

КРАТКИЕ СООБЩЕНИЯ

УДК 681.327.021

О. А. ЛУЖЕЦКАЯ, Т. Н. МАНТУШ
(Новосибирск)

КОНТРОЛЬ ПРАВИЛЬНОСТИ СЧИТЫВАНИЯ ИНФОРМАЦИИ
В ГОЛОГРАММНОМ ЗУ

Контроль правильности обмена информацией между ЭВМ и внешним голограммным ЗУ (ГЗУ) является в целом большой многогранной задачей, которая будет решаться на различных уровнях по мере создания и их применения в вычислительных системах.

Полное решение этой задачи пока затруднительно, поскольку ГЗУ в настоящее время находятся в стадии лабораторных исследований. Однако и на этой стадии практически невозможны успешные исследования и оценка работоспособности ГЗУ без контроля, направленного на обнаружение и возможное исправление искажений кодов при считывании информации. В данной работе будут рассмотрены некоторые вопросы такого контроля (первоначального уровня) и описано устройство обнаружения и коррекции ошибок, способное работать с высокими скоростями считывания и передачи данных в канал ЭВМ (до 1 Мбайт/с и более).

Высокие скорости считывания и передачи данных, свойственные для ГЗУ, наиболее эффективно будут использованы при аппаратных методах и средствах контроля. Экспериментальные исследования ГЗУ, работающего совместно с ЭВМ [1], показывают, что вероятность ошибок при считывании информации пока значительно превосходит допустимую (величина ее, приведенная к двоичному символу, должна быть порядка 10^{-10} и менее). Ошибки имеют характер случайных сбоев и проявляются в конечном итоге на выходе фотоматрицы, а их большое количество обусловлено главным образом малой мощностью световых сигналов, соответствующих считываемым битам информации, и недостаточной чувствительностью существующих фотоприемных элементов.

Наиболее вероятными являются одиночные ошибки в пределах одного байта информации. Для их обнаружения аппаратными средствами, как известно [2,3], необходимо применять избыточное кодирование, дополняя информационные разряды байта контрольными. Широко распространенное кодирование с одним контрольным разрядом, дополняющим до четности (четности) количество единиц в информационных разрядах, для ГЗУ оказывается малоэффективным вследствие повышенной интенсивности одиночных и возможных двойных ошибок. Нами был принят корректирующий код Хемминга [2, 3], позволяющий исправлять (корректировать) одиночные и обнаруживать двойные ошибки в считываемых байтах информации. В разработанном для этого кода устройстве проверка и коррекция байтов осуществляются по всем разрядам параллельно, благодаря чему достигнута высокая скорость контроля и передачи данных в канал ЭВМ.

Байты в коде Хемминга, которыми упакованы слова в страницах ГЗУ, содержат 8 информационных и 5 контрольных разрядов. В табл. 1 показаны структура кода и назначение отдельных разрядов байта; нумерация разрядов дана в двоичной и восьмеричной системах счисления (номера 1 и 10 не используются).

Все разряды (включая контрольные) разделены на четыре группы, и каждой группе присвоен свой контрольный разряд (K_1, K_2, K_3, K_4). Последние выбраны так [2], что каждый из них дополняет до четности только свою группу информационных разрядов. Правило заполнения контрольных разрядов: сумма по модулю 2 (дополнение до четности) тех информационных разрядов, в номерах которых содержится ноль в том же разряде, что и в разряде номера контрольного разряда. Пятый контрольный разряд K_5 дополняет код до общей четности; он позволяет обнаружить двойную ошибку. Все разрешенные коды для 8 информационных разрядов (от 0 до 377 в восьмеричной системе) приведены в табл. 2. Эта таблица вводится в память ЭВМ при формировании и кодировании страниц информации во время ее записи.

В блоке контроля и коррекции (рис. 1) байт в коде Хемминга (байт 1) по тактовому импульсу ZAN_1 (занесение 1) поступает в 13-разрядный входной регистр $Рг_1$. Ре-

Таблица 1

№ разрядов и их назначение												
7	13	15	16	17	2	3	4	5	6	11	12	14
0111	1011	1101	1110	1111	0010	0011	0100	0101	0110	1001	1010	1100
Контрольные					Информационные							
K ₁	K ₂	K ₃	K ₄	K ₅								
K ₁					K ₁	K ₁	K ₁	K ₁	K ₁			
	K ₂				K ₂	K ₂				K ₂	K ₂	
		K ₃					K ₃	K ₃		K ₃		K ₃
			K ₄		K ₄		K ₄		K ₄		K ₄	K ₄
K ₅	K ₅	K ₅	K ₅	K ₅	K ₅	K ₅	K ₅	K ₅	K ₅	K ₅	K ₅	K ₅

гистр построен на RST-триггерах, счетные входы которых используются для коррекции разрядов сигналами $KOPP_{1,2}$ (см. ниже) по сигналу РКОРР (разрешение коррекции).
 Записанный в P_1 код проверяется на четность с помощью устройств M_2 (сумма по модулю 2). Устройства контроля каждой группы образованы из основных ячеек контроля четности [2] в соответствии с числом разрядов. Результат суммирования каждой группы представляется на двух парафазных выходах. Если четность не нарушена, то на нулевом выходе имеется низкий уровень, на единичном — высокий, при нарушении четности, наоборот.

По результатам контроля групп составляется 4-разрядный код [старший разряд от $M_2(K_1)$], который указывает номер разряда с ошибкой, расшифровываемой дешифратором Дш. Если произошла ошибка в одном из разрядов входного кода, то этот раз-

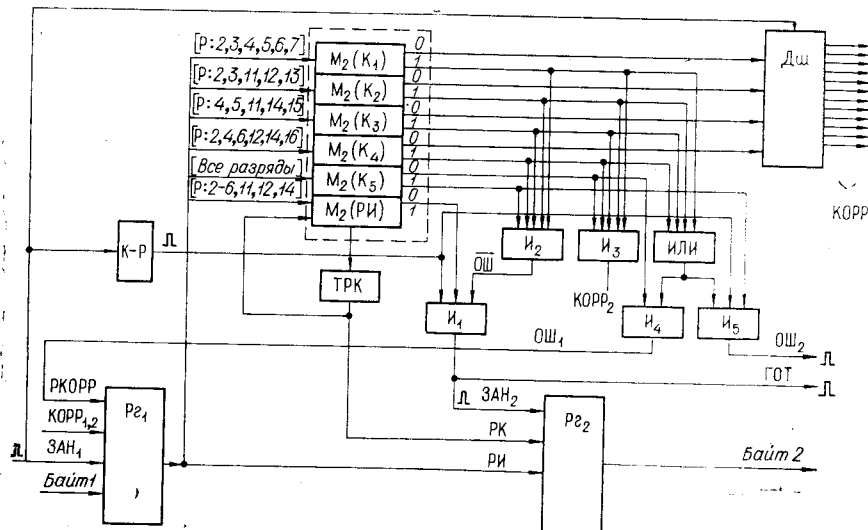


Рис. 1.

Таблица 2

Байты	Кодирование по Хеммингу							
	0	1	2	3	4	5	6	7
0000	00000	11401	12402	03003	13004	02405	01406	10007
0010	14410	05011	06012	17413	07414	16015	15016	04417
0020	15020	04421	07422	16023	06024	17425	14426	05027
0030	01430	10031	13032	02433	12434	03035	00036	11437
0040	05440	14041	17042	06443	16444	07045	04046	15447
0050	11050	00451	03452	12053	02054	13455	10456	01057
0060	10460	01061	02062	13463	03464	12065	11066	00467
0070	04070	15471	16472	07073	17074	06475	05476	14077
0100	16100	07501	04502	15103	05104	14505	17506	06107
0110	02510	13111	10112	01513	11514	00115	03116	12517
0120	03120	12521	11522	00123	10124	01525	02526	13127
0130	17530	06131	05132	14533	04534	15135	16136	07537
0140	13540	02141	01142	10543	00544	11145	12146	03547
0150	07150	16551	15552	04153	14154	05555	06556	17157
0160	06560	17161	14162	05563	15564	04165	07166	16567
0170	12170	03571	00572	11173	01174	10575	13576	02177
0200	06600	17201	14202	05603	15604	04205	07206	16607
0210	12210	03611	00612	11213	01214	10615	13616	02217
0220	13620	02221	01222	10623	00624	11225	12226	03627
0230	07230	16631	15632	04233	14234	05635	06636	17237
0240	03240	12641	11642	00243	10244	01645	02646	13247
0250	17650	06251	05252	14653	04654	15255	16256	07657
0260	16260	07661	04662	15263	05264	14665	17666	06267
0270	02670	13271	10272	01673	11674	00275	03276	12677
0300	10700	01301	02302	13703	03704	12305	11306	00707
0310	04310	15711	16712	07313	17314	06715	05716	14317
0320	05720	14321	17322	06723	16724	07325	04326	15727
0330	11330	00731	03732	12333	02334	13735	10736	01337
0340	15340	04741	07742	16343	06344	17745	14746	05347
0350	01750	10351	13352	02753	12754	03355	00356	11757
0360	00360	11761	12762	03363	13364	02765	01766	10367
0370	14770	05371	06372	17773	07774	16375	15376	04777

ряд корректируется сигналом с соответствующего выхода Дш (КОРР₁). При этом схема И₄ указывает, что произошла одна ошибка (ОШ₁), и дает разрешение на коррекцию. Сигнал коррекции с Дш появляется только по окончании импульса ЗАН₁.

При совпадении четности по группам К₁÷К₄ и нечетности по группе К₅ (общая четность) на выходе схемы И₃ появляется сигнал коррекции (КОРР₂), который подается на счетный вход разряда с номером 17 (см. табл. 1) независимо от разрешения на шине РКОРР.

Если в коде произошла двойная ошибка, то схема И₅ по нечетности групп и общей четности, выдает импульс ОШ₂, который формируется с помощью кипп-реле (К-Р), запускаемого по заднему фронту ЗАН₁ на время 0,7 мкс.

После коррекции одиночной ошибки, а также при отсутствии ошибок на выходе схемы И₂ появляется сигнал ОШ (ошибок нет). Информационные разряды кода проверяются на нечетность с помощью М₂ (РИ) и при необходимости дополняются единицей с триггера контрольного разряда ТРК. По совпадении сигнала ОШ и сигнала нечетности информационных разрядов (с учетом нового, контрольного) схема И₁ формирует импульс занесения (ЗАН₂) информационных разрядов (РИ) и контрольного разряда

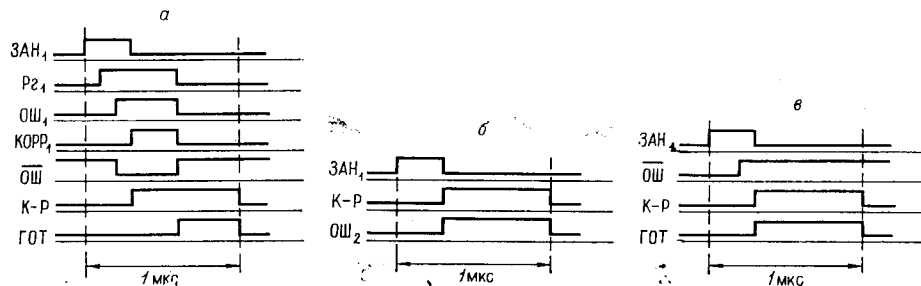


Рис. 2.

(РК) в выходной буферный регистр R_2 . Этот импульс занесения является сигналом готовности (ГОТ) байта с одним контрольным разрядом (байт 2) на выходе блока контроля. При обнаружении двойной ошибки сигнал готовности отсутствует.

На рис. 2 приведены временные диаграммы работы устройства контроля для случаев коррекции одиночных ошибок (см. рис. 2, а), обнаружения двойной ошибки (см. рис. 2, б), поступления правильного кода (см. рис. 2, в). Время коррекции ошибки составляет 0,3 мкс.

Разработанный блок контроля входит в состав оптоэлектронной системы считывания и ввода информации в ЭВМ от внешнего ГЗУ. Он выполнен на микросхемах серии 155. При использовании более быстродействующих микросхем скорость контроля может быть доведена до нескольких Мбайт.

ЛИТЕРАТУРА

1. Л. В. Выдрин, И. С. Гибин, Э. Л. Кашеев, Т. Н. Мантуш, Ю. Е. Нестерихин, Б. Н. Панков, Е. Ф. Пен, П. Е. Твердохлеб. Голограммное запоминающее устройство, взаимодействующее с ЭВМ.— «Автоматика», 1974, № 1.
2. А. А. Папернов. Логические основы ЦВТ. М., «Советское радио», 1972.
3. Я. А. Хетагуров, Ю. П. Руднев. Повышение надежности цифровых устройств методами избыточного кодирования. М., «Энергия», 1974.

Поступило в редакцию 28 ноября 1974 г.

УДК 621.382.8+681.327

В. Е. БУТТ, Б. Н. ПАНКОВ

(Новосибирск)

ФОТОДИОДНАЯ МАТРИЦА

Важным элементом оптических голограммных ЗУ является матричный многоэлементный фотоприемник — фотоприемная матрица (ФМ), осуществляющая преобразование оптического изображения, соответствующего восстановленной странице информации, в электрические сигналы, а также коммутацию и усиление этих сигналов для их последующего ввода в ЭВМ. При этом каждый фотоприемник выполняет функцию порогового детектора разрядной ячейки, указывающего на наличие или отсутствие оптического сигнала на этой ячейке. Время чтения (выборки) одного слова для ФМ должно составлять единицы мкс при энергиях падающего излучения, приходящегося на бит (световое пятно) порядка 1 пДж и ниже [1—3].

В настоящей работе показана возможность реализации на дискретных компонентах фотоматрицы для голографического ЗУ, отвечающей указанным выше требованиям.

Одним из наиболее распространенных элементов, применяемых в ФМ, являются фотодиоды (ФД). ФД используют в одном из двух режимов: режиме непосредственного отсчета, когда выходной электрический сигнал в каждый момент пропорционален интенсивности падающего на ФД света (см., например, [1]); и в режиме с накоплением заряда, когда электрический сигнал на выходе ФД, соответствующий энергии оптического излучения, получают по прошествии некоторого времени с начала действия на ФД преобразуемого оптического излучения [4,5].

Главное достоинство режима с накоплением заряда — повышенная чувствительность, что особенно необходимо для ФМ голографического ЗУ. Суть этого режима состоит в том, что управляемый светом ток ФД интегрируется на собственной емкости ФД за время накопления, исчисляемое с момента предварительного заряда емкости фотодиода (С) до напряжения источника питания. При этом об энергии света, попавшего на ФД за время накопления, судят по изменению величины заряда на емкости ФД. Различают [6] несколько методов определения величины изменения заряда на емкости ФД: а) по току дозаряда емкости ФД после истечения времени накопления с использованием источника, от которого предварительно зарядили емкость ФД (токовый метод); б) по изменению напряжения на емкости ФД за время накопления (потенциальный метод).

На рис. 1 представлена схема, в которой используется токовый метод считывания. На схеме: ФД — фотодиод с собственной емкостью С, Кл — электронный ключ,

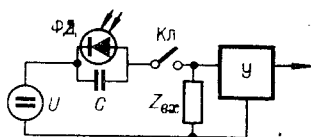


Рис. 1.