирования

А. Н. Трофимов^а, канд. техн. наук, доцент

Ф. А. Таубин^а, доктор техн. наук, профессор

^аСанкт-Петербургский государственный университет аэрокосмического приборостроения, Санкт-Петербург, РФ

Введение: flash-память представляет собой один из наиболее быстро растущих сегментов глобальной полупроводниковой индустрии. Благодаря неуклонно возрастающей плотности записи, высокой скорости записи/считывания, низкому энергопотреблению и продолжительному сроку службы, flash-память используется для хранения данных в весьма обширной сфере приложений. Повышение плотности записи, достигаемое за счет уменьшающегося физического размера ячейки наряду с возрастающим количеством используемых состояний, приводит к снижению надежности хранения данных, что требует использования помехоустойчивого кодирования. **Цель:** исследование теоретически достижимых значений основных параметров помехоустойчивого кодирования для модели многоуровневой NAND flash-памяти в зависимости от условий записи и хранения данных. **Результаты:** получены теоретически допустимые пределы скорости кодирования, для которых возможно построение надежных систем хранения данных для одной из возможных моделей flash-памяти, которая описывает страницу чипа памяти как систему с независимыми многоуровневыми ячейками. Для этой модели находятся границы случайного кодирования в форме, допускающей получение численных результатов. С использованием полученных границ устанавливаются обменные соотношения между предельно возможной скоростью кодирования и такими ключевыми параметрами, как число циклов перезаписи и время хранения данных. Рассмотрена возможность гауссовой аппроксимации канала записи/считывания. Эта аппроксимация оказывается в ряде случаев достаточно точной, что позволило получить точные оценки вычислительной скорости R_0^* в явном виде как функций от параметров гауссовых аппроксимаций. Показано, что во многих случаях величины пропускной способности и вычислительной скорости оказываются близкими — разница между ними составляет величину от долей процента до нескольких процентов. **Практическая значимость:** благодаря полученным результатам можно достаточно точно оценить степень снижения предельно достижимой плотности записи в многоуровневой NAND flash-памяти, связанную с ростом числа циклов перезаписи и увеличением длительности хранения данных. Это дает возможность, в частности, указать такие граничные значения числа циклов перезаписи и длительности хранения данных, при которых обеспечивается требуемая предельно достижимая плотность записи.

Ключевые слова — многоуровневая NAND flash-память, канал записи, теорема кодирования, пропускная способность, граница случайного кодирования.

Введение

Исследования и разработки, направленные на совершенствование flash-памяти — доминирующей технологии организации энергонезависимых устройств хранения данных, — образуют в настоящее время один из наиболее быстро растущих сегментов глобальной полупроводниковой индустрии. Благодаря неуклонно возрастающей плотности записи, высокой скорости записи/считывания, низкому энергопотреблению и продолжительному сроку службы, flash-память используется для хранения данных в весьма обширной сфере приложений — от потребительской электроники до корпоративных информационных систем [1, 2].

Основным элементом хранения данных во flash-памяти является ячейка, представляющая собой транзистор с плавающим затвором. Ячейка может находиться в одном из q ранжированных по уровню состояний: $0, 1, \dots, q-1$, — определяемых величиной заряда плавающего затвора и представляющих фактически некоторые поро-

вые уровни напряжения, которые могут быть измерены. Операция измерения порогового уровня напряжения в ячейке называется чтением (cell reading). Перевод ячейки из нулевого состояния в заданное ненулевое состояние (или из некоторого ненулевого состояния в более высокое состояние) осуществляется вводом в плавающий затвор (туннелированием) соответствующего заряда; эта операция называется записью, или программированием (cell writing or programming). Ячейка переводится в нулевое состояние путем удаления заряда из плавающего затвора; эта операция называется стиранием (cell erasing). Отметим, что для перевода ячейки из некоторого ненулевого состояния в более низкое ненулевое состояние необходимо вначале выполнить операцию стирания, после чего ввести в плавающий затвор заряд соответствующей величины. Flash-память с $q > 2$ называется многоуровневой (в отличие от одноуровневой памяти, где возможен лишь один ненулевой уровень). В силу более высокой плотности записи многоуровневая flash-память оказывается, очевидно, более предпочтительной

по сравнению с одноуровневой. В настоящее время стандартом де-факто является flash-память с $q = 4$. Вместе с тем все большее распространение получает восьмиуровневая flash-память [3, 4]; при этом в литературе сообщается о дальнейшем прогрессе технологии производства flash-памяти, позволяющем использовать 16 уровней [5].

Оборотной стороной повышения плотности записи, достигаемого за счет неуклонно уменьшающегося физического размера ячейки в совокупности с возрастающим количеством используемых состояний, является снижение надежности хранения данных. К основным факторам, определяющим снижение надежности, обычно относят следующие эффекты, характерные для flash-памяти. Во-первых, это случайные изменения величины заряда, вводимого в плавающий затвор транзистора в процессе записи (program disturbance), что проявляется в отклонении реального порогового уровня напряжения от целевого уровня. Во-вторых, повторяющиеся в процессе эксплуатации циклы записи/стирания (program/erasure, P/E cycling), каждый из которых приводит к небольшому физическому разрушению ячейки; эти разрушения проявляются, в частности, в появлении ловушек вводимого/выводимого заряда (charge traps). Следующий фактор — паразитная емкостная связь между соседними транзисторами, вызывающая взаимную интерференцию ячеек (cell-to-cell interference). Наконец, четвертым фактором является утечка заряда плавающего затвора с течением времени (retention problem), что снижает исходный пороговый уровень. Совокупность указанных факторов приводит к случайному отклонению реального порогового уровня напряжения от целевого уровня (target value) напряжения в ячейке.

В результате в процессе считывания содержимого flash-памяти возникают ошибки. Экспериментальные исследования [6, 7] показывают, что в многоуровневой памяти доминирующим является распределение ошибок, близкое к равномерному на множестве ячеек, при этом не наблюдается заметной тенденции к пакетированию. Последнее обстоятельство может служить аргументом для формального описания рассматриваемого канала записи как *канала без памяти*. Учитывая, что вероятность ошибки (raw bit error rate) в многоуровневой flash-памяти оказывается неприемлемо высокой — порядка 10^{-4} и более, тогда как требуемая вероятность ошибки лежит в диапазоне $10^{-12} \dots 10^{-16}$, введение помехоустойчивого кодирования становится неизбежным. Одна из существенных особенностей использования помехоустойчивого кодирования во flash-памяти состоит в необходимости согласо-

вывать рассматриваемый вариант кодирования с архитектурой чипа flash-памяти.

Существуют два основных типа flash-памяти — NOR flash-память и NAND flash-память. В NOR flash-памяти возможен доступ в произвольном порядке к любой ячейке для выполнения операций записи и (или) чтения, тогда как в NAND flash-памяти эти операции могут выполняться лишь одновременно со всеми ячейками, входящими в некоторую группу, называемую страницей. Другими словами, для NAND flash-памяти характерны определенные ограничения при организации процедуры записи, однако это с избытком компенсируется более высокой (по сравнению с NOR flash-памятью) достижимой плотностью записи. В дальнейшем рассмотрим ограничимся исследованием модели NAND flash-памяти.

Конструктивно чип NAND flash-памяти состоит, как правило, из нескольких десятков расположенных друг над другом слоев двумерных массивов ячеек, называемых блоками. Блок есть своего рода неделимая единица при выполнении операции стирания (block granularity), т. е. в нулевое состояние переводятся одновременно все ячейки блока. Каждый блок делится на страницы, которые являются минимальными (по размеру) адресуемыми элементами при выполнении операций записи и (или) чтения (page granularity). В большинстве случаев типичная страница включает от 2 К до 64 К ячеек и делится на две области: в первой области хранятся собственно данные, а вторая, резервная область (spare area), предназначена, в частности, для проверочных символов помехоустойчивого кода. Как правило, доля резервной области составляет 3–7%. При сравнительном анализе различных вариантов помехоустойчивого кодирования для flash-памяти важным с прикладной точки зрения представляется использование теоретико-информационного инструментария. Наличие такого инструментария позволяет, например, оценить, насколько близка реализуемая скорость кодирования (эта величина, очевидно, напрямую связана с реальной плотностью записи) в том или ином случае к предельно возможным значениям. Один из подходов к оцениванию теоретико-информационных границ для предельно возможной скорости кодирования представлен в работах [8, 9]. В данной работе на основе (одной из принятых в литературе) формализованной модели канала записи-считывания находятся границы случайного кодирования в форме, допускающей получение численных результатов. С использованием построенных границ устанавливаются обменные соотношения между предельно возможной скоростью кодирования и такими ключевыми параметрами, как число циклов перезаписи и время хранения данных.

Модель канала многоуровневой flash-памяти

Как отмечалось во введении, минимальными (по объему памяти) адресуемыми элементами при выполнении операций записи и (или) чтения являются страницы чипа. Это означает, что все ячейки страницы находятся в одинаковых условиях (с точки зрения влияния числа циклов записи/стирания и времени хранения), поэтому физическая среда, соответствующая странице, может рассматриваться как стационарный канал. С учетом отсутствия заметной тенденции к пакетированию ошибок [6] будем полагать, что рассматриваемый канал представляет собой канал без памяти. В результате модель канала полностью определяется моделью одиночной ячейки flash-памяти. Опишем кратко упрощенную математическую модель одиночной ячейки flash-памяти в соответствии с имеющимися публикациями [8, 9].

Ячейка многоуровневой flash-памяти характеризуется q уровнями входного сигнала (напряжения).

Пример. Распространенным примером, используемым далее в качестве основного, служит значение $q = 4$ [8, 9, 10]. ■

Каждый из уровней выходного значения соответствует записи одной из m -разрядных двоичных комбинаций, где $m = \log_2 q$. Уровни представляют собой выходные величины, изменяющиеся от ячейки к ячейке, и поэтому могут рассматриваться как случайные величины, определенные на множестве ячеек, образующих блок flash-памяти.

Как указывалось во введении, имеются следующие факторы, влияющие на распределение значений q выходных уровней одиночных ячеек: а) начальное распределение пороговых значений; б) влияние циклов записи/стирания; в) взаимная интерференция ячеек; г) влияние времени хранения.

Оставляя в стороне описание физических процессов, влияющих на распределение выходных уровней одиночной ячейки flash-памяти, дадим ее описание на уровне сравнительно простой математической модели.

Пусть x_0, x_1, \dots, x_{q-1} — некоторым образом нормализованные значения *номинальных*, или *начальных*, уровней выходного сигнала ячейки.

Пример (продолжение). В рассматриваемом примере значения номинальных, или начальных, уровней x_0, x_1, \dots, x_3 равны $x_0 = 1,4, x_1 = 2,6, x_2 = 3,2, x_3 = 3,93$ [8, 9]. ■

Значения выходных уровней ячейки представляют собой случайные величины, распределения которых параметризованы значениями x_0, x_1, \dots, x_{q-1} , т. е. они описываются условными

функциями плотности вероятности $p_{y|x}(y|x)$, где $-\infty < y < \infty, x = x_0, x_1, \dots, x_{q-1}$. Условные функции плотности вероятности $p_{y|x}(y|x)$ задаются следующим образом:

$$p_{y|x}(y|x) = \begin{cases} p_0(y|x), & \text{если } x = x_0; \\ p_0(y|x) * p_r(y) * p_c(y) * p_d(y), & \text{если } x = x_1, x_2, \dots, x_{q-1}. \end{cases} \quad (1)$$

Здесь $p_0(\cdot)$ — функции плотности вероятности, задающие распределения *номинальных* выходных значений; $p_r(\cdot), p_c(\cdot), p_d(\cdot)$ — функции плотности вероятности, определяющие соответственно влияние записи/стирания, взаимную интерференцию ячеек и влияние времени хранения; знак * обозначает операцию свертки. Как следует из выражения (1), имеется один уровень выходного сигнала x_0 , который не подвержен влиянию иных мешающих факторов. Остальные выходные уровни x_1, \dots, x_{q-1} подвергаются дополнительным искажениям, которые описываются как аддитивные независимые случайные слабые.

Функции плотности вероятности $p_0(\cdot)$, задающие распределения начальных уровней, определены как гауссова плотность для $x = x_0$:

$$p_0(y|x_0) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma} e^{-\frac{(y-x_0)^2}{2\sigma^2}}, \quad (2)$$

и как равномерные плотности для $x = x_1, \dots, x_{q-1}$, т. е.

$$p_0(y|x_i) = \begin{cases} \frac{1}{\Delta_i}, & \text{если } |y - x_i| \leq \frac{\Delta_i}{2}; \\ 0 & \text{в противном случае,} \end{cases} \quad (3)$$

где $i = 1, 2, \dots, q - 1$.

Пример (продолжение). В рассматриваемом примере [7, 8] значения параметров распределения начальных уровней задаются как $\sigma = 0,35, \Delta_1 = \Delta_2 = \Delta_3 = 0,2$. ■

Рассмотрим теперь влияние остальных мешающих факторов. Функция плотности вероятности $p_r(\cdot)$, определяющая влияние циклов записи/стирания, задается как двусторонняя симметричная экспоненциальная плотность:

$$p_r(y) = \frac{1}{2\lambda_r} e^{-\frac{|y|}{\lambda_r}}, \quad (4)$$

где параметр λ_r связан с числом циклов записи/стирания N зависимостью $\lambda_r = K_\lambda \sqrt{N}$, K_λ — постоянный коэффициент.

Пример (продолжение). В основном примере $K_\lambda = 0,00025$. ■

Функция плотности вероятности $p_c(\cdot)$, определяющая взаимную интерференцию ячеек, в рас-

смаатриваемой модели задана как усеченная гауссова плотность, т. е. она имеет вид

$$p_c(y) = \begin{cases} \frac{c}{\sqrt{2\pi}\sigma_c} e^{-\frac{(x-\mu_c)^2}{2\sigma_c^2}}, & \text{если } |y-\mu_c| \leq w_c; \\ 0 & \text{в противном случае,} \end{cases} \quad (5)$$

где c — нормирующий коэффициент, обеспечивающий выполнения равенства $\int_{-\infty}^{\infty} p_c(y)dy = 1$.

Пример (продолжение). В основном примере значения параметров распределения (5) указаны как $w_c = 0,1\mu_c$ и $\sigma_c = 0,4\mu_c$. Значение величины μ_c примем равным $\mu_c = 0,2$ исходя из условия согласования окончательных плотностей вероятности (1) с данными, приведенными в работах [8, 9]. ■

Функция плотности вероятности $p_d(\cdot)$, описывающая влияние времени хранения записанных данных (retention), задается как нормальная плотность вероятности

$$p_d(y) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_d} e^{-\frac{(y-\mu_d)^2}{2\sigma_d^2}}, \quad (6)$$

где величины μ_d и σ_d определяются как

$$\mu_d = -K_s(x-x_0)K_dN^{0,5} \ln(1+T/T_0); \quad (7)$$

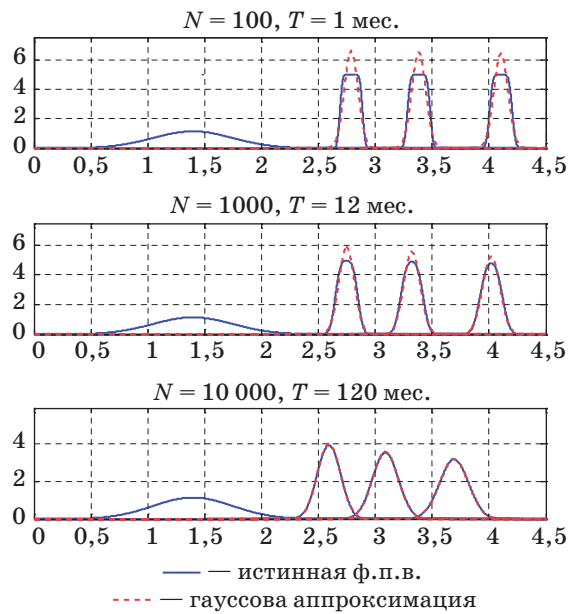
$$\sigma_d = K_s(x-x_0)K_mN^{0,6} \ln(1+T/T_0). \quad (8)$$

В выражениях (7) и (8) N , как и ранее, обозначает число циклов перезаписи; T — время хранения; T_0 — интервал времени, соответствующий одному часу; K_s , K_d и K_m — постоянные коэффициенты. Заметим, что в работах [8, 9], по всей видимости, выражение для величины μ_d приведено с опечаткой — пропущен знак минус. При таком определении величина μ_d не убывает, а увеличивается с ростом числа циклов перезаписи. При этом выходит, что со временем характеристики канала улучшаются, а не ухудшаются, что не соответствует практике.

Пример (окончание). В основном примере постоянные коэффициенты K_s , K_d и K_m определены следующим образом: $K_s = 0,38$, $K_d = 4 \cdot 10^{-4}$ и $K_m = 4 \cdot 10^{-6}$. ■

Графики функций плотностей вероятности $p_{y|x}(y|x)$ для некоторых типичных примеров показаны на рис. 1. Эти графики получены путем численного нахождения сверток в формуле (1); они хорошо согласуются с аналогичными графиками из работ [8, 9], полученными в результате статистического моделирования (методом Монте-Карло).

Исходя из внешнего вида графиков (см. рис. 1) можно предположить, что приближение их гауссовыми плотностями с соответствующим образом подобранными параметрами будет приемлемым.



■ **Рис. 1.** Функции плотности вероятности $p_{y|x}(y|x)$, $x = x_0, \dots, x_3$, и их гауссовы приближения для различных значений параметров N и T

Эти приближения также показаны на рис. 1. Заметим, что модели канала flash-памяти, использующие гауссовы аппроксимации, также встречаются в публикациях [10].

Рассмотренная модель, определяемая функциями плотности вероятности $p_{y|x}(y|x)$ или их гауссовыми аппроксимациями, называемая также моделью с гауссовым шумом, стандартное отклонение которого зависит от входного значения (input-dependent additive Gaussian noise) [10], допускает обобщение на большее число входных уровней, в частности на шесть, восемь и двенадцать уровней [11]. Такое обобщение не представляется сложным и может быть при необходимости выполнено.

Пределы скорости кодирования для канала многоуровневой flash-памяти

В предыдущем разделе рассмотрена модель канала многоуровневой записи на flash-носитель. Модель канала определяется набором одномерных функций плотности вероятности выходного значения элемента flash-памяти $p_{y|x}(y|x)$, $x = x_0, x_1, \dots, x_{q-1}$, q — число уровней записи. Далее ограничимся представленным в предыдущем разделе основным примером с $q = 4$ и остальными параметрами, указанными там же. Канал, таким образом, задается четырьмя функциями плотности вероятности $p_{y|x}(y|x_0)$, $p_{y|x}(y|x_1)$, $p_{y|x}(y|x_2)$ и $p_{y|x}(y|x_3)$, а значения номинальных (начальных) уровней записи x_0, x_1, x_2, x_3 соответствуют парам записанных бит 00, 01, 10, 11. Взаимно-однозначное соответствие $\{00, 01, 10, 11\} \leftrightarrow \{x_0, x_1, x_2, x_3\}$

определяется *модуляционным отображением*. Распространенным примером такого отображения может служить код Грея, при котором ближайшим сигналам (уровням записи) соответствуют двоичные комбинации, отличающиеся в одном разряде.

Каждая функция плотности вероятности $p_{y|x}(y|x)$ описывает распределение выходного значения одного элемента flash-памяти, и величину $\int_{-\infty}^u p_{y|x}(y|x)dy$ можно интерпретировать как среднюю долю числа элементов flash-памяти, имеющих выходное значение, не превышающее u при условии записи в них значения x .

В этом разделе сначала приводятся общие соотношения, позволяющие вычислить теоретико-информационные пределы для произвольного канала без памяти, а потом этот известный подход применяется к модели канала, представленной в предыдущем разделе.

Граница случайного кодирования (граница Галлагера) [12] определяет предельные характеристики надежной передачи данных или надежного хранения данных при использовании помехоустойчивого кодирования. Эта граница может быть построена как для блочных, так и для решетчатых, в частности сверточных, кодов [13]. Далее будет рассматриваться случай блочного кодирования как наиболее подходящий для применения в канале записи данных.

Определим входной и выходной ансамбли канала X и Y . В рассматриваемом случае $X = \{x_0, x_1, \dots, x_{q-1}\}, p_x(\cdot)$, где $p_x(\cdot)$ — распределение, заданное на множестве $\{x_0, x_1, \dots, x_{q-1}\}$; $Y = \{\mathbb{R}, p_y(\cdot)\}$, где \mathbb{R} — множество вещественных чисел и $p_y(\cdot)$ — функция плотности вероятности, заданная на \mathbb{R} . Здесь рассматривается вариант канала с непрерывным выходом. Этот вариант позволяет обеспечить наибольшую достижимую надежность передачи (хранения) данных. Случай дискретного (квантованного) выхода канала также может быть рассмотрен. Квантование выхода канала неизбежно приводит к потерям, и оценка этих потерь может быть предметом отдельного исследования.

Очевидно, что

$$p_y(y) = \sum_x p_x(x) p_{y|x}(y|x).$$

Граница случайного кодирования формулируется для принятой модели как теорема кодирования для канала без памяти с непрерывным выходом.

Теорема кодирования [12]. Существует блочный код длины n со скоростью $R = \log_2 M/n$ [бит/символ канала]; M — число слов кода, для которого вероятность ошибки декодирования P_e кодового блока (слова) по максимуму правдоподобия удовлетворяет неравенству $P_e < 2^{-nE(R)}$,

где $E(R)$ — экспонента случайного кодирования, определенная как

$$E(R) = \max_{p_x} \max_{0 < \rho < 1} (E_0(\rho, p_x) - \rho R). \quad (9)$$

Здесь

$$E_0(\rho, p_x) = -\log_2 \int_{-\infty}^{\infty} \left(\sum_x p_x(x) p_{y|x}(y|x)^{\frac{1}{1+\rho}} \right)^{1+\rho} dy \quad (10)$$

— функция Галлагера; $p_x(\cdot)$ — распределение, заданное на множестве входных символов канала (значений номинальных записанных уровней), определяющее ансамбль случайных кодов. ■

Максимальная допустимая скорость кода, при которой возможна надежная передача (хранение) данных, называется пропускной способностью канала и определяется как

$$C = \max_{p_x} I(X; Y), \quad (11)$$

где

$$\begin{aligned} I(X; Y) &= \sum_x \int_{-\infty}^{\infty} p_{xy}(x, y) \log_2 \frac{p_{xy}(x, y)}{p_x(x) p_y(y)} dy = \\ &= \sum_x \int_{-\infty}^{\infty} p_x(x) p_{y|x}(y|x) \log_2 \frac{p_{y|x}(y|x)}{\sum_{x'} p_x(x') p_{y|x'}(y|x')} dy \end{aligned}$$

— средняя взаимная информация ансамблей X и Y .

Известно [12], что $E(R) > 0$ для $R < C$. Кроме того, важное следствие из теоремы кодирования состоит в том, что пропускная способность канала (11) и функция Галлагера (10) связаны соотношением

$$C = \max_{p_x} \left. \frac{\partial E_0(p_x, \rho)}{\partial \rho} \right|_{\rho=0}. \quad (12)$$

Важной характеристикой канала является так называемая вычислительная скорость канала

$$\begin{aligned} R_0 &= \max_{p_x} E_0(p_x, 1) = \\ &= -\log_2 \min_{p_x} \int_{-\infty}^{\infty} \left(\sum_x p_x(x) \sqrt{p_{y|x}(y|x)} \right)^2 dy. \quad (13) \end{aligned}$$

Эта величина может рассматриваться как предельное значение *практически достижимой* скорости кода.

Известно [12], что для каналов без памяти справедливо неравенство $C/2 < R_0 < C$, и во многих практически важных случаях вычислительная скорость R_0 незначительно меньше пропускной способности C . Поэтому величина R_0 в этих случаях может служить адекватным приближением к пропускной способности, кроме того,

ее положительным свойством является и то, что она значительно проще вычисляется.

Наряду с максимально достижимыми величинами $E(R)$, R_0 и C рассматриваются также приближения к ним, которые получаются, если в формулах (9)–(13) исключить оптимизацию по распределению на множестве входных значений канала $p_x(\cdot)$ и положить его равным некоторому фиксированному распределению, например *равномерному*. В этом случае возникают величины $E^*(R) \leq E(R)$, $R_0^* \leq R_0$, $C^* \leq C$, вычисляемые по формулам

$$E^*(R) = \max_{0 < \rho < 1} (E_0^*(\rho) - \rho R); \quad (14)$$

$$E_0^*(\rho) = -\log_2 \int_{-\infty}^{\infty} \left(\frac{1}{q} \sum_x p_{y|x}(y|x)^{\frac{1}{1+\rho}} \right)^{1+\rho} dy = \\ = (1+\rho) \log_2 q - \log_2 \int_{-\infty}^{\infty} \left(\sum_x p_{y|x}(y|x)^{\frac{1}{1+\rho}} \right)^{1+\rho} dy; \quad (15)$$

$$R_0^* = E_0^*(1) = 2 \log_2 q - \int_{-\infty}^{\infty} \left(\sum_x \sqrt{p_{y|x}(y|x)} \right)^2 dy; \quad (16)$$

$$C^* = \left. \frac{\partial E_0^*(\rho)}{\partial \rho} \right|_{\rho=0}. \quad (17)$$

Выражения для R_0 и R_0^* (13) и (16) могут быть преобразованы к более удобному виду с использованием следующего обозначения. Пусть

$$D(x, x') = \int_{-\infty}^{\infty} \sqrt{p_{y|x}(y|x)p_{y|x'}(y|x')} dy \quad (18)$$

— коэффициент Бхаттачария [13] для распределений, определяемых плотностями $p_{y|x}(y|x)$ и $p_{y|x'}(y|x')$. Очевидно, что $D(x, x') = D(x', x)$ и $D(x, x) = 1$.

Тогда из (13) следует, что

$$R_0 = -\log_2 \min_{p_x} \sum_x \sum_{x'} p_x(x)p_x(x')D(x, x') = \\ = -\log_2 \min_{p_x} \left(\sum_x p_x^2(x) + 2 \sum_x \sum_{x' > x} p_x(x)p_x(x')D(x, x') \right), \quad (19)$$

и если положить в (19) $p_x(x) = 1/q$ для всех x , то

$$R_0^* = 2 \log_2 q - \log_2 \left(q + 2 \sum_x \sum_{x' > x} D(x, x') \right). \quad (20)$$

Оптимизация по распределению $p_x(\cdot)$ в правой части (19) может быть выполнена в явном виде [14] с использованием метода множителей

Лагранжа. Задача оптимизации в этом случае формулируется как

$$\sum_x \sum_{x'} p_x(x)p_x(x')D(x, x') \rightarrow \min, \\ \sum_x p_x(x) = 1, \quad p_x(x) \geq 0.$$

Решение для нее можно выразить следующим образом:

$$\sum_{x'} D(x, x')p_x(x') = \lambda, \quad (21)$$

где λ — множитель Лагранжа, значение которого находится из условия $\sum_x p_x(x) = 1$. При решении системы линейных уравнений (21) нужно также учесть требование $p_x(x) \geq 0$ для всех x . Из условия (21) получаем, что

$$\sum_x \sum_{x'} p_x(x)p_x(x')D(x, x') = \sum_x p_x(x)\lambda = \lambda,$$

и, следовательно, с учетом первого равенства в выражении (19) оптимизированное значение вычислительной скорости

$$R_0 = -\log_2 \lambda. \quad (22)$$

Оптимизация по распределению $p_x(\cdot)$ в выражении (11) для пропускной способности выполняется сложнее. Здесь можно применить алгоритм Блейхута — Аримото (см., например, [13]), где он сформулирован для канала с дискретным входом и дискретным выходом. Если представить канал с непрерывным выходом как дискретный канал с достаточно большим числом выходов, т. е. представить непрерывные по аргументу y плотности $p_{y|x}(y|x)$ как дискретные распределения с большим числом исходов, то указанный алгоритм может быть применен. Пусть $\tilde{p}_{y|x}(\tilde{y}|x)$ — дискретное распределение, соответствующее плотности $p_{y|x}(y|x)$, где \tilde{y} — дискретное (квантованное) значение величины y . Строго говоря, при вычислениях по формуле (1) в результате и получаются распределения $\tilde{p}_{y|x}(\tilde{y}|x)$, а не функции плотности вероятности $p_{y|x}(y|x)$. Тогда можно записать, что приближением к C будет величина

$$\tilde{C} = \max_{p_x} I(X; \tilde{Y}), \quad (23)$$

где

$$I(X; \tilde{Y}) = \sum_x \sum_{\tilde{y}} p_x(x)\tilde{p}_{y|x}(\tilde{y}|x) \times \\ \times \log_2 \frac{\tilde{p}_{y|x}(\tilde{y}|x)}{\sum_{x'} p_x(x')\tilde{p}_{y|x'}(\tilde{y}|x')}$$

— средняя взаимная информация ансамблей X и $\tilde{Y} = \{\{\tilde{y}\}, \tilde{p}_{y|x}(\tilde{y}|x)\}$. Приближение \tilde{C} к истинному значению C будет тем точнее, чем больше будет число уровней дискретного представления \tilde{y}

непрерывного выхода канала y . Алгоритм определения оптимального распределения $p_x(\cdot)$, максимизирующего правую часть (23), выглядит следующим образом [13]. Пусть

$$Q^{(k)}(x|\tilde{y}) = \frac{\tilde{p}_{y|x}(\tilde{y}|x)p_x^{(k)}(x)}{\sum_{x'} \tilde{p}_{y|x}(\tilde{y}|x')p_x^{(k)}(x')}; \quad (24a)$$

$$p_x^{(k+1)}(x) = \frac{\exp\left(\sum_{\tilde{y}} \tilde{p}_{y|x}(\tilde{y}|x) \ln Q^{(k)}(x|\tilde{y})\right)}{\sum_{x'} \exp\left(\sum_{\tilde{y}} \tilde{p}_{y|x}(\tilde{y}|x') \ln Q^{(k)}(x'|\tilde{y})\right)}; \quad (24б)$$

$$\begin{aligned} \tilde{C}^{(k+1)} = & -\sum_x p_x^{(k+1)}(x) \ln p_x^{(k+1)}(x) + \\ & + \sum_x \sum_{\tilde{y}} \tilde{p}_{y|x}(\tilde{y}|x) p_x^{(k+1)}(x) \ln Q^{(k)}(x|\tilde{y}). \end{aligned} \quad (24в)$$

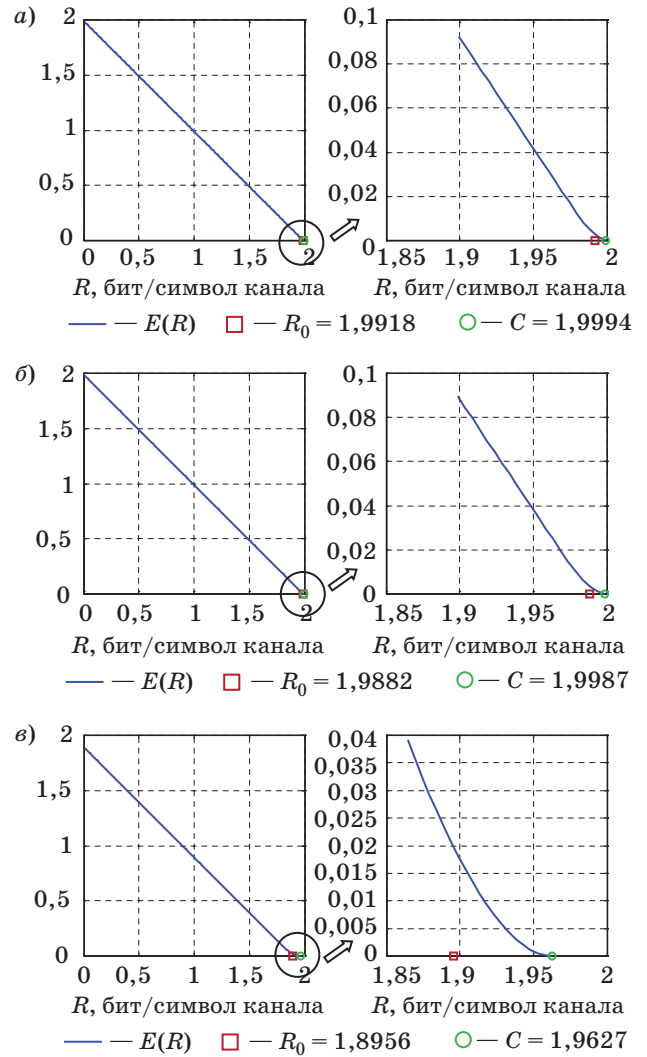
Тогда, начав с произвольного, например с равномерного, распределения $p_x^{(0)}(x)$ и выполняя вычисления (24) для $k = 0, 1, 2, \dots$, можно получить последовательность значений $\tilde{C}^{(1)}, \tilde{C}^{(2)}, \dots, \tilde{C}^{(k)}, \dots$, сходящуюся после очевидной замены единиц измерения с *нат/символ канала* на *бит/символ канала* к величине в правой части равенства (23).

Графики экспоненты случайного кодирования $E(R)$ и приближения к ней $E^*(R)$ имеют характерный вид линии, состоящей из двух частей, — криволинейной и прямолинейной, при этом криволинейная часть тем меньше, чем ближе значения R_0 и C , соответственно — R_0^* и C^* .

Примеры экспонент случайного кодирования $E(R)$, вычисленные согласно выражениям (9), (10), (12), (13) для некоторых вариантов канала записи/хранения данных, характеризуемых параметрами N и T , показаны на рис. 2, а–в.

Графики имеют вид прямых почти для всех значений скорости кода R , и значения R_0 почти совпадают с C . Кроме того, из результатов вычислений следует, что распределение $p_x(\cdot)$, максимизирующее величину R_0 , оказывается для рассмотренных примеров практически равномерным. То же самое относится и к распределениям $p_x(\cdot)$, максимизирующим значение средней взаимной информации в равенствах (11) и (23). Это значит, что значения R_0^* и C^* оказываются близкими к значениям R_0 и C соответственно. Поэтому в ряде случаев хорошей оценкой пропускной способности канала C может служить величина R_0 , а для нее хорошим оказывается приближение R_0^* , вычисляемое с использованием гауссовых аппроксимаций плотностей $p_{y|x}(y|x)$.

При использовании гауссовых приближений к функциям плотности вероятности $p_{y|x}(y|x)$ при



■ Рис. 2. Экспонента случайного кодирования $E(R)$: а — для $N = 100, T = 1$ мес.; б — для $N = 1000, T = 12$ мес.; в — для $N = 10\,000, T = 120$ мес. (слева — полный график, справа — часть графика для больших значений скорости кода R)

вычислении величин R_0 и R_0^* по формулам (19) и (20) полезным оказывается следующее утверждение.

Утверждение. Пусть

$$\begin{aligned} w_0(u) = & (2\pi\sigma_0^2)^{-1/2} \exp(-(u-m_0)^2/2\sigma_0^2) \text{ и} \\ w_1(u) = & (2\pi\sigma_1^2)^{-1/2} \exp(-(u-m_1)^2/2\sigma_1^2) \end{aligned}$$

— две гауссовы плотности вероятности с параметрами (m_0, σ_0^2) и (m_1, σ_1^2) соответственно. Тогда коэффициент Бхаттачария для этих плотностей равен

$$\int_{-\infty}^{\infty} \sqrt{w_0(u)w_1(u)} du = \sqrt{\frac{2\sigma_0\sigma_1}{\sigma_0^2 + \sigma_1^2}} \exp\left(-\frac{(m_0 - m_1)^2}{4(\sigma_0^2 + \sigma_1^2)}\right). \quad (25)$$

Равенство (25) доказывается непосредственным интегрированием.

По равенству (25) можно вычислять величины $D(x, x')$ в правых частях равенств (19) и (20) непосредственно с использованием значения параметров гауссовых аппроксимаций плотностей $p_{y|x}(\cdot)$.

Результаты вычислений значений R_0, C , а также R_0^* и C^* , полученные с использованием истинных распределений с одной стороны и с использованием их гауссовых аппроксимаций с другой, оказываются очень близкими, разница имеется в третьем-четвертом знаке после точки. Это может служить аргументом в пользу использования гауссовых приближений к плотностям $p_{y|x}(\cdot)$ в расчетах параметров практических систем кодирования для каналов flash-памяти и предположения о равномерности распределения $p_x(\cdot)$.

Изменение значений пропускной способности C и вычислительной скорости R_0 при увеличении числа циклов перезаписи N при различных значениях времени хранения данных T показано на рис. 3, а и б. Там же показаны зависимости от N значений C и R_0 , полученные при использовании гауссовых приближений плотностей $p_{y|x}(\cdot)$.

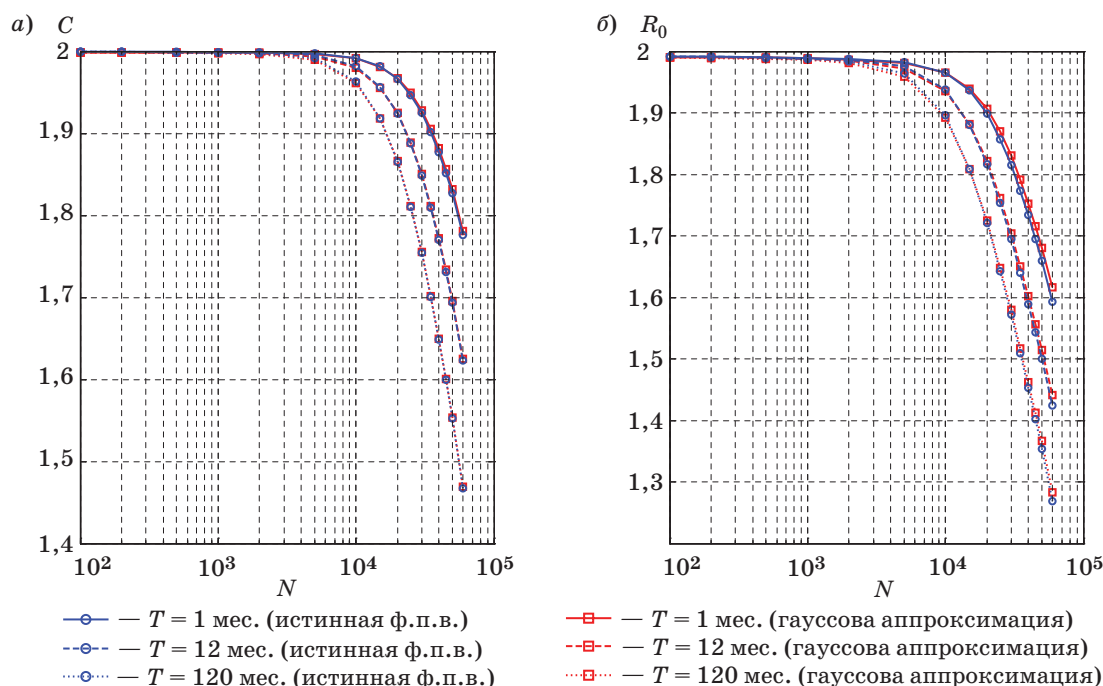
Как и следовало ожидать, значения C и R_0 уменьшаются с ростом N , поскольку при этом происходит ухудшение характеристик канала, которое выражается в «сближении» плотностей вероятности $p_{y|x}(\cdot)$ (см. рис. 1). Это ухудшение, однако, оказывается практически незаметным при увеличении числа циклов перезаписи N до значений порядка $(6...7) \cdot 10^3$. При дальнейшем увеличении N значения C и R_0 убывают гораздо

быстрее. Такой характер изменения наблюдается при всех рассмотренных значениях времени хранения данных T . Отметим, что величины C и R_0 , вычисленные для «истинных» плотностей $p_{y|x}(\cdot)$ и для их гауссовых приближений, оказываются очень близкими.

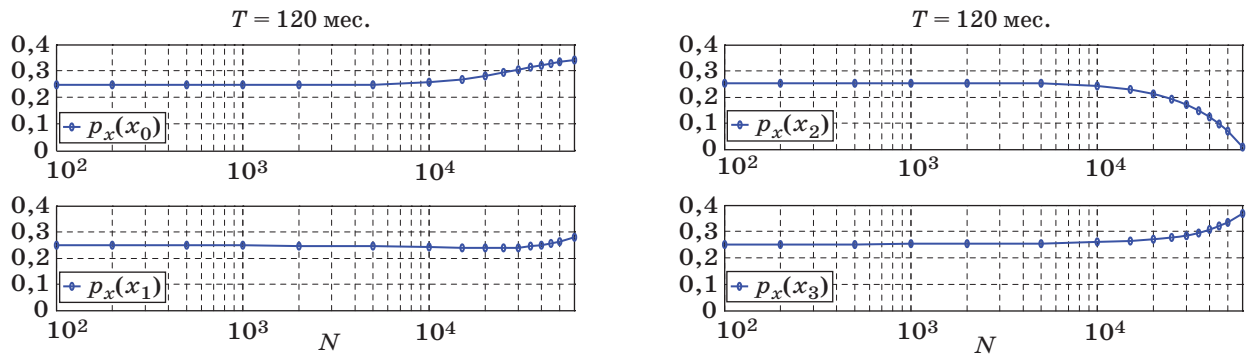
На рис. 4 представлены распределения $p_x(\cdot)$, задающие ансамбль случайных кодов, в зависимости от числа циклов перезаписи N . Эти распределения доставляют максимум величине R_0 , графики которой указаны на рис. 3, б.

Из рассмотрения рис. 4 следует, что оптимальное распределение $p_x(\cdot)$ остается практически равномерным ($p_x(\cdot) \approx 1/4$ для всех x) до значений N порядка 10^4 . При дальнейшем увеличении N распределения начинают меняться и становятся заметно отличающимися от равномерного. При этом существенно уменьшается вероятность $p_x(x_2)$, что косвенно означает, что входной символ канала (уровень записи) x_2 становится очень ненадежным, и его следует исключить. Подчеркнем, что это явление наблюдается при очень большом числе циклов перезаписи N , когда характеристики канала заметно ухудшаются.

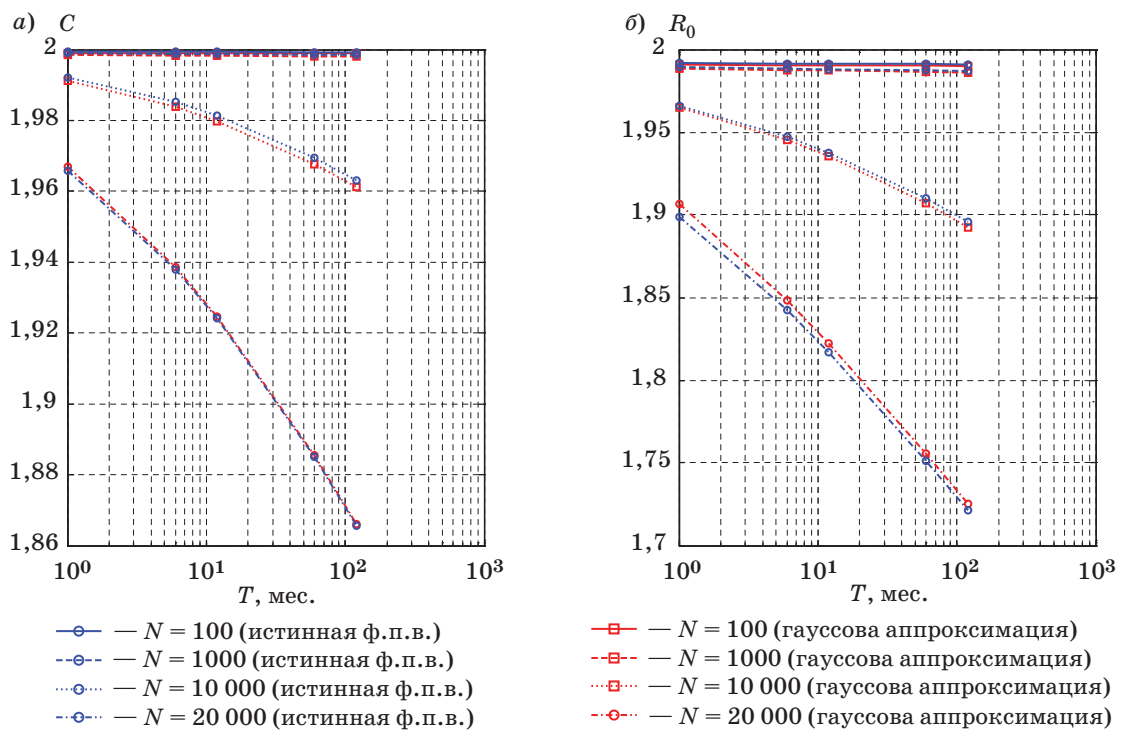
Рисунок 5, а и б представляет зависимость величин C и R_0 от времени хранения данных T при различных значениях числа циклов перезаписи N , выполненных за это время. При увеличении времени хранения T параметры канала записи ухудшаются, и величины C и R_0 , характеризующие потенциально достижимую скорость кодирования, уменьшаются. Это уменьшение оказывается крайне небольшим при $N \leq 10^3$. При $N \geq 10^4$



■ Рис. 3. Зависимости пропускной способности C (а) и вычислительной скорости R_0 (б) от числа циклов перезаписи N



■ Рис. 4. Оптимальные распределения $p_x(\cdot)$ в зависимости от числа циклов перезаписи N



■ Рис. 5. Зависимости величин C (а) и R_0 (б) от времени хранения данных T

и увеличении времени хранения данных T до года и более снижение становится значительнее, хотя и остается в пределах 5...8 %. Как и ранее, характеристики, полученные исходя из истинных плотностей вероятности $p_{y|x}(\cdot)$, задающих канал, и гауссовых приближений к этим плотностям, оказываются очень близкими.

Заключение

В работе были рассмотрены теоретически допустимые пределы скорости кодирования, для которых возможно построение надежных систем хранения данных для одной из имеющихся моделей flash-памяти. Эта модель описывает систему с независимыми многоуровневыми ячейками.

Выходное значение представляет собой случайную величину, определенную на множестве одиночных элементов памяти, распределение которой существенно зависит от ряда мешающих факторов, включающих влияние циклов записи/стирания, взаимную интерференцию ячеек и влияние времени хранения данных. В рассматриваемой модели предполагается отсутствие группирования искажений, поэтому канал хранения данных описывается моделью без памяти с непрерывным выходом. Такая модель задает наилучшее использование выхода канала. Для этих условий были построены границы случайного кодирования в форме, которая допускает получение численных результатов. Наряду с «истинными» функциями плотности вероятности были рассмо-

трены гауссовы приближения к ним. Эти приближения оказались в ряде случаев достаточно точными, что позволило получить точные оценки вычислительной скорости R_0^* в явном виде как функции от параметров гауссовых аппроксимаций.

На основе представленных результатов можно сформулировать следующие выводы:

— для многих практически важных случаев значения пропускной способности и вычислительной скорости оказываются близкими (их разница составляет величину от долей процента до нескольких процентов);

— пропускная способность и вычислительная скорость принимают значения, немного уступающие максимальной для этой модели величине 2 бит (для ряда случаев, представляющих интерес, разница лежит в пределах 5–10 %);

— в большинстве рассмотренных случаев оптимальное распределение на входе канала, доставляющее максимум величинам R_0 и C , оказывается очень близким к равномерному распределению, что может быть аргументом в пользу рассмотрения корректирующих кодов без ограничений на использование различных символов входного алфавита;

— пропускная способность канала записи убывает сравнительно медленно с ростом числа циклов перезаписи до величины порядка нескольких тысяч; после значения порядка 10^4 убывание становится более заметным;

— длительность хранения данных снижает достижимую скорость кодирования, но при небольшом числе циклов перезаписи ($N \leq 10^3$) это уменьшение оказывается незначительным; при $N \geq 10^4$ и увеличении времени хранения данных T до года и более снижение становится более значительным, хотя и остается в пределах 5–8 %;

— на основании полученных границ случайного кодирования можно указать ориентировочные пределы изменения основных параметров блоковых кодов, которые оказываются полезными для поиска значений параметров реальных систем кодирования для каналов записи/считывания данных.

Работа выполнена при поддержке Минобрнауки РФ при проведении научно-исследовательской работы в рамках проектной части государственного задания в сфере научной деятельности по заданию № 2.2716.2014/К от 17.07.2014.

Литература

1. Nonvolatile Memory Technologies with Emphasis on Flash: A Comprehensive Guide to Understanding and Using Flash Memory Devices / J. E. Brewer, M. Jill, editors. — Wiley-IEEE Press, 2008. — 792 p.
2. Bez R., Camerlenghi E., Modelli A., Visconti A. Introduction to Flash Memory // Proc. of the IEEE. 2003. Vol. 91. N 4. P. 489–502.
3. Yan Li, et al. A 16 Gb 3b/cell NAND Flash Memory in 56 nm with 8 MB/s Write Rate / Li Yan, Lee Seungpil, Fong Yupin, Pan Feng, Kuo Tien-Chien, Park Jong, T. Samaddar, Nguyen Hao, Mui Man, Htoo Khin, T. Kamei, M. Higashitani, E. Yero, Kwon Gyuwan, P. Kliza, Wan Jun, T. Kaneko, H. Maejima, H. Shiga, M. Hamada, N. Fujita, K. Kanebako, E. Tarn, A. Koh, I. Lu, C. Kuo, Pham Trung, J. Huynh, Nguyen Qui, H. Chibvongodze, M. Watanabe, K. Oowada, G. Shah, Woo Byungki, Gao Ray, J. Chan, J. Lan, P. Hong, Peng Liping, D. Das, D. Ghosh, V. Kalluru, S. Kulkarni, R. Cernea, S. Huynh, D. Pantelakis, Wang Chi-Ming, K. Quader // Proc. of the IEEE Intern. Solid-State Conf. (ISSCC/8). Feb. 3–7, 2008. P. 506–507.
4. Yan Li, et al. 128 Gb 3b/cell NAND Flash Memory in 19 nm with 18 MB/s Write Rate and 400 MB/s Toggle Mode / Li Yan, Lee Seungpil, K. Oowada, Nguyen Hao, Qui Nguyen, N. Mokhlesi, C. Hsu, J. Li, V. Ramachandra, T. Kamei, M. Higashitani, T. Pham, M. Honma, Y. Watanabe, K. Ino, Le Binh, Woo Byungki, Htoo Khin, Tseng Tai-Yuan, L. Pham, F. Tsai, Kim Kwang-ho, Chen Yi-Chieh, She Min, Yuh Jong, A. Chu, Chen Chen, R. Puri, Lin Hung-Szu, Chen Yi-Fang, W. Mak, J. Huynh, Chan Jim, M. Watanabe, D. Yang, G. Shah, P. Souriraj, D. Tadealli, S. Tenugu, Gao Ray, V. Popuri, B. Azarbayjani, R. Madpur, J. Lan, E. Yero, Pan Feng, P. Hong, Yong Kang Jang, F. Moogat, Fong Yupin, R. Cernea, S. Huynh, C. Trinh, M. Mofidi, R. Shrivastava, K. Quader // Proc. of the IEEE Intern. Solid-State Conf. (ISSCC/12). San Francisco, CA, USA, Feb. 19–23, 2012. P. 436–437.
5. Shibata N., et al. A 70 nm 16 Gb 16-level NAND Flash Memory / N. Shibata, H. Maejima, K. Isobe, K. Iwasa, M. Fujiu, M. Nakagawa, T. Shimizu, M. Honma, S. Hoshi, T. Kawaai, K. Kanebako, S. Yoshikawa, H. Tabata, A. Inoue, T. Takahashi, T. Shano, Y. Komatsu, K. Nagaba, M. Kosakai, N. Motohashi, K. Kanazawa, K. Imamiya, Nakai H. Nakai, M. Lasser, M. Murin, A. Meir, A. Eyal, M. Shlick // IEEE Journal on Solid-State Circuits. 2008. Vol. 43. N 4. P. 929–937.
6. Yaakobi E., et al. Error Correcting Coding for Flash Memories / E. Yaakobi, J. Ma, A. Caulfield, L. Grupp, S. Swanson, P. H. Siegel, J. K. Wolf // CMRR Report. San Diego: University of California; Center for Magnetic Recording Research. Winter 2009. N 31. P. 6.
7. Yaakobi E., et al. Error Characterization and Coding Schemes for Flash Memories / E. Yaakobi, J. Ma, A. Caulfield, L. Grupp, S. Swanson, P. H. Siegel, J. K. Wolf // IEEE Global Communications Workshop on Application of Communication Theory to Emerging Memory Technologies (ACTEMT 2010). Miami, FL, USA, Dec. 6–10, 2010. P. 1856–1860.

8. Wang X., Dong G., Pan L., Zhou R. Error Correction Codes and Signal Processing in Flash Memory. Ch. 3 in "Flash Memories"/ Prof. Igor Stievano (Ed.). 2011. <http://www.intechopen.com/books/flash-memories/error-correction-codes-and-signalprocessing-in-flash-memory> (дата обращения: 26.10.2014).
9. Dong G., et al. Estimating Information-Theoretical NAND Flash Memory Storage Capacity and its Implication to Memory System Design Space Exploration / G. Dong, Y. Pan, N. Xie, C. Varanasi, T. Zhang // IEEE Transactions on Very Large Scale Integration (VLSI) Systems. 2012. Vol. 20. N 9. P. 1705–1714.
10. Huang X., et al. Multilevel NAND Flash Memories: Channel modeling, Capacities and Optimal Coding Rates / X. Huang, A. Kavcic, X. Ma, G. Dong, T. Zhang // International Journal on Advances in Systems and Measurement. 2013. Vol. 6. N 3&4. P. 364–373. http://www.iariajournals.org/systems_and_measurements/sysmea_v6_n34_2013_paged.pdf (дата обращения: 26.10.2014).
11. Sun F., Rose K., Zhang T. On the Use of Strong BCH Codes for Improving Multilevel NAND Flash Memory Storage Capacity. http://www.researchgate.net/publication/254376882_On_the_Use_of_Strong_BCH_Codes_for_Improving_Multilevel_NAND_Flash_Memory_Storage_Capacity (дата обращения: 26.10.2014).
12. Gallager R. G. Information Theory and Reliable Communication. — N. Y.: John Wiley & Sons, 1968. — 588 p.
13. Viterbi A. J., Omura J. K. Principles of Digital Communication and Coding. — N. Y.: McGraw-Hill, 1979. — 560 p.
14. Wozenkraft J. M., Jacobs I. M. Principles of Communication Engineering. — N. Y.: John Wiley & Sons, 1968. — 720 p.

UDC 621.391

doi:10.15217/issn1684-8853.2016.2.56

Information Theory Analysis of Multilevel Flash Memory. Part 1: Channel Model and Random Coding BoundsTrofimov A. N.^a, PhD, Tech., Associate Professor, andrei.trofimov@vu.spb.ruTaubin F. A.^a, Dr. Sc. Tech., Professor, ftaubin@yahoo.com^aSaint-Petersburg State University of Aerospace Instrumentation, 67, B. Morskaya St., Saint-Petersburg, 190000, Russian Federation

Introduction: Flash memory is one of the fastest growing segments in the global semiconductor industry. Due to the steadily increasing recording density, high read/write speed, low power consumption and long service life, flash memory is used to store data in a very wide field of applications. Increasing the recording density achieved by decreasing the physical size of the memory cell, and the increasing number of states of a memory cell lead to a decrease in data storage reliability, which requires the use of error-correcting coding. **Purpose:** We study theoretically achievable values for the main parameters of error-correcting coding in a multilevel NAND flash memory model, depending on the recording/storage conditions. **Results:** Theoretically achievable coding rate limits have been obtained within which it is possible to build reliable memory for one of possible flash memory models treating a memory page as a system with independent multilevel cells. Random coding bounds have been derived for this model, and some numerical results presented. Using these bounds, we establish certain trade-off relationships between the achievable coding rate and the key memory parameters such as the number of program/erase cycles and the data retention time. Gaussian approximation for the channel model has also been considered. This approximation in some cases is sufficiently accurate to get an exact expression for the bound on the channel cutoff rate R_0^* as a function of the Gaussian approximation parameters. It is shown that in many cases the channel capacity and the channel cutoff rate are very close. The difference between them is less or about several percent. **Practical relevance:** The obtained results allow us to accurately estimate the reduction of the achievable recording rate (bit/cell) in a multilevel NAND flash memory caused by the growing number of the program/erase cycles and the longer data retention time. This gives us the possibility to specify the bounds for the program/erase cycles and data retention time which would ensure the required recording rate.

Keywords — Multilevel NAND Flash Memory, Recording Channel, Coding Theorem, Channel Capacity, Random Coding Bound.

References

1. Brewer J. E., Jill M., editors. *Nonvolatile Memory Technologies with Emphasis on Flash: A Comprehensive Guide to Understanding and Using Flash Memory Devices*. Wiley-IEEE Press, 2008. 792 p.
2. Bez R., Camerlenghi E., Modelli A., Visconti A. Introduction to Flash Memory. *Proc. of the IEEE*, 2003, vol. 91, no. 4, pp. 489–502.
3. Yan Li, Seungpil Lee, Yupin Fong, Feng Pan, Tien-Chien Kuo, Jong Park, Samaddar T., Hao Nguyen, Man Mui, Khin Htoo, Kamei T., Higashitani M., Yero E., Gyuan Kwon, Kliza P., Jun Wan, Kaneko T., Maejima H., Shiga H., Hamada M., Fujita N., Kanebako K., Tarn E., Koh A., Lu I., Kuo C., Trung Pham, Huynh J., Qui Nguyen, Chibvongodze H., Watanabe M., Oowada K., Shah G., Byungki Woo, Ray Gao, Chan J., Lan J., Hong P., Liping Peng, Das D., Ghosh D., Kalluru V., Kulkarni S., Cernea R., Huynh S., Pantelakis D., Chi-Ming Wang, Quader K. A 16 Gb 3b/cell NAND Flash Memory in 56 nm with 8 MB/s Write Rate. *Proc. of the IEEE Intern. Solid-State Conf. (ISSCC)*, 3–7 Feb. 2008, pp. 506–507.
4. Yan Li, Seungpil Lee, Oowada K., Hao Nguyen, Qui Nguyen, Mokhlesi N., Hsu C., Li J., Ramachandra V., Kamei T., Higashitani M., Pham T., Honma M., Watanabe Y., Ino K., Binh Le, Byungki Woo, Khin Htoo, Tai-Yuan Tseng, Pham L., Tsai F., Kwang-ho Kim, Yi-Chieh Chen, Min She, Jong Yuh, Chu A., Chen Chen, Puri R., Hung-Szu Lin, Yi-Fang Chen, Mak W., Huynh J., Jim Chan, Watanabe M., Yang D., Shah G., Souriraj P., Tadepalli D., Tenugu, S., Ray Gao, Popuri V., Azarbayjani B., Madpur R., Lan J., Yero E., Feng Pan, Hong P., Jang Yong Kang, Moogat F., Yupin Fong, Cernea R., Huynh S., Trinh C., Mofidi M., Shrivastava R., Quader K. 128 Gb 3b/cell NAND Flash Memory in 19 nm with 18 MB/s Write Rate and 400 MB/s Toggle Mode. *Proc. of the IEEE Intern. Solid-State Conf. (ISSCC/12)*, San Francisco, CA, USA, 2012, pp. 436–437.
5. Shibata N., Maejima H., Isobe K., Iwasa K., Nakagawa M., Fujii M., Shimizu T., Honma M., Hoshi S., Kawaai T., Kanebako K., Yoshikawa S., Tabata H., Inoue A., Takahashi T., Shano T., Komatsu Y., Nagaba K., Kosakai M., Motohashi N.,

- Kanazawa K., Imamiya K., Nakai H., Lasser M., Murin M., Meir A., Eyal A., Shlick M. A 70 nm 16 Gb 16-level NAND Flash Memory. *IEEE Journal on Solid-State Circuits*, 2008, vol. 43, no. 4, pp. 929–937.
6. Yaakobi E., Ma J., Caulfield A., Grupp L., Swanson S., Siegel P. H., Wolf J. K. Error Correcting Coding for Flash Memories. *CMRR Report*, Winter 2009, Number 31, University of California, Center for Magnetic Recording Research, San Diego, 2009, p. 6.
 7. Yaakobi E., Ma J., Caulfield A., Grupp L., Swanson S., Siegel P. H., Wolf J. K. Error Characterization and Coding Schemes for Flash Memories. *IEEE Global Communications Workshop on Application of Communication Theory to Emerging Memory Technologies (ACTEMT 2010)*, Miami, FL, USA, 6–10 Dec. 2010, pp. 1856–1860.
 8. Wang X., Dong G., Pan L., Zhou R. *Error Correction Codes and Signal Processing in Flash Memory*. Ch. 3 in “Flash Memories”, Prof. Igor Stievano (Ed.), 2011. InTech. Available at: <http://www.intechopen.com/books/flash-memories/error-correction-codes-and-signalprocessing-in-flash-memory> (accessed 26 October 2014).
 9. Dong G., Pan Y., Xie N., Varanasi C., Zhang T. Estimating Information-Theoretical NAND Flash Memory Storage Capacity and its Implication to Memory System Design Space Exploration. *IEEE Transactions on Very Large Scale Integration (VLSI) Systems*, 2012, vol. 20, no. 9, pp. 1705–1714.
 10. Huang X., Kavcic A., Ma X., Dong G., Zhang T. Multilevel Flash Memories: Channel Modeling, Capacities and Optimal Coding Rates. *Intern. Journal on Advances in Systems and Measurement*, 2013, vol. 6, no. 3&4, pp. 364–373. Available at: http://www.iariajournals.org/systems_and_measurements/sysmea_v6_n34_2013_paged.pdf (accessed 26 October 2014).
 11. Sun F., Rose K., Zhang T. *On the Use of Strong BCH Codes for Improving Multilevel NAND Flash Memory Storage Capacity*. Available at: http://www.researchgate.net/publication/254376882_On_the_Use_of_Strong_BCH_Codes_for_Improving_Multilevel_NAND_Flash_Memory_Storage_Capacity (accessed 26 October 2014).
 12. Gallager R. G. *Information Theory and Reliable Communication*. New York, John Wiley & Sons, 1968. 588 p.
 13. Viterbi A. J., Omura J. K. *Principles of Digital Communication and Coding*. New York, McGraw-Hill, 1979. 560 p.
 14. Wozenkraft J. M., Jacobs I. M. *Principles of Communication Engineering*. New York, John Wiley & Sons, 1968. 720 p.

Уважаемые авторы!

При подготовке рукописей статей необходимо руководствоваться следующими рекомендациями.

Статьи должны содержать изложение новых научных результатов. Название статьи должно быть кратким, но информативным. В названии недопустимо использование сокращений, кроме самых общепринятых (РАН, РФ, САПР и т. п.).

Объем статьи (текст, таблицы, иллюстрации и библиография) не должен превышать эквивалента в 20 страниц, напечатанных на бумаге формата А4 на одной стороне через 1,5 интервала Word шрифтом Times New Roman размером 13, поля не менее двух сантиметров.

Обязательными элементами оформления статьи являются: индекс УДК, заглавие, инициалы и фамилия автора (авторов), ученая степень, звание (при отсутствии — должность), полное название организации, аннотация и ключевые слова на русском и английском языках, электронные адреса авторов, которые по требованию ВАК должны быть опубликованы на страницах журнала. При написании аннотации не используйте аббревиатур и не делайте ссылок на источники в списке литературы.

Статьи авторов, не имеющих ученой степени, рекомендуется публиковать в соавторстве с научным руководителем, наличие подписи научного руководителя на рукописи обязательно; в случае самостоятельной публикации обязательно предоставляйте заверенную по месту работы рекомендацию научного руководителя с указанием его фамилии, имени, отчества, места работы, должности, ученого звания, ученой степени — эта информация будет опубликована в ссылке на первой странице.

Формулы набирайте в Word, не используя формульный редактор (Mathtype или Equation), при необходимости можно использовать формульный редактор; для набора одной формулы не используйте два редактора; при наборе формул в формульном редакторе знаки препинания, ограничивающие формулу, набирайте вместе с формулой; для установки размера шрифта никогда не пользуйтесь вкладкой Other..., используйте заводские установки редактора, не подгоняйте размер символов в формулах под размер шрифта в тексте статьи, не растягивайте и не сжимайте мышью формулы, вставленные в текст; в формулах не отделяйте пробелами знаки: + = -.

Для набора формул в Word никогда не используйте Конструктор (на верхней панели: «Работа с формулами» — «Конструктор»), так как этот ресурс предназначен только для внутреннего использования в Word и не поддерживается программами, предназначенными для изготовления оригинал-макета журнала.

При наборе символов в тексте помните, что символы, обозначаемые латинскими буквами, набираются светлым курсивом, русскими и греческими — светлым прямым, векторы и матрицы — прямым полужирным шрифтом.

Иллюстрации в текст не завершаются и предоставляются отдельными исходными файлами, поддающимися редактированию:

— рисунки, графики, диаграммы, блок-схемы предоставляйте в виде отдельных исходных файлов, поддающихся редактированию, используя векторные программы: Visio 4, 5, 2002–2003 (*.vsd); Coreldraw (*.cdr); Excel (*.xls); Word (*.doc); Adobellustrator (*.ai); AutoCad (*.dxf); Matlab (*.ps, *.pdf или экспорт в формат *.ai);

— если редактор, в котором Вы изготавливаете рисунок, не позволяет сохранить в векторном формате, используйте функцию экспорта (только по отношению к исходному рисунку), например, в формат *.ai, *.esp, *.wmf, *.emf, *.svg;

— фото и растровые — в формате *.tif, *.png с максимальным разрешением (не менее 300 pixels/inch).

Наличие подписуточных подписей обязательно (желательно не повторяющих дословно комментарии к рисункам в тексте статьи).

В редакцию предоставляются:

— сведения об авторе (фамилия, имя, отчество, место работы, должность, ученая степень, учебное заведение и год его окончания, ученая степень и год защиты диссертации, область научных интересов, количество научных публикаций, домашний и служебный адреса и телефоны, e-mail), фото авторов: анфас, в темной одежде на белом фоне, должны быть видны плечи и грудь, высокая степень четкости изображения без теней и отблесков на лице, фото можно представить в электронном виде в формате *.tif, *.png с максимальным разрешением — не менее 300 pixels/inch при минимальном размере фото 40×55 мм;

— экспертное заключение.

Список литературы составляется по порядку ссылок в тексте и оформляется следующим образом:

— для книг и сборников — фамилия и инициалы авторов, полное название книги (сборника), город, издательство, год, общее количество страниц;

— для журнальных статей — фамилия и инициалы авторов, полное название статьи, название журнала, год издания, номер журнала, номера страниц;

— ссылки на иностранную литературу следует давать на языке оригинала без сокращений;

— при использовании web-материалов указывайте адрес сайта и дату обращения.

Список литературы оформляйте двумя отдельными блоками по образцам lit.dot на сайте журнала (<http://i-us.ru/paperrules>) по разным стандартам: Литература — СИБИБ РФ, References — один из мировых стандартов.

Более подробно правила подготовки текста с образцами изложены на нашем сайте в разделе «Оформление статей».

Контакты

Куда: 190000, Санкт-Петербург,
Б. Морская ул., д. 67, ГУАП, РИЦ
Кому: Редакция журнала «Информационно-управляющие системы»
Тел.: (812) 494-70-02
Эл. почта: ius.spb@gmail.com
Сайт: www.i-us.ru