

ИВАНО-ФРАНКОВСКИЙ ИНСТИТУТ НЕФТИ И ГАЗА

На правах рукописи

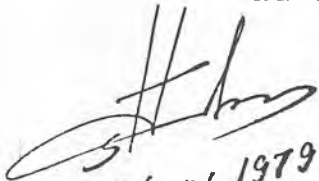
НИКОЛАЙЧУК Ярослав Николаевич

РАЗРАБОТКА И ИССЛЕДОВАНИЕ ЭФФЕКТИВНЫХ МЕТОДОВ  
И УСТРОЙСТВ ФОРМИРОВАНИЯ СООБЩЕНИЙ ДЛЯ НИЗОВЫХ  
СЕТЕЙ АСУ ТП

(применительно к промышленным установкам бурения)

Специальность 05.13.05 "Элементы и устройства  
вычислительной техники и систем управления"

Д и с с е р т а ц и я  
на соискание ученой степени кандидата  
технических наук

  
24.01.1979 г.

Научный руководитель  
канд. техн. наук, доцент  
профессор

ФОНД №             
ОПИСЬ №             
Ед. хр. № У596

СО Д Е Р Ж А Н И Е

	Стр.
В В Е Д Е Н И Е . . . . .	5
1. ОБОСНОВАНИЕ ПРИНЦИПОВ ФОРМИРОВАНИЯ СООБЩЕНИЙ ДЛЯ ПЕРЕДАЧИ И ОБРАБОТКИ ДАННЫХ В НИЗОВЫХ СЕТЯХ АСУТ БУРЕНИЯ	8
1.1. Анализ методов сбора и передачи данных в существующих информационных системах бурения . . . . .	8
1.2. Изучение промышленной установки бурения как источника информации . . . . .	16
1.3. Исследование потока измерительной информации и оценка его параметров . . . . .	32
1.4. Разработка эффективных принципов формирования сообщений для низовых сетей АСУ ТП . . . . .	37
Выводы по первому разделу . . . . .	52
2. СОКРАЩЕНИЕ ИЗБЫТОЧНОСТИ ИЗМЕРИТЕЛЬНОЙ ИНФОРМАЦИИ МЕТОДОМ ВЫЧЕТОВ . . . . .	53
2.1. Математическое обоснование метода вычетов . . . . .	53
2.2. Выбор оптимальных параметров кодирования методом вычетов . . . . .	59
2.3. Преобразование спектров сигналов, кодируемых методом вычетов . . . . .	70
2.4. Выбор и анализ цифрового кодера вычетов . . . . .	75
Выводы по второму разделу . . . . .	88
3. ФОРМИРОВАНИЕ СООБЩЕНИЙ В КОДАХ СИСТЕМЫ СЧИСЛЕНИЯ ОСТАТОЧНЫХ КЛАССОВ (СОК) . . . . .	90
3.1. Обоснование принципа уплотнения и многоканальной передачи дискретной информации в коде СОК . . . . .	90
3.2. Методы повышения коэффициента уплотнения цифровых сообщений в коде СОК . . . . .	98
3.3. Исследование путей повышения быстродействия и упрощения процедуры преобразования СОК . . . . .	107

3.4. Оптимизация структур и алгоритмов работы устройств формирования и передачи сообщений в коде СОК . . . . .	115
Выводы по третьему разделу . . . . .	128
4. РАЗРАБОТКА МЕТОДА КАСКАДНОГО ФОРМИРОВАНИЯ СООБЩЕНИЙ НА ОСНОВЕ КОДОВ СОК . . . . .	129
4.1. Определение условий обратимости каскадного сжатия цифровых сообщений и разработка схем передачи данных с его применением . . . . .	129
4.2. Исследование алгоритмов каскадного сжатия сообщений методом моделирования на ЭВМ . . . .	136
4.3. Рекомендации по повышению помехоустойчивости передачи сообщений в коде СОК . . . . .	144
4.4. Эффективность каскадного кодирования сообщений в многоканальных системах передачи данных . . . . .	152
Выводы по четвертому разделу . . . . .	156
5. РАЗРАБОТКА ТЕХНИЧЕСКИХ СРЕДСТВ ФОРМИРОВАНИЯ СООБЩЕНИЙ ДЛЯ НИЗОВЫХ СЕТЕЙ АСУТ БУРЕНИЯ . . . . .	157
5.1. Структура и организация активного терминала оперативной системы управления бурением (АТОС-Б) . . . . .	157
5.2. Разработка выходного кода и процедуры ввода данных суточного рапорта бурового мастера . . . .	160
5.3. Разработка специализированного процессора терминала . . . . .	165
5.4. Разработка схемотехнических решений операционных узлов терминала на уровне адаптера и абонентского пункта . . . . .	180
5.4.1. Многоканальный преобразователь угла поворота вала в код . . . . .	180
5.4.2. Устройство для измерения механической скорости бурения . . . . .	183
5.4.3. Элементы цифрового модема СПД . . . . .	185
Выводы по пятому разделу . . . . .	189

Стр.

ВЫВОДЫ ПО РАБОТЕ . . . . .	190
ЛИТЕРАТУРА . . . . .	193
ПРИЛОЖЕНИЕ . . . . .	208

## В В Е Д Е Н И Е

Нефтяная и газовая промышленность СССР в свете решений XXV съезда КПСС получает преимущественное развитие в связи с дальнейшим совершенствованием структуры топливного баланса страны и широким использованием нефти и газа для химических производств.

Совершенствование технологии, а также увеличение глубин бурения скважин на нефть и газ (до 4-8 тыс.м), часто в сложных геологических и климатических условиях, настоятельно требуют широкого применения устройств контроля и автоматизации процессов бурения. Все более актуальной становится задача организации систем управления буровых предприятий, которая в настоящее время решается внедрением автоматизированных систем управления технологией бурения (АСУТ бурения). Создание базовой сети АСУТ бурения тесно связано с проблемами оперативного сбора, передачи, хранения и обработки измерительной, планово-экономической, отчетной и других видов информации. Указанные задачи находят свое решение в процессе совершенствования систем диспетчеризации, телеконтроля, сбора данных и управления процессами бурения.

Большая работа по созданию и развитию информационных систем бурения выполнена под руководством или непосредственном участии Т.М.Алиева, Е.Н.Браго, В.А.Бражникова, Ю.В.Грачева, П.Н.Зозули, В.А.Ильина, Л.Ф.Куликовского, З.Н.Крикуна, А.Н.Леонова, А.Г.Мамиконова, А.М.Мелик-Шахназарова, А.Г.Портера, А.В.Синельникова, О.П.Шишкина и др.

