

УДК 621.382:621.395

ИССЛЕДОВАНИЯ ПО ТЕОРИИ КОДИРОВАНИЯ В БЕЛОРУССКОМ ГОСУДАРСТВЕННОМ УНИВЕРСИТЕТЕ ИНФОРМАТИКИ И РАДИОЭЛЕКТРОНИКИ

В.К. КОНОПЕЛЬКО

*Белорусский государственный университет информатики и радиоэлектроники
П. Бровка, 6, Минск, 220013, Беларусь*

Поступила в редакцию 19 ноября 2003

Приведены результаты исследований по теории кодирования в БГУИР с 1968 года по настоящее время. Рассмотрены вопросы применения корректирующих кодов для синтеза отказоустойчивых алгоритмов и вычислительных микроэлектронных структур для повышения надежности и процента выхода годных СБИС. Изложены особенности задания новых кодов (для исправления дефектов, табличных для контроля модулей ошибок, векторных и однородных кодов) и методов их декодирования, для обеспечения надежного хранения и передачи информации, построения БИС кодеков широкого применения.

Ключевые слова: криптографическое кодирование, таблицы кодов, кодеки помехоустойчивых кодов.

Введение

В середине 60-х годов прошлого столетия весьма актуальными стали вопросы контроля ошибок при передаче, обработке и хранении сообщений в радиотехнических системах различного назначения, технике связи, космических и военных системах, при построении надежных цифровых устройств. Учитывая это, заведующий кафедрой радиопередающих устройств и радиотехнических систем МРТИ Л.Л. Ключев (в настоящее время д.т.н. Л.Л. Ключев является профессором кафедры сетей и устройств телекоммуникаций БГУИР) пригласил на кафедру ряд молодых талантливых специалистов из ведущих вузов Москвы, Ленинграда, Свердловска, в том числе и В.В. Лосева, который к тому времени успешно закончил аспирантуру кафедры радиосистем Ленинградского электротехнического института имени В.И. Ульянова (Ленина) (ЛЭТИ). На кафедре радиосистем ЛЭТИ под руководством профессора Ю.М. Казаринова к тому времени сложился плодотворный коллектив, состоящий из радиоинженеров, математиков, специалистов по вычислительной технике, объединенных проблемой разработки методов синтеза отказоустойчивых алгоритмов и вычислительных структур (цифровых автоматов) на основе применения корректирующих кодов (избыточного кодирования).

Проведенные исследования показали сложность и многообразие задач и нашли отражение в монографии [1], где показано, что для эффективного использования избыточности необходимо знать статистические свойства ошибок в цифровых устройствах (интенсивность сбоев и отказов элементов, распределение ошибок по их кратностям, асимметрию ошибок и т.п.), особенности построения и работы цифровых устройств (дешифраторов, распределителей импульсов, счетчиков, арифметических устройств, цифровых фазовращателей и т.п.), характерные свойства применяемых корректирующих кодов (линейных, арифметических, кодов в остаточ-

ных классах и др.), процедур их кодирования и декодирования. Результаты работы оказались весьма плодотворными в научном и практическом плане, а участники исследований в дальнейшем стали профессорами, докторами наук.

2. Кодовые методы повышения надежности цифровых устройств

Исследования по разработке надежных цифровых устройств В.В. Лосев продолжил на кафедре РпдУ и РТС МРТИ, уделяя основное внимание построению самокорректирующихся счетных устройств (триггеров, счетчиков, регистров сдвига) с учетом специфики работы устройств, причин возникновения ошибок, их статистики с целью рационального использования вводимой избыточности в защищаемые устройства. При этом широко использовалась теория абстрактного и структурного синтеза цифровых автоматов, теория кодов, исправляющих ошибок, теория графов. В.В. Лосевым было показано, что плодотворным оказывается путь введения избыточности не с выбора помехоустойчивого кода, а с устранения эффекта размножения ошибок. Для этого в защищаемые устройства сначала вводятся дополнительные элементы памяти, с помощью которых закрываются каналы распространения ошибок, а затем эти избыточные элементы памяти используются для образования проверочных разрядов кода. Благодаря этому в устройствах не происходит накопления ошибок в элементах памяти, при смене входного сигнала все устройства из ложного состояния автоматически возвращаются на правильную траекторию работы; при этом коррекция ошибок производится на протяжении одного такта [2–7].

В 1973 г. для проведения исследований по построению надежных однородных микроэлектронных структур, устойчивых к отказам и сбоям элементов, В.В. Лосев пригласил в аспирантуру разработчиков интегральных схем (ИС) ПО "Интеграл". К тому времени в связи с появлением ИС задача построения надежных цифровых устройств стала менее актуальной, а на первый план вышла проблема низкого процента выхода годных ИС. Особенно это проявлялось в низком выходе годных кристаллов БИС запоминающих устройств (ОЗУ, ПЗУ, ППЗУ, РПЗУ) из-за технологических дефектов при изготовлении кристаллов. Технологические методы повышения выхода годных и надежности БИС ЗУ в то время оказывались не эффективными, требовали больших капитальных затрат, были связаны с продолжительными исследованиями и ограничены существующим уровнем научно-технического прогресса.

В 1974 г. для решения указанной проблемы В.К. Конопелько предложил привлечь методы, основанные на введении избыточности в полупроводниковые системы памяти, позволяющие нейтрализовать дефекты производства, отказы и сбои, появляющиеся в процессе эксплуатации. Этому способствовали объективные предпосылки положительного решения проблемы выхода годных и надежности БИС ЗУ данными методами. Такими предпосылками следует в первую очередь считать относительную регулярность и однородность структуры большинства полупроводниковых ЗУ, а также последние достижения в области теории информации, позволяющие по-иному взглянуть на канал хранения, не отождествляя его с традиционными каналами передачи информации. Предложенные в 1974 г. профессором Б.С. Цыбаковым и его учеником А.В. Кузнецовым из Института проблем передачи информации АН СССР коды для исправления дефектов были предназначены для надежного хранения информации в ЗУ с дефектными элементами памяти (ЭП). С позиции теории информации под дефектными понимаются ЭП, которые при считывании всегда выдают либо логический "0", либо "1" и не изменяют своего состояния под действием управляющих сигналов. При этом считается, что местоположение таких ЭП известно или может быть определено с помощью специальных тестовых процедур при кодировании информации. Проблема заключается в том, чтобы найти способ использования этих сведений в достаточно компактной и универсальной форме, отличной от тривиального перечисления адресов дефектных ЭП, что позволило бы уменьшить вводимую избыточность и повысить быстродействие схем коррекции (декодеров).

3. Дефекты, выход годных и избыточность в БИС ЗУ

Проводимые исследования по анализу источников отказов из-за технологических дефектов, статистических моделей выхода годных показали, что в одних частях пластины кремния дефекты распределяются случайным образом, а в других — группируются. Отметим, что сравнение статистики дефектов в БИС ЗУ с отказами и сбоями в цифровых устройствах и ошибками в сообщениях при передаче информации по каналам связи показало много общего в распределениях. Это приводит к случайным и зависимым отказам ЭП в накопителе и схемах обрамления, для устранения влияния которых необходимо применять резервирование отдельных строк, столбцов, блоков ЭП, коды, контролирующие случайные, модульные и пакетные ошибки [8–16].

Среди различных способов подключения резервных элементов наибольшее распространение получили способы программируемых соединений (электрического или лазерного разрушения плавких вставок или полупроводниковых переходов). Образующие этими способами соединения (или разрывы) не зависят от состояния источников питания, внешних сигналов или внутренних помех. К способам подключения резервных элементов вместо дефектных с помощью программируемых соединений предъявляются следующие достаточно общие требования:

1. БИС ЗУ с резервными элементами по своим техническим параметрам не должны существенно отличаться от безыбыточных схем. Это в особенности касается задержек сигнала и мощности потребления.

2. Число дополнительных логических и формирующих схем для резервных ЭП, контактных площадок и плавких вставок следует выбирать минимальным.

3. Число пережигаемых вставок должно быть минимально. Благодаря этому увеличивается производительность испытательного оборудования и надежность программирования.

Общей чертой всех способов резервирования в БИС ЗУ является переадресация к исправным резервам ЭП при обращении к дефектному основному ЭП накопителя. С точки зрения теории информации при этом имеется модель канала хранения с известным местоположением ошибок при кодировании и декодировании информации. Дефектный элемент, как правило, должен блокироваться. Были разработаны разнообразные способы, устройства и схемы по подключению резервных элементов, отличающиеся видом вводимой избыточности, типом программируемых элементов, схемами их подключения, контролем ЗУ с резервом, а также предложены способы и схемы диагностического контроля, расположенные на кристалле, что позволяет достаточно легко и быстро получить сведения о дефектных элементах. Основные результаты исследований, которые проводились совместно с сотрудниками ПО "Интеграл" (г. Минск), ПО "Кристалл" (г. Киев), ПО "Светлана" (г. Ленинград), рядом НИИ микроцентра (г. Зеленоград) изложены в монографии [17], более чем в 50 авторских свидетельствах на изобретения, защищены в 5 кандидатских диссертациях (В.К. Конопелько, Е.А. Верниковский, П.П. Урбанович, В.С. Борисов, А.Н. Осипов), а использование избыточности в БИС ЗУ позволило повысить выход годных в несколько раз.

4. Канал хранения и коды, исправляющие дефекты

При использовании избыточного кодирования совокупность ЭП можно рассматривать как канал передачи информации, в котором последняя передается не в пространстве, а во времени. Для нейтрализации ошибок подлежащая хранению информация кодируется корректирующим кодом. При считывании (выдаче потребителю) происходит декодирование, во время которого ошибочная информация исправляется. Анализ особенностей канала хранения показывает, что, во-первых, изменяя конструкцию ЭП и ЗУ, можно варьировать характером наиболее вероятных ошибок в канале хранения, т.е. управлять состоянием канала (видами отказов), во-вторых, местоположение и состояние отказавших ЭП может быть известно до занесения и/или считывания информации в ЗУ. Указанные особенности приводят к рассмотрению устройств хранения как специфического канала передачи информации. Возникающие при этом ситуации

достаточно хорошо описываются с помощью обобщенной модели канала хранения (рис. 1). Основным отличием модели от известных в теории информации является наличие обратной связи с выхода декодера на вход кодера, которая требует предварительного исправления ошибок в кодовом слове при записи информации только в часть разрядов слова, например в один ЭП, что наблюдается в одноразрядных БИС ЗУ. Блок управления состоянием канала характеризует возможность получения наиболее вероятных ошибок в канале путем изменения конструкции ЭП БИС и блоков памяти для более полного согласования ошибок хранения с имеющейся избыточностью. Если имеются сведения о местоположении отказов, то из данной модели вытекают модели каналов с дефектами, стираниями и резервированием (соответственно, когда эти сведения поступают на кодер, декодер или на то и другое устройства).



Рис. 1. Обобщенная модель канала хранения с корректирующими кодами

Применение данной модели канала хранения информации позволяет более полно согласовать состояние канала с вводимой избыточностью, уменьшить ее, сформулировать требования к корректирующему коду, предложить эффективные методы защиты памяти от многократных ошибок. Так, например, в зависимости от рассматриваемой модели каналов хранения отказы в памяти могут исправляться как ошибки, стирания, дефекты, их сочетания и использоваться решения, требующие различного уровня избыточности.

Основная идея надежного хранения информации в памяти с дефектами заключается в следующем. Пусть требуется хранить двоичное слово (вектор) u длины k . Символы этого слова могут не совпадать с состоянием дефектных ЭП ЗУ. Тогда можно попытаться найти некоторый покрывающий вектор C , который при суммировании с вектором u давал бы вектор $\varphi = u + C$ такой, что его символы, предназначенные для хранения в дефектных ЭП, совпадали с состояниями этих ЭП. Следовательно, если занести в память вектор φ , то он будет храниться без искажений. При считывании следует выполнить обратную операцию, т.е. вычислить $u = \varphi + C$. Для того чтобы сообщить потребителю сведения об используемом векторе C , следует ввести r дополнительных разрядов, которые называются проверочными. Построенные таким образом коды получили название аддитивных.

Из приведенных рассуждений следует, что аддитивный код задается покрывающей (ξ, n) -матрицей C , строками которой являются все покрывающие векторы, и кодирующей функцией $C(u, D)$, сопоставляющей сообщению u и дефекту D одну из строк матрицы C . Символ, записываемый в дефектный ЭП, называется согласованным с дефектом, если состояние ЭП совпадает со значением символа, и несогласованным в противном случае.

Известна теорема: матрица C задает код, исправляющий все дефекты кратности t , если в качестве порождающей матрицы G этого кода использована проверочная матрица H систематического линейного кода с минимальным расстоянием d , не меньшим чем $t+1$, [18]. Таким образом, строки матрицы C фактически являются словами линейного кода, двойственного коду с минимальным расстоянием $d \leq t+1$. Теорема также показывает, что при помощи линейного кода с исправлением t ошибок можно построить групповой аддитивный код с исправлением $2t$ дефектов.

Известны негрупповые (нелинейные) коды, исправляющие дефекты, которые имеют меньшее по сравнению с групповыми количество проверочных разрезов, поскольку для построения кодирующей матрицы используются не все линейные комбинации строк матрицы G . В конце 70-х годов В.В. Лосевым, Ю.Д. Карякиным, В.К. Конопелько были построены одни из лучших подобных кодов [19, 20]. Кроме того, В.К. Конопелько было показано, что в БИС ПЗУ с плавкими вставками наблюдаются асимметричные дефекты, что позволило построить коды с более высокой скоростью передачи, простыми и быстродействующими декодерами (в общем случае декодер — ПЛИС, состоящая из матриц И и ИЛИ) [21].

В начале 80-х годов известные криптографы Р. Райвст, А. Шамир переоткрыли коды, исправляющие дефекты, решая задачу: сколько бит информации можно хранить на перфокарте с n позициями. Они установили, что неполное использование разрядов слова при первичной перфорации (которые при вторичной перфорации становятся дефектами) позволяет не только вторично использовать перфокарты, но и получить более чем в 1,5 раза выигрыш в объеме хранимой информации. Отметим, что кодирование кодами, исправляющими дефекты, напоминает операцию гаммирования при криптографическом кодировании информации.

5. Табличные модульные коды

В современных информационных системах применяется модульное (байтное) представление информации. В этом случае, если разбить кодовое слово длины $n = l \cdot b$ и вектор ошибок на подблоки (модули) длины b , то ненулевые символы в векторе ошибок могут располагаться только в модулях, но не на стыках модулей. Если же ошибочные символы лежат и на стыках модулей, то это пакет ошибок (циклически сдвигаемый модуль ошибок), контроль которого широко осуществляется в технике связи и CD ROM. Коррекцию модульных и пакетных ошибок можно производить с помощью ряда известных кодов, таких как коды Рида-Соломона, Бартонна, Файра и других. Однако кодеки этих кодов достаточно сложны, обладают невысоким быстродействием [22–24].

Известно, что при использовании табличных (итеративных) кодов (кодов произведений) символы кодовых слов записываются последовательно по строкам в виде таблиц кодирования, причем строки кодируются одним каким-либо кодом C_1 , а столбцы — другим кодом C_2 . Кодовое расстояние итеративного кода, равно произведению кодовых расстояний кодов, составляющих его $d_{\Sigma} = d_1 \cdot d_2$, а длина кода $n_{\Sigma} = n_1 \cdot n_2$. При записи данных в виде таблицы кодирования длины составляющих кодов и их кодовые расстояния небольшие, что приводит к небольшим вычислительным затратам на обработку кодов и вместе с тем позволяет исправить достаточное большое число случайных ошибок.

Как показано в [25, 26], если изменить порядок заполнения таблиц кодирования, а именно заполнять таблицы кодирования символами относительно диагоналей длиной b при формировании проверок четности по строкам и столбцам, то образуются низкоплотные коды, исправляющие не только случайные, но и модульные ошибки длины b и, кроме того, при определенных длинах n и b и пакеты ошибок длины $p = b - 1$, исследуемые многими авторами [27, 28]. Например, при $b = 4$ при подобном кодировании можно получить низкоплотный модульный код $(n; k) = (24; 16)$ с таблицей кодирования и проверочной матрицей вида

a_1	a_5	a_9	a_{13}	a_{17}
a_{18}	a_2	a_6	a_{10}	a_{14}
a_{15}	a_{19}	a_3	a_7	a_{11}
a_{12}	a_{16}	a_{20}	a_4	a_8
a_{21}	a_{22}	a_{23}	a_{24}	

$$H = \begin{bmatrix} I_4 & I_4 & I_4 & I_4 & I_4 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ & & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix}$$

где $a_8, a_{11}, a_{14}, a_{17}; a_{21} \div a_{24}$ — проверочные символы кодов с простой проверкой четности с $d=2$.

При изменении порядка заполнения таблиц кодирования диагоналями (например, не слева направо, а наоборот; при расположении диагоналей по столбцам, и выполнении проверок по диагоналям; при заполнении данными таблиц через диагональ и т.п.) возможно получение кодов большей длины n , а также корректирующих пакет ошибок длины $p=b$ [26].

6. Векторные коды

Под векторными понимают коды, у которых вектор указывает на направление вычисления контроля четности в таблице кодирования. Нижеследующие таблицы А, Б кодирования описывают двухвекторные коды (в таблицах вместо символов приведены их индексы):

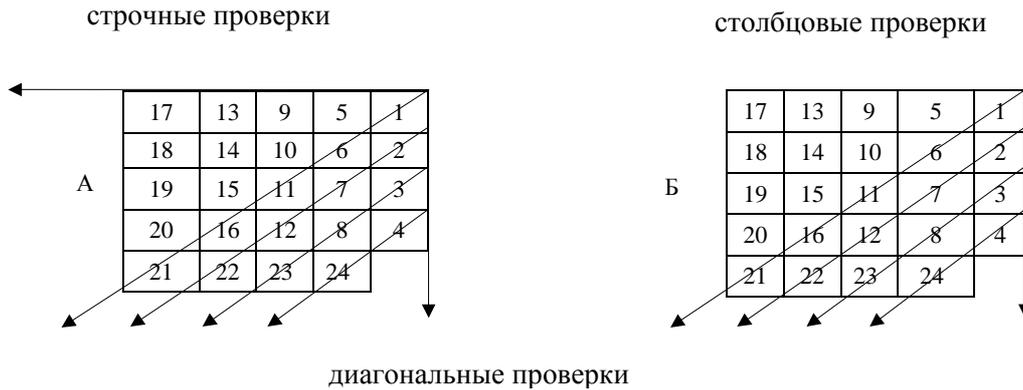


Таблица А задает вышеприведенный низкоплотный модульный код, таблица Б – код, с помощью которого можно корректировать только нечетные ошибки в модулях (возможны и другие направления векторов при вычислении проверок четности [27]). Анализ векторных кодов показывает, что данные коды преобразуются в сверточные коды, если не ограничивать размер таблиц кодирования. В [29] показано, что векторные коды, задаваемые таблицей Б, можно использовать в системах передачи и обработки данных в формате ASCII для снижения вероятности ошибок при простых схемах коррекции. Увеличение числа направлений проверок (векторов) в таблицах кодирования приводит к более сложным кодам, корректирующим одновременно случайные и зависимые ошибки, которые можно свести к турбо-кодам, интенсивно исследуемым в настоящее время во многих странах.

7. Однородные коды

Разработка БИС кодеров помехоустойчивых кодов поставила новую ранее не исследованную в теории кодирования задачу: построения проверочных матриц, в которых содержались бы однотипные столбцы или подматрицы, позволяющие при их добавлении наращивать длину обрабатываемых данных или увеличивать число контролируемых ошибок. Эти коды можно, например при кодовом расстоянии $d=5$, задать проверочной матрицей вида $H=[H_1; H_2]^T$, где H_1 — матрица кода с $d=3$, а H_2 получена из H_1 перестановкой столбцов, т.е. $H_2=H_1Q$. Синдром ошибок декодируемого вектора A равен $S=[S_1; S_2]^T$, где $S_1 = A \cdot H_1^T$, $S_2 = A \cdot H_2^T = A Q^T H_1^T$ т.е. для вычисления S_2 можно использовать одну и ту же БИС, реализующую матрицу H_1 , только отсчеты вектора A следует переставить согласно матрице Q^T . Таким образом, на основе БИС для коррекции одиночных ошибок можно исправлять двойные ошибки, если использовать две подобные БИС. В [30–35] исследуются подобные однородные коды, построенные на основе БЧХ-кодов, кодов Рида-Соломона для совместного контроля случайных и модульных ошибок (частным случаем однородных кодов с $d=5$ являются реверсивные коды [36–39]). Например, при построении однородных кодов Рида-Соломона из однородных кодов, корректирующих двойные ошибки, соответствующие матрицы H имеют вид:

$$H_{PC} = \begin{bmatrix} h^0 & h^1 & \dots & h^6 \\ h^6 & h^5 & \dots & h^0 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} a^0 & a^1 & a^2 & a^1 & a^2 & a^3 & \dots & a^6 & a^0 & a^1 \\ a^6 & a^0 & a^1 & a^5 & a^6 & a^0 & \dots & a^0 & a^1 & a^2 \end{bmatrix},$$

где a — элемент поля Галуа.

Если сгруппировать столбцы, стоящие на первой, второй и третьей позициях в модулях, в три подматрицы H_i кодов с $d=5$ с перестановкой столбцов внутри подматриц, то при этом образуется модульный код с матрицей

$$H_{PC} = [H_1 \mid H_2 \mid H_3] = \begin{bmatrix} a^0 & a^1 & \dots & a^6 & \dots & a^0 & a^1 & \dots & a^6 \\ a^6 & a^5 & \dots & a^0 & \dots & a^3 & a^2 & \dots & a^4 \end{bmatrix}.$$

Таким образом, при разработке БИС кодера можно использовать либо матрицу H_1 , либо ее одну часть или укорочение, и тем самым применять БИС для обработки кодов различной длины и кратности ошибок, что позволяет существенно повысить число потребителей БИС кодеров.

8. Декодирование помехоустойчивых кодов

При всем многообразии кодов, исправляющих ошибки, практическую реализацию в системах получили лишь небольшое их число: циклические БЧХ-коды, коды Рида-Соломона, итеративные коды на основе кодов Рида-Соломона и др., рассчитанные на коррекцию ошибок небольшой кратности. Это объясняется отсутствием хороших алгоритмов коррекции ошибок как с точки зрения быстродействия этих алгоритмов, так и их сложности при аппаратной реализации. Основным используемым методом коррекции ошибок является синдромное декодирование или декодирование по таблице смежных классов, основанное на однозначном соответствии образующего смежного класса (вектора ошибок) и синдрома принятых последовательности. Сложность устройства, реализующего данный метод декодирования, определяется селектором, который каждому из 2^r возможных r -разрядных синдромов ставит в однозначное соответствие вектор ошибок (для коррекции t кратных ошибок необходимо селектировать $\sum_{i=1}^t C_n^i$ комбинаций). Очевидно, что с ростом n и t число селектируемых

комбинаций резко возрастает и возникает так называемая "проблема селектора" (например, при $n=127$ и $t=2$; 4 требуется селектировать примерно $8 \cdot 10^3$ и $1,1 \cdot 10^7$ комбинаций). При коррекции модульных и пакетных ошибок затраты на селектор значительно выше.

Анализ проверочных матриц модульных кодов (Рида-Соломона, низкоплотных, табличных и др.) показал, что при единичных подматрицах в верхней части матриц H конфигурация расположения ошибок в модулях определяется этой частью разрядов синдрома, а номера ошибочных модулей — оставшимися разрядами синдрома. Учет этих особенностей позволил предложить ряд эффективных декодеров для контроля модульных и пакетных ошибок (например, сложность декодера низкоплотного модульного кода при длине модуля $b=8$, $n=80$ примерно в 30 раз меньше чем известных), а также новый двухканальный способ коррекции пакетов ошибок, сущность которого состоит в представлении пакета ошибок как модулей для двух модульных кодов, образованных из одного кода. По результатам этих исследований получено более десяти авторских свидетельств на изобретения [17, 26].

Многими специалистами в теории кодирования отмечается высокая эффективность применения перестановочных методов коррекции ошибок. Однако известные результаты носят частный характер, алгоритмы обработки обладают высокой сложностью и основаны на поиске перестановок, сдвигающих ошибки в проверочные разряды слова. Плодотворным и перспективным в перестановочном декодировании оказался подход, предложенный в [40] для декодирования однородных кодов, где предложено вычислять по степеням элементов поля Галуа синдрома параметр, получивший в дальнейшем название — нормы синдрома, которая идентифицирует классы ошибок. С помощью перестановок по нормам находят векторы ошибок без традиционного решения уравнений в полях Галуа. На основании исследований по перестановочному декодированию кодов разработана теория норм синдромов [41], использующая ре-

зультаты современной алгебры, позволяющая в десятки раз уменьшить сложность декодеров [42]. Результаты исследований по синтезу новых кодов и методов их декодирования нашли отражение в двух докторских (В.К. Конопелько, В.А. Липницкий) и двух кандидатских диссертациях (С.В. Тарасов, Г.А. Власова).

9. Выводы

За прошедшие более чем три десятка лет в БГУИР сложилось научная школа по теории кодирования, основанная профессором В.В. Лосевым. За эти годы по теории и практике кодов, контролируемых ошибки, опубликовано три монографии, сотни статей, получены десятки изобретений и патентов. Все эти работы нашли отражение в учебном процессе при подготовке специалистов высшей квалификации по телекоммуникационным и радиотехническим системам, постановке новых учебных дисциплин "Методы и устройства обработки информации", "Прикладная теория кодирования", "Теория кодирования", при издании учебного пособия "Теория прикладного кодирования" в 2-х томах с грифом Министерства образования Республики Беларусь для студентов высших учебных заведений [43]. Результаты выполненных исследований использовались при разработке систем и устройств передачи, хранения и обработки информации, СБИС памяти и кодеков, выполненных по заказам различных министерств и ведомств.

CODING THEORY OF INVESTIGATION IN BELARUSIAN STATE UNIVERSITY OF INFORMATICS AND RADIOELECTRONICS

V.K. KONOPELKO

Abstract

The results of coding theory investigation carried out in BSUIR since 1968 till nowadays are presented. The problems of correcting code applications for syntheses of fault-tolerant algorithms a computational microelectronic structures with the view of increasing reliability and output percent of known-good very large scale integrated corents are considered. The specialty of new code representation for correcting defect tabulate, codes for controlling error modules vector and uniform codes and methods of their decoding are stated. The codes allow providing reliable storage and information communication, construction of large-scale integrated orients of broad application codes.

Литература

1. Обнаружение и исправление ошибок в дискретных устройствах/ Под ред. В.С. Толстякова. М.: Сов. радио, 1972. 288 с.
2. Лосев В.В. Самокорректирующиеся счетные схемы. – Автоматика и вычислительная техника. 1973. № 2. С. 82-83.
3. А.с. 400977 (СССР). Триггер со счетным входом на потенциальных элементах И-НЕ/В.В. Лосев.
4. А.с. 375795 (СССР). Самокорректирующийся триггер на потенциальных элементах И-НЕ/В.В. Лосев.
5. А.с. 255986 (СССР). Триггер со счетным входом/В.В. Лосев.
6. А.с. 333708 (СССР). Пересчетное устройство/В.В. Лосев.
7. А.с. 396835 (СССР). Пересчетное устройство/В.В. Лосев.
8. *Валиев К.А.* Об учете неравномерности распределения дефектов при оценке вероятности выхода годных интегральных полупроводниковых схем. Микроэлектроника / Под ред. Ф.В. Лукина. М.: Сов. Радио. 1972. Вып. 5. С. 151-157.
9. *Конопелько В.К., Лосев В.В.* Применение корректирующих кодов для повышения процента выхода интегральных запоминающих устройств / Автоматика и вычислительная техника. Мн.: Вышэйшая школа. 1976. Вып. 6. С. 254-260.
10. *Конопелько В.К.* Процент выхода годных интегральных схем // Изв. вузов СССР. Радиоэлектроника. 1977. № 1. С. 81-83.

11. *Борисов В.С., Конопелько В.К., Лосев В.В.* Использование избыточности для повышения надежности и процента выхода интегральных запоминающих устройств // Микроэлектроника. 1978. № 4. С. 328-336.
12. *Лосев В.В., Конопелько В.К., Урбанович П.П.* Системы памяти на базе запоминающих устройств с дефектными элементами // Зарубежная электронная техника, 1982. № 9, с. 3-33.
13. *Урбанович П.П., Конопелько В.К., Лосев В.В., Сухопаров А.И.* Статистические характеристики распределения отказов в кристаллах полупроводниковых запоминающих устройств // Изв. вузов СССР. Приборостроение. 1983. Т. 26, № 1. С. 92-95.
14. *Конопелько В.К., Урбанович П.П.* Коррекция многократных ошибок в системах памяти на БИС // Автоматика и вычислительная техника. Мн.: Вышэйшая школа. 1983. Вып. 13. С. 103-105.
15. *Конопелько В.К., Верниковский Е.А., Лазаренко И.Т., и др.* Дефекты, выход годных и избыточность в БИС ЗУ. Зарубежная электронная техника. 1985. № 10.
16. *Урбанович П.П., Алексеев В.Ф., Верниковский Е.А.* Избыточность в полупроводниковых интегральных микросхемах памяти. Мн.: Навука і тэхніка. 1995. 262 с.
17. *Конопелько В.К., Лосев В.В.* Надежное хранение информации в полупроводниковых ЗУ. М.: Радио и связь. 1986. 240 с.
18. *Цыбаков Б.С.* Групповые аддитивные коды для исправления дефектов // Проблемы передачи информации. 1975. Т. 11, № 1. С. 111-113.
19. *Лосев В.В., Конопелько В.К., Карякин Ю.Д.* Коды для исправления двойных и тройных дефектов // Проблемы передачи информации. 1978. Т. 14, №4. С. 98-101.
20. *Карякин, Лосев В.В.* Коды для исправления многократных дефектов // Проблемы передачи информации. 1981. Т. 17, № 4. С. 113-115.
21. *Конопелько В.К.* Помехоустойчивое кодирование в РТС ПИ. Коды, исправляющие дефекты // Мн.: МРТИ. 1993. 38 с.
22. *Конопелько В.К., Лосев В.В., Бородин Г.А., и др.* Обнаружение и исправление ошибок в полупроводниковых ЗУ при помощи корректирующих кодов // Зарубежная электронная техника. 1986. № 3. С. 57-86.
23. *Конопелько В.К., Столяров А.К., Иванов В.А.* Отказоустойчивые полупроводниковые запоминающие устройства // Зарубежная электронная техника. 1987. № 11. С. 47-71.
24. *Бояринов И.М., Кацман Т.Л.* Методы построения и реализации линейных кодов, исправляющих пакет ошибок / Информационный обмен в вычислительных сетях. М.: Наука. 1980. С. 168-194.
25. *Конопелько В.К.* Табличные низкоплотные коды, исправляющие модуль и пакет ошибок // Автоматика и телемеханика. 1992. № 4. С. 155-163.
26. *Конопелько В.К.* Помехоустойчивое кодирование в РТС ПИ. Модульные коды. Мн., 1992. 30 с.
27. *Зайцев Г.В., Зиновьев В.А., Семаков Н.В.* Коды с минимальной плотностью проверок для исправления байтов ошибок, стираний или дефектов // Проблемы передачи информации. 1983. Т. 19, № 3. С. 29-37.
28. *Blaum H., Farrell P.G., van Tilbory H.C.* A class of burst error – correcting array codes // IEEE Trans. Ynf. Theory. 1986. № 6. P. 836-839.
29. *Конопелько В.К., Земляков А.Л.* Кодирование данных для высокоскоростных байтово-ориентированных систем: Сб. докл. МИТК САДД-97. Минск. 1997. Т.2. С. 202-205.
30. *Конопелько В.К.* Модульные коды для специализированных БИС коррекции ошибок // Изв. вузов. Радиоэлектроника. 1987. № 12. С. 80. Деп. в ВИНТИ № 3584-В87.
31. *Конопелько В.К., Лосев В.В.* Коды, исправляющие двойные ошибки для специализированных микросхем // Изв. вузов. Радиоэлектроника. 1987. № 12. С. 80. Деп. в ВИНТИ № 3576-В87.
32. *Конопелько В.К., Тарасов С.А.* Коды для БИС, контролирующих двойную и модульную ошибки // Изв. вузов. Приборостроение. 1991. № 9. С. 36-41.
33. *Конопелько В.К.* Помехоустойчивое кодирование в РТС ПИ. Однородные коды. Мн.: МРТИ. 1993. 28 с.
34. *Конопелько В.К., Липницкий В.А., Земляков А.Л.* Однородные коды для БИС коррекции ошибок / Сб. тр. "Интеллектуальные системы". Мн. 1999. Вып. 2. С. 165-169.
35. *Липницкий В.А., Конопелько В.К., Курилович А.В.* Системотехника БИС помехоустойчивых кодов // Электромагнитные волны и электронные системы. 2002. Т. 6, № 3. С. 61-66.
36. *Мак-Вильямс Ф.Дж., Слоэн Н. Дж.* Теория кодов, исправляющих ошибки. М.: Связь, 1979. 744 с.
37. *Конопелько В.К., Липницкий В.А.* Декодирующие возможности реверсивных кодов с минимальным расстоянием 5 // Радиотехника и электроника. 1999. Вып. 24. С. 70-74.
38. *Липницкий В.А., Конопелько В.К.* Коррекция ошибок лексикографически упорядоченным реверсивным кодом // Электромагнитные волны и электронные системы. 1999. Т. 4, № 3. С. 4-9.
39. *Липницкий В.А., Конопелько В.К., Власова Г.А., Осипов А.Н.* Двоичные реверсивные коды для контроля байтовых ошибок // Весці НАН Беларусі. Сер. фіз-мат навук. 2000. № 1. С. 127-131.
40. Пат. SU 1833968 (РФ) Устройство декодирования для коррекции двоичных ошибок/В.К. Конопелько.

41. Конопелько В.К., Липницкий В.А. Теория норм синдромов и перестановочное декодирование помехоустойчивых кодов // М.: УРСС, 2004. 174 с.
42. Конопелько В.К., Липницкий В.А., Курилович А.В. Методы декодирования кодов на основе теории норм синдромов // Докл. БГУИР. 2003. Т. 1, № 2/2. С. 67-79.
43. Теория прикладного кодирования / Под ред. В.К. Конопелько. Мн.: БГУИР, 2004. 700 с.