В то же время большинство разработанных систем не охватывают всего комплекса задач, решаемых на различных ступенях иерархии АСУТ бурения. Последнее требует проведения научно-исследовательских работ по разработке эффективных методов получения дос-

товерной информации о процессах бурения, изучению буровой установки как источника информации и созданию информационной базы АСУТ бурения.

Оснащение оперативных систем управления бурением надежными терминальными устройствами, выполняющими функции сбора, первичной обработки, уплотнения и помехоустойчивого кодирования сообщений непосредственно на буровой, является важнейшим условием обеспечения эффективной работы всех подсистем АСУТ бурения.

Учитывая, что в течение суток на буровой может выработаться более  $1,5 \cdot 10^6$  бит информации, которая часто (например на "информационных" и сверхглубоких скважинах) подлежит регистрации, дистанционной помехоустойчивой передаче и обработке в реальном масштабе времени, накоплению и длительному хранению за большой период бурения, решающее значение приобретает проблема сокращения избыточности, выделения "полезной" и повышения компактности представления информации.

Решение задач рационального кодирования различных источников информации, отраженное в работах [1-5], а также применительно к промышленным установкам бурения [6-10], показывает, что оптимизация методов формирования сообщений непосредственно на объекте позволяет снизить требования к пропускной способности применяемых каналов связи и средств переработки информации, существенно уменьшить затраты на организацию низовых сетей АСУ ТП, а в результате - оптимизировать и повысить эффективность их функционирования.

Настоящая работа представляет результаты научно-исследовательских и опытно-конструкторских работ, выполненных автором в 1973-78 гг. в Ивано-Франковском институте нефти и газа (ИФИНГ).

Результаты настоящих исследований легли в основу работ, выполняемых согласно координационного плана Миннефтепрема по созда-

активного терминала оперативной системы бурения (АТОС-Б) в составе унифицированных технических средств сбора, передачи, хранения и обработки информации нефтедобывающих и буровых предприятий.

Основное содержание диссертационной работы составляют результаты теоретических и экспериментальных исследований по разработке новых эффективных методов и технических средств формирования дискретных сообщений на основе системы счисления остаточных классов. Применительно к низовым сетям АСУТ бурения определены оптимальные условия реализации предложенных методов, обеспечивающих эффективный отбор, компактное представление и помехоустойчивое кодирование сообщений, а также упрощающих решение задач передачи данных по каналам связи и обработки информации в ЭВМ.

При непосредственном участии автора изготовлена аппаратура терминала АТОС-Б, опытный образец которого прошел испытания в промышленных условиях. В результате внедрения терминала АТОС-Б на одной из буровых объединений "Укрнефть" получен экономический эффект 28,99 тыс.руб., что подтверждает эффективность применения такого класса терминалов. Прогнозируемая эффективность низовой сети АСУТ бурения, организованной на базе десяти терминалов АТОС-Б и мини-ЭВМ типа СМ-2, составляет около 350 тыс.руб. в год.

При разработке названной аппаратуры использованы новейшие достижения в области системотехники, схемотехники и микроэлектроники, а также реализованы технические решения, предложенные в работе, которые признаны изобретениями и защищены авторскими свидетельствами.

Автор благодарит проф. Б.И.ЛОКОТОША за руководство работой, а также сотрудников кафедры прикладной математики ИФИНГ за их участие и практическую помощь в реализации предложенных научных идей и создании новой аппаратуры.

## І. ОБОСНОВАНИЕ ПРИНЦИПОВ ФОРМИРОВАНИЯ СООБЩЕНИЙ ДЛЯ ПЕРЕДАЧИ И ОБРАБОТКИ ДАННЫХ В НИЗОВЫХ СЕТЯХ АСУТ БУРЕНИЯ

### І.І. Анализ методов сбора и передачи данных в существующих информационных системах бурения

Начало развитию информационных систем бурения в СССР положили работы, выполненные под руководством О.П.Шишкина и В.А.Ильина (ИАТ АН СССР) в Грозненском филиале ВНИИКАнефтегаз в 1961 году при непосредственном участии Л.А.Афонина, П.И.Зозули, В.Н.Крикуна и др. [11,12]. В качестве канала связи использовались распределительные силовые сети (РСС) [13,14].

На базе аппаратуры связи по РСС типа АРС-64 разработана система диспетчеризации бурения СДБ-2 [15], которая обеспечивает непрерывное телеизмерение одного параметра и телеконтроль трех параметров по вызову (данные о контролируемых параметрах в указанной и других информационных системах бурения, разработанных в СССР, сведены в табл.І.І).

Развитием рассмотренных систем явилась аппаратура типа ТКБ-І [15], разработанная Грозненским филиалом ВНИИКАнефтегаз, которая обеспечивает непрерывную передачу на диспетчерский пункт (ДП) в аналоговой форме двух наземных параметров бурения (см. табл.І.І).

Система СБДУ-3 [16], позволяющая передавать на ДП по телефонному каналу значения трех параметров бурения, разработана во Львовском Ордена Ленина политехническом институте и внедрена в Бориславском УБР. В СБДУ-3 используется частотный принцип разделения телеизмерительных каналов в диапазоне 300-5000 Гц.

СПКБ "Нефтегазпромавтоматика" разработана и внедрена в серийное производство система контроля и управления бурением ТКБ-І



Отечественные разработки		Контролируемые параметры																				
		Режимные				Метрические				Долгот			Буровых насосов		Промышленного агента							
Т и П системы	Организация разработчик	Насосы на долгот	Мощность эл. двигателя	Момент на валу	Линейная скорость	Линейная скорость	Число свечей	За ед. времени	На долгот	За долгот	Объем качества	Вязкость	Длина на сток	Число ходов/мин	Объем расхода	Расход	Плотность	Вязкость	Расход	Плотность	Сред. ед. расход	
		1. СЛБ-2	СКБ ВНИИЭМ	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	+	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>
2. КУБ-1; КУБ-2	С П К Б	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>
3. ТИВ-1; СКР-1	Нефтегаз-промавто-матика	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>
4. Т К Б - 2		<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>
5. С С Б - 2	-н-	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>
6. У С И	ВНИИКА-нефтегаз	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>
7. АГРУС		<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>
8. ТИВ-1	Углерод-прес	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>
9. ИСБ-12		<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>
10. С С И	КПТИ	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>
11. С А О Б	ИТЭ АН БССР	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>	<input type="radio"/>

○ - параметры, передаваемые непрерывно; + - параметры, передаваемые по вызову

о проводным каналом связи [17]. Указанная система предназначена для работы с двумя частотными преобразователями.

Одной из систем радиодиспетчеризации буровых установок (БУ), разработанных Грозненским филиалом СПКБ "Нефтегазпромавтоматика", является комплекс аппаратуры КУБ-2 [15], которая обеспечивает непрерывную передачу посредством частотномодулированных сигналов двух параметров бурения и их регистрацию в аналоговом виде на ДП.

В объединении "Укрнефть" в 1971-1972 гг. прошел промышленные испытания опытный образец радиоканала "Тесла" [18,19,20].

На базе радиоканала "Тесла" СПКБ "Нефтегазпромавтоматика" разработана и выпущена опытная партия устройств контроля режимов бурения СКР-1 [21]. Их внедрение на буровых улучшает технологическую дисциплину, содействует предупреждению аварий и осложнений и повышает технико-экономические показатели буровых работ. Однако передача телеметрической информации на ДП в системе "Тесла" производится дискретно на одном дуплексном канале с сеансами связи продолжительностью 6 с, в режиме циклического опроса БУ (до 20 объектов). Это приводит к тому, что диаграмма записи передаваемых параметров является точечной с интервалом дискретизации 20-120 с, что в ряде случаев не позволяет восстановить передаваемые параметры с заданной точностью. Кроме того, радиоканал "Тесла" предусматривает прерывание передачи телеметрической информации при организации телефонной связи.

Положительным качеством рассмотренных систем теледиспетчеризации БУ, использующих проводные и радиолинии связи с частотными принципами уплотнения измерительных каналов, является реализация одновременной передачи значений нескольких контролируемых параметров, а также отсутствие запаздывания передаваемых на ДП сигналов. Относительная простота аппаратуры в указанных системах так-

же способствовала их широкому внедрению.

В то же время применяемые в указанных системах методы формирования сообщений характеризуются рядом недостатков обусловленных:

- 1) непрерывностью сообщений, что требует дополнительных преобразований при организации их ввода и обработки в ЭВМ;
- 2) статистической избыточностью передаваемой информации;
- 3) нерациональным использованием полосы каналов связи;
- 4) прерыванием передачи телеметрической информации при осуществлении телефонных разговоров;
- 5) отсутствием каналов и аппаратуры для формирования и передачи сообщений планово-экономического и отчетного характера.

Кодо-импульсный принцип формирования и передачи данных с БУ по кабельным и телефонным линиям реализован в телеинформационной системе бурения ТИБ-1 [22], разработанной институтом "Автоматоглерудпром" совместно с Ивано-Франковским филиалом ВНИИКАнефтегаз. Комплекс ТИБ-1 предназначен для выполнения функций телеизмерения, телесигнализации, телеуправления и передачи технико-экономической информации с БУ на ДП (см. табл. I. I). Система работает совместно с аппаратурой пульта контроля бурильщика ПКБ-2 [23], оснащенного линейными преобразователями угла поворота ротора сельсина в унифицированный токовый сигнал 0-5 мА.

Несмотря на прогрессивный метод кодовоимпульсной частотной модуляции, применяемый при передаче сигналов в аппаратуре ТИБ-1, названная система имеет низкую скорость передачи информации (время передачи одного телеизмерения в режиме автоматического опроса составляет 15 с, а установление показаний по вызову - 30 с) [22].

Институтом ВНИИКАнефтегаз совместно с ВНИИнефтемаш создано устройство сбора информации (УСИ) на БУ в форме удобной для ввода в ЭВМ [27]. Макет УСИ в 1972 г. испытан в промышленных усло-

ях на скважинах объединения "Башнефть". Кроме регистрации в аналоговой и кодовой форме 16-ти параметров бурения, указанная система также обеспечивает возможность ввода и регистрации суточного рапорта бурового мастера на перфоленте в коде М-2 и передачу информации на ДП по телетайпу.

Наиболее прогрессивной системой радиодиспетчеризации буровых установок является аппаратура ТКБ-2, разработанная СПКБ "Нефтегазпромавтоматика", в которой реализован цифровой метод формирования и передачи сообщений [24], и в качестве носителя информации используется многопозиционный частотный сигнал, обеспечивающий высокую помехоустойчивость сети связи [25]. Система ТКБ-2 обеспечивает передачу в реальном масштабе времени отсчетов двух параметров (см.табл. I. I) и 16-ти двухпозиционных сигналов об отклонении параметров от уставок.

СПКБ "Нефтегазпромавтоматика" на базе комплекса КМ 2101 разработана система сбора информации на буровой (ССБ-2), которая обеспечивает непрерывную цифровую индикацию 5-ти технологических параметров, индикацию по вызову не менее 11-ти параметров, а также периодическую регистрацию выходной информации на цифровпечатывающей машинке [26].

Агрегатированный комплекс приборов и технических средств для контроля и регулирования режимных параметров углубления скважин (АКРУС), разработанный СПКБ "Нефтегазпромавтоматика", позволяет контролировать не менее 16-ти параметров [26]. В качестве базовых приняты шесть режимных параметров: нагрузка на долото; момент на трубах; скорость вращения ротора; давление промывочной жидкости; механическая скорость бурения; уровень в приемных емкостях.

Ряд информационно-измерительных систем для управления процессами бурения разработан в Кудымшевском политехническом инсти-

туте (КПТИ) под руководством Л.Ф.Куликовского [7,8], а также КПТИ совместно с КуйбышевНИИНП [28]. В результате в практику бурения внедрены системы СБР, СЦКБ [29] и ИИСБ-12 [8]. Наиболее совершенной из них является система ИИСБ-12, предназначенная для контроля и регистрации 12 параметров бурения на диаграммной ленте в цифровой форме (семь параметров и пять команд, см.табл. I.I). Данная система предусматривает совместную работу с устройством оперативного управления процессом бурения СКУ-2 [30]. Особенностью ИИСБ-12 является реализация совмещенной регистрации контролируемых параметров бурения с шагом дискретности, статистически согласованным с измерительными каналами [31]. Такой способ регистрации позволяет значительно уменьшить объем регистрируемых данных в процессе их накопления на различных носителях.

В КПТИ на основе технологических принципов обработки информации, сформулированных в КуйбышевНИИНП, разработан опытный образец системы сбора информации ССИ [32], параметры которой отвечают задачам исследования процессов бурения на универсальной ЭВМ. Система осуществляет цифровую регистрацию комплекса технологических параметров бурения на стандартную перфоленту в коде М-2. В ССИ используются наземные или глубинные частотные преобразователи с выходными сигналами 4-8 кГц.

С целью сокращения статистической избыточности входной информации в ССИ применен блок адаптации, что, как показано в [32], обеспечивает сокращение расхода перфоносителя на буровой.

Для постановки активных экспериментов на "информационных" буровых институтом технической кибернетики (ИТК) АН БССР разработана система САОБ [33,34] (см.табл.I.I), которая предусматривает установку процессора М-6000 в специально оборудованном автомобильном прицепе в непосредственной близости от автоматизированной БУ. Как показано в [34], основной задачей решаемой

осистомы СЛОБ является документирование первичной информации измерительных преобразователей, вводимой оператором вторичной информации о технико-экономических показателях бурения и оптимизация процессов бурения в реальном масштабе времени.

В обзорных работах [35-41], а также в зарубежных публикациях [151-158] даются основные сведения о структурных схемах и возможностях информационных систем бурения, разработанных фирмами: "Ком-дрилл-инк", "Дрилл-ЛУ-Мейшэн инк", "Петро Э. инк. Корпус Кристи", "Техникэл ойл. тул. корп", "Дрессер Мактобар", "Мартин Деккер корп.", "Аналистс инк.", "Хэмбл ойл энд рифайнинг", "Бароид" и др. Параметры систем названных фирм сведены в табл. I.2.

Анализ зарубежных информационных систем бурения показывает, что значительное число фирм, в том числе корпорация "Мартин Деккер", предпочитает установку непосредственно на буровой специализированного терминального устройства, дистанционно управляемого стационарной ЭВМ. Сбор и передача информации реализуется исключительно цифровыми методами, а регистрация - в аналоговом с помощью самописцев, кодовом - на магнитных носителях и перфолентах и алфавитно-цифровом виде.

Таким образом, изучение существующих информационных систем бурения показывает, что при их реализации используются различные принципы сбора технологических параметров:

- циклический опрос и измерение каждого из контролируемых параметров с последующей регистрацией в коде М-2 (УСИ, ССВ-1, система фирмы "Мартин Деккер");

- программный опрос и измерение параметров с равномерным шагом дискретизации, статистически согласованным с динамикой контролируемых процессов, и их совмещенная регистрация (ИИСБ-12, СРБ);



- циклический опрос, измерение и адаптивная регистрация (апертурное сжатие) наиболее динамичных параметров (ССИ);

- одновременный опрос и измерение всех контролируемых параметров с равномерным шагом дискретизации, скользящее осреднение по каждому каналу и циклический ввод в ЭВМ (система фирмы "Петро Э инк Корпус Кристи".

Причем, в зависимости от типа буровых установок целей бурения и решаемого класса задач как в СССР, так и за рубежом наблюдаются следующие направления развития исследуемых систем:

1) модернизация систем теледиспетчеризации, предназначенных для контроля и дистанционной передачи ограниченного числа параметров;

2) создание систем сбора информации в виде удобном для накопления и ввода в ЭВМ;

3) внедрение автоматизированных буровых установок управляемых ЭВМ, установленных в непосредственной близости от буровой;

4) применение универсальных или специализированных терминалов, выполняющих функции отбора, отображения, регистрации и передачи сообщений в удаленную ЭВМ.

Среди названных направлений принципиальным решением для создания низовых сетей АСУТ бурения является их организация на основе активных терминалов. Однако отсутствие до настоящего времени серийного производства такого класса терминалов, максимально приспособленных к условиям работы на буровых, в значительной мере сдерживают разработку, практическое внедрение и эффективное функционирование низовых сетей АСУТ бурения.

## I.2. Изучение промышленной установки бурения как источника сообщений

В подразделе I.1 показано, что к настоящему времени в СССР



на рубежом разработан ряд информационных систем бурения, отличающихся по числу и составу контролируемых параметров. Недостаточная изученность промышленной установки бурения, как источника сообщений, затрудняет решение проблемы создания комплекса технических средств низовых сетей АСУТ бурения на основе научно-обоснованных оценок. В первую очередь это связано с рациональным выбором требуемой канальности аппаратуры и пропускной способности канала накопления технологической информации и оперативной связи с удаленной ЭВМ.

Анализ опыта организации существующих информационных систем бурения и требований к ним, сформулированных в работах [42-51], позволяет выделить следующие потоки сообщений, формируемые на буровой:

- поток состояний установки бурения;
- поток измерительной информации;
- поток данных суточного рапорта бурового мастера;
- поток речевых сигналов (телефонная связь).

Параметры названных потоков и их вероятностные характеристики определяют основную структуру и свойства исследуемого источника информации.

Представляет интерес разработка модели установки бурения как дискретного источника, так как передача данных в АСУ ТП, как правило, реализуется в цифровой форме. Поток речевых сигналов, передаваемых посредством действующих линий связи при этом не рассматривается.

Исследуем наиболее простую модель установки бурения, как источника сообщений, считая рассматриваемые потоки независимыми и некоррелированными. Это позволяет найти верхнюю оценку объема сообщений, формируемых на буровой, и вклад каждого потока, исходя из положения об объединении независимых систем, энтропии кото-

окладываются [52]

$$H_B = \sum_{S=1}^n H_S, \quad (I.1)$$

где  $H_B$  - энтропия сообщений установки бурения;  $H_S$  - энтропия  $S$ -го потока  $S = (1, 2, \dots, n)$ ;  $n$  - число независимых потоков ( $n=3$ ).

В общем случае значение  $H_S$  определяется информационной мерой Шеннона

$$H_S = - \sum_{l=1}^{k_S} P_{lS} \cdot \log P_{lS}, \quad (I.2)$$

где  $P_{lS}$  - вероятность появления  $l$ -го сообщения в  $S$ -м потоке;  $k_S$  - число сообщений в  $S$ -м потоке.

Для нахождения значений  $H_S$  исследуем каждый из потоков отдельно, используя представление величин  $H_S$  и  $H_B$  в двоичных единицах (битах).

Основные состояния промышленных установок бурения, классифицируемые по видам технологических операций, приведены в [53]. Данная классификация позволяет формализовать процедуру регистрации режимной технологической и планово-экономической информации на буровой с целью ее автоматизированного ввода и обработки в ЭВМ.

Состояния установки бурения согласно [53] классифицируются по трем группам:

- состояние скважины (8 позиций);
- тип выполняемой операции (57 позиций);
- расшифровка операции (от 2-х до 24-х позиций).

При кодировании данных суточного рапорта бурового мастера (СРВМ) сообщения считаются независимыми, поэтому энтропия потока состояний буровой равна сумме энтропий каждой группы рассматриваемой классификации и определяется аналогично (I.1)

$$H_1 = \sum_{i=1}^{M_1} I_{1i}, \quad (1.3)$$

где  $M_1$  - число группы сообщений, определяющих состояние буровой;  $I_{1i}$  - энтропия сообщения  $i$ - в группы, определяемая информационной мерой Хартли

$$I_{1i} = E \left[ \log_2 A_i \right], \quad (1.4)$$

где  $A_i$  - число независимых равновероятных элементов сообщения;  
 $E$  - знак целочисленной функции с округлением к большему.

Верхнюю оценку объема потока сообщений  $H_1$  определим исходя из условий представления всех элементов (символов) 8-ми разрядными (байтовыми) двоичными кодами ( $I_{11} = 8; I_{12} = 16; I_{13} = 16$ ). Для указанной классификации согласно (1.3) получаем  $H_1 = 40$  бит.

Вычисление объема потока сообщений (представляющего измерительную информацию) по результатам анализа существующих информационных систем бурения связано с определенными трудностями, которые обусловлены:

- различным числом и составом контролируемых параметров;
- неодинаковой точностью измерений и частотой дискретизации процессов;
- разным способом отбора информации (циклический опрос, адаптивный отбор, одновременные измерения, контроль отклонений);
- нестационарностью статистических свойств технологических процессов бурения;
- различным способом кодирования сообщений.

Поэтому верхнюю оценку объема исследуемого потока определим, используя некоторую базовую модель источника с наиболее часто встречающимися в известных информационных системах бурения показателями:

I) число контролируемых параметров (каналов)  $M_2 = 2, 4, 6, 8, 12, 16, 22;$

- 2) сообщения (результаты измерений) по различным каналам считаются независимыми и некоррелированными во времени;
- 3) способ отбора сообщений - циклический опрос посредством одного АЦП с интервалом дискретизации  $\Delta t = 1, 2, 4, 8, 16$  с;
- 4) квантование отсчетов равномерное в диапазоне от нуля до 999 единиц;
- 5) кодирование отсчетов - байтовое представление двоично-десятичных цифр.

Для такой модели потока измерительной информации выражение (I.2) приводится к виду

$$H_2 = \sum_{i=1}^{K_2} I_{2i}, \quad (I.5)$$

где  $I_{2i}$  принимается равной 24 бит.

На рис. I. I. приведены значения оценок  $H_2$  полученные для (I.5) в зависимости от параметров  $H_2$  и  $\Delta t$ . Из рис. I. I видно, что объем потока измерительной информации может изменяться более чем в пятьдесят раз (от 10 до 510 бит), причем скорость создания сообщений исследуемым потоком зависит от соотношения параметров  $K_2, I_{2i}, \Delta t$  и определяется выражением

$$R_2 = \frac{K_2 \cdot I_{2i}}{\Delta t}. \quad (I.6)$$

На рис. I. I также приведено семейство графиков изменения коэффициента уменьшения скорости создания сообщений  $K_y$  вычисляемого по выражению

$$K_y = \frac{R_2 - R_2'}{R_2} \cdot 100, \quad (I.7)$$

где  $R_2'$  - нормированная по времени энтропия уточненной модели источника измерительной информации.

Зависимости, представленные на рис. I.2 показывают принципиальную возможность уменьшения объема потока  $H_2$  на 75-96,8 % при увеличении интервала дискретизации  $\Delta t$  от 2-х до 8 с и

$H_2, \text{ сум}$

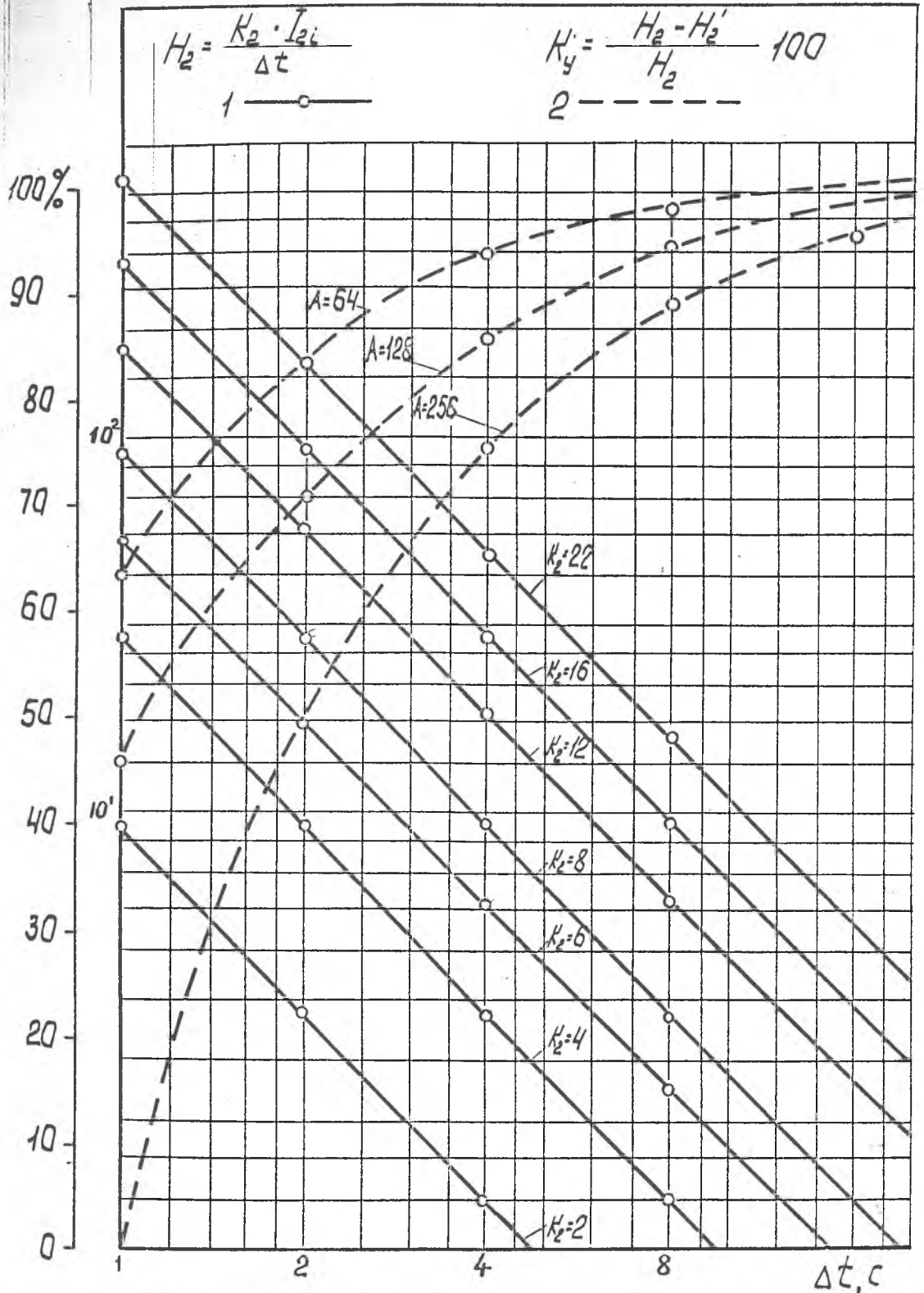


Рис. I.11—Зависимости изменения объемов сообщений, формируемых на буровой, от числа контролируемых параметров  $K_2$  и интервала дискретизации  $\Delta t$ ; 2 — графики коэффициентов уплотнения сообщений  $K_y$ .

уменьшении энтропии отсчетов в 2-4 раза. Последнее подтверждает высокие потенциальные возможности и эффективное применение достаточно простых методов сокращения избыточности сообщений для оптимизации параметров рассматриваемого потока.

Очевидно, что принятые допущения о независимости сообщений потока в рассмотренной модели приводят к большому завышению оценки энтропии источника измерительной информации на буровой. Это свидетельствует о значительной избыточности сообщений в большинстве известных и проектируемых информационных систем бурения, реализуемых на основании данной модели.

Оценим объем потока планово-экономической информации, определив информационную емкость СРЭМ, заполняемого по инструкции [53]. Из структуры СРЭМ следует, что величина  $H_3$  определяется выражением

$$H_3 = C \sum_{L=1}^{K_3} (n_L \cdot m_L + \delta_L),$$

где  $n_L$  - число символов (включая цифры и служебные знаки) в строке;  $m_L$  - число строк в  $L$ -м разделе;  $\delta_L$  - число разделительных знаков  $L$ -го раздела;  $C$  - двоичная длина кода символа.

Для  $K_3 = 10$  (включая оформление СРЭМ)  $H_3 \leq 6 \cdot 10^4$  бит. Здесь знак неравенства учитывает практически наблюдаемое неполное заполнение бланка СРЭМ.

Суммарную величину потоков сообщений  $H_B$ , формируемых на буровой, определим, нормируя каждый из них на интервале одних суток исходя из модели (I.1)

$$H_B = m_1 \cdot H_1 + T_2 R_2 + H_3, \quad (I.8)$$

где  $m_1$  - количество строк в первом разделе СРЭМ, определяющее максимальное число различных установок бурения за сутки ( $m_1 = 25$ );  $T_2$  - число измерений технологических параметров за сутки при  $\Delta t = 1$  с ( $T_2 = 86400$ ).

На рис. I.2 приведена диаграмма изменения объема сообщений, формируемых на буровой, при изменении параметров  $R_2$  согласно (I.6) и постоянных значениях  $m_1 N_1 = 1000$  и  $N_3 = 6 \cdot 10^4$  бит. При этом расчетная скорость создания сообщений для данной модели исключительно зависит от объема потока измерительной информации и для аппаратуры с числом каналов  $K_2 = 2-22$ , соответственно равна 62-96,5 бит/с, причем вклады потоков  $N_1$  и  $N_3$  соответственно изменяются в пределах от 0,02 до 0,002 % и от 1,43 до 0,13 %.

Рассмотрим возможные пути оптимизации параметров каждого из исследуемых потоков, обеспечивающих уточнение оценки  $N_5$ .

Детальное изучение и анализ видов операций, выполняемых на буровой позволили установить пять различных (с информационных позиций) состояний буровой: "бурение"; "СПО" - спуско-подъемные операции; "промывка"; "испытания"; "компоновка". Каждое из условно названных состояний характеризуется различными информационными свойствами, которые определяются составом, числом и динамикой контролируемых параметров. При этом состояние буровой идентифицируется по признаку группы технологических операций, при выполнении которых оперативно контролируется определенный ансамбль первичных параметров, получаемых с помощью отдельных измерительных преобразователей.

В соответствии с предложенной классификацией состояний буровой поток  $N_1'$  можно оптимизировать, исключив anomalно большое число расшифровок операций, относимых к пятой группе, путем ее разделения на две автономные группы: "компоновка" и "ожидание". Анализ шести таким образом сформированных групп показывает, что число операций, принадлежащей каждой из них не превышает 12-ти (см. табл. П. I Приложения). Так как ряд операций согласно инструкции [53] не требует расшифровки, они помещены в начало списков наименований каждой из групп. Последующие операции расшифровки -

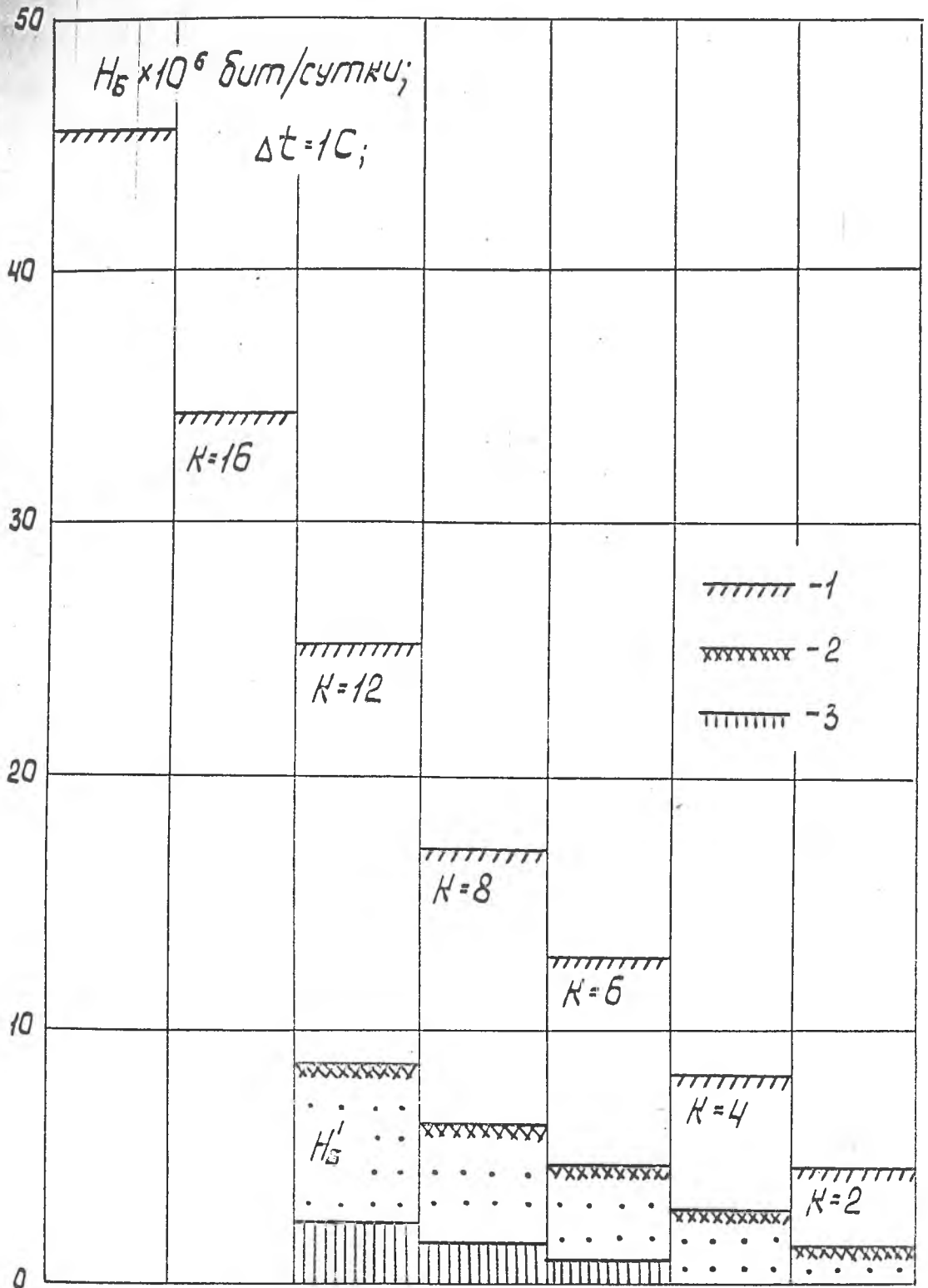


Рис. I.2. Скорость создания сообщений на буровой:  
 1 - в существующих информационных системах бурения;  
 2 - при адаптации по состояниям установки бурения;  
 3 - при сокращении избыточности потока измерительной информации.



отсе с помощью специальной таблицы, содержащей также не более 12-ти позиций (табл. П. 2 Приложения).

Таким образом, предложенная классификация состояний буровой позволяет сформировать поток сообщений, идентифицирующий каждое из состояний посредством четырехэлементного регистрового кода, в котором отдельные элементы определяют номер:

- состояния скважины (I-8);
- группы выполняемых операций (I-6);
- наименования операции (I-12);
- расшифровки операции (I-12).

Достоинством предложенной классификации является исключение повторений одинаковых расшифровок различных операций, имеющих место в [53], за счет перекрытия позиций в табл. П. 2.

Объем оптимизированного потока состояний установки бурения  $H_1'$  определим, подставив параметры данной классификации с учетом (I.3) в (I.4)

$$H_1' = \sum_{k=1}^4 E^k [\log_2 12] = 16.$$

Откуда  $m_1 \cdot H_1' = 400$  бит/сутки.

Естественно, что изложенный способ кодирования состояний буровой, основанный на допущении об их равновероятности и независимости является избыточным, по сравнению с оптимальным кодированием, например, методом Шеннона-Фано. Однако дальнейшая оптимизация кодирования состояний буровой представляется нерациональной вследствие относительно небольшого объема этого потока, а также изменения вероятностных характеристик перехода установки бурения в различные состояния в зависимости от глубины забоя, изменения режимов бурения и компоновки инструмента.

Возможность оптимизации объема коммутационной информации вытекает из группировки элементов технологических параметров

ри переходе буровой в различные состояния. В табл. I.3 показаны тенденции формирования ансамблей из 4, 6, 8 и 12 параметров соответственно. Это иллюстрирует потенциальные возможности уменьшения числа каналов измерительной и регистрирующей аппаратуры, проектируемой на основе предложенной классификации. Из табл. I.3 также следует, что "дефицит" контроля первичных параметров полностью устраняется в 12-ти канальной информационной системе с адаптацией по состояниям. Причем выполнение на буровой операций, относенных к пятому состоянию (5-я и 6-я группы операций по табл. П.2), составляющих более 25 % от общего числа видов работ по инструкции [52], характеризуются полным отсутствием потока измерительной информации и регистрацией только времени выполнения операции.

Отмеченное выше разделение наиболее емкого потока сообщений, формируемого на буровой показывает, что установка бурения принадлежит к квазистационарным источникам. Как показано в 3,5 такие источники наиболее рационально кодировать путем адаптации по состояниям с оценкой энтропии

$$H_2' = \sum_{s=1}^n P_s \cdot H_{2s}' \quad (I.8)$$

где  $P_s$  - вероятность перехода источника в  $S$  - состояние;  
 $H_{2s}'$  - энтропия потока сообщений, формируемого ансамблем контролируемых в  $S$  состоянии, технологических параметров.

Результаты выборочного анализа вероятностных характеристик классифицируемых пяти состояний буровой в виде диаграмм, приведенны в Приложении (см. рис. П.1 и П.2). Полученные значения  $P_s$ ,  $H_{2s}'$  и  $H_2'$ , отражающие фактически наблюдаемое уменьшение объема потока сообщений  $H_2'$  в соответствии с моделью (I.8) сведены в табл. I.4.

Вероятностные характеристики вектора  $P_s$  могут изменяться случайным образом как во времени на одной буровой, так и при различных условиях бурения, а также могут изменяться в зависимости

Табл. 1.3.

Оперативно контролируемые параметры	Состояния установки бурения													
	Бурение				СПО			Промывка			Испытание			
1 Вес инструмента	○	○	○	○	○	○	○				○	○	○	Композитка
2 Нагрузка на долот	+	+	+	+										
3 Момент на ротора	○	○	○	○							○	○	○	
4 Глубина забоя	+	+	+	○	○	○	○				○	○	○	
5 Число свечей					+	+	+							Время выполнения операции
6 Проходка/время	○	○	○	○	+	+	○				+	-	○	
7 Время/ед.проходки	+	+	+	+										
8 Проходка на долот	+	+	+	+										
9 Обороты ротора/ед.вр.	○	○	○	○										
10 Обороты на задолот.	+	+	+	+										
11 Общее число оборот.	+	+	+	+										
12 Износ вооружения	+	+	+	+										
13 Износ опоры	+	+	+	+										
14 Число ходов/ед.вр.	+	+	+	+	+	+	○	+	+	○	○			
15 Общее число ходов	+	+	+	+	+	+	+	+	+	+	+			
16 Уровень в емкости	○	○	○	○	○	○	○	○	○	○	○	○	○	
17 Давление на вх.сн.	○	○	○	○	○	○	○	○	○	○	○	○	○	
18 Расход на входе	○	○	○	○	○	○	○	○	○	○	○	○	○	
19 Расход на выходе	○	○	○	○				○	○	○				
20 Плотность на входе	○	○	○	○	○	○	○	○	○	○				
21 Плотность на выходе	○	○	○	○				○	○	○				
22 Сод.газа	○	○	○	○				○	○	○	○	○	○	

Условные обозначения:

- - непосредственный контроль параметра;
- +
- - "дефицит" контроля параметра;
- - отсутствие необходимости контроля.

Табл. I.4.

Изменение объемов потока измерительной информации при переходе установки бурения в различные состояния (по данным проводки скважин на Прикарпатьи)

Состояние установки бурения		Число кон- трольных параметров	Скважина Ивано-Франковск- I		Скважина I9-ЯК	
№	Наименование		$\rho_s$	$H'_{2s}$	$\rho_s$	$H'_{2s}$
I	Бурение	12	0,23	$240 \times 10^3$	0,37	$260 \times 10^3$
2	С П О	6	0,5	$260 \times 10^3$	0,27	$192 \times 10^3$
3	Промывка	8	0,04	$27 \times 10^3$	0,02	$14 \times 10^3$
4	Испытания	8	0,08	$55 \times 10^3$	0,09	$62 \times 10^3$
5	Компоновка	0	0,1	-	0,15	-
6	Ожидание	0	0,05	-	0,12	-
Общий объем сообщений (бит/сутки)			1,0	$580 \times 10^3$	1,0	$527 \times 10^3$

совершенствовании технологии бурения. Поэтому их определение не является информативным для прогнозирования параметров оптимизации потока  $H_2'$ .

При переходе к квазистационарной модели потока  $H_2'$  (1.8) уточненная оценка сверху нормированной энтропии  $H_5'$  может быть априорно найдена из неравенства

$$H_5' \leq m_1 \cdot H_1' + T_2 H_2' \max + H_3', \quad (1.9)$$

где  $H_2' \max$  - наибольший объем потока измерительной информации, формируемый в одном из состояний буровой;  $H_3' = H_3 - m_1 \cdot C_1$  - учитывает оптимизацию потока данных СРБМ за счет исключения дублирования сообщений о состоянии буровой, кодируемых потоком  $H_1'$ ;  $C_1 = 60$  - число символов в строке первого раздела СРБМ.

Определение величины  $H_2' \max$  требует сравнения объемов сообщений, формируемых при различных состояниях буровой с учетом числа контролируемых параметров (согласно табл. I.3), диапазона квантования отсчетов, способа их кодирования и интервала дискретизации, что определяется следующим выражением

$$H_2' \max = \max \sum_{j=1}^{K_s} I_{js} (\Delta t_{js})^{-1},$$

где  $K_s$  - число контролируемых параметров в  $S$  - состоянии;  $I_{js}$  - энтропия отсчета  $j$ -го параметра в  $S$  - состоянии буровой;  $\Delta t_{js}$  - интервал дискретизации  $j$ -го параметра в  $S$ -м состоянии.

Знак неравенства в (1.9) сохраняется, если  $K_s = 12$ ;  $I_{js} = \hat{E} [\log_2 256] = 8$  бит и  $\Delta t_{js} = \text{const}$ ;  $s \in \overline{1, 4}$ .

На рис. I.2 представлена диаграмма совмещения с ранее полученной, которая иллюстрирует изменение верхней оценки объема сообщений, формируемых буровой за сутки при переходе в квазистационарную модели (1.8).

Изучение состава ансамблей первичных параметров по табл. 1.3, с учетом значений  $P_s$  табл. 1.4 показывает, что 12-ти канальная система отбора измерительной информации по числу каналов может оказаться избыточной. Действительно, исключив из системы передачи параметр уровня в приемных емкостях, приходим к 6-ти анальной аппаратуре, которая удовлетворяет всем состоянием бурой, кроме режима "бурения".

Анализ ансамбля параметров состояния "бурения" по табл. 1.3 показывает, что данный набор делится на две характерные группы. Примечательно, что вторая группа из шести параметров, контролируемых в состоянии "бурение", полностью соответствует ансамблю параметров, контролируемых в состоянии "промывка".

В работе [3] показано, что учет условных вероятностей переходов квазистационарного источника сообщений позволяет осуществить дальнейшую оптимизацию параметров его кодирования. Статистика таких источников подчиняется теории цепей Маркова, а их энтропия определяется выражением [3]

$$H_s = - \sum_{s=1}^n P_{0s} \log P_{sj};$$

где  $P_{0s}$  - априорная вероятность перехода источника в  $S$ -е состояние;  $P_{sj}$  - условная вероятность перехода источника в  $j$ -е состояние после  $S$ -го состояния.

Набор условных вероятностей, отражающих свойства такого источника сообщений, задается матрицей переходов

$$P_{sj} \begin{vmatrix} P_{11}, P_{12}, \dots, P_{1n} \\ P_{21}, P_{22}, \dots, P_{2n} \\ \dots, \dots, \dots, \dots \\ P_{n1}, P_{n2}, \dots, P_{nn} \end{vmatrix}$$

*где  $P_{sj}$  - условная  
вероятность перехода источника  
в  $j$ -ый стан после  $S$ -го  
стану*

Исследование статистики состояний установки бурения по точным рапортам скважин, пробуренных Ивано-Франковским УБР, поз-

вспомогательная матрица переходов

$$\begin{array}{l} P_{11} = 0 \quad P_{12} = 0,24 \quad P_{13} = 0,4 \quad P_{14} = 0,0 \quad P_{15} = 0,36 \\ P_{21} = 0,12 \quad P_{22} = 0 \quad P_{23} = 0,1 \quad P_{24} = 0,02 \quad P_{25} = 0,74 \\ P_{31} = 0,36 \quad P_{32} = 0,47 \quad P_{33} = 0 \quad P_{34} = 0,0 \quad P_{35} = 0,17 \\ P_{41} = 0,0 \quad P_{42} = 0,33 \quad P_{43} = 0,0 \quad P_{44} = 0 \quad P_{45} = 0,67 \\ P_{51} = 0,2 \quad P_{52} = 0,56 \quad P_{53} = 0,21 \quad P_{54} = 0,03 \quad P_{55} = 0 \end{array}$$

и априорные значения вероятностей  $P_{01} = 0,25$ ;  $P_{02} = 0,5$ ;  $P_{03} = P_{04} = 0,1$ ;  $P_{05} = 0,15$ .

Высокие значения условных вероятностей переходов "бурение-промывка" ( $P_{13} = 0,4$ ) и "промывка-бурение" ( $P_{31} = 0,36$ ) позволяют предположить возможность исключения из ансамбля первичных параметров, контролируемых в процессе бурения, группу параметров промывочной жидкости, контролируемых в состоянии "промывка". Реализация такого предположения требует более глубокого исследования взаимосвязи временных характеристик переходов "бурение-промывка-бурение", и интервалов корреляции параметров промывочной жидкости. Как видно из табл. I.3, необходимо оценить максимально допустимые интервалы дискретизации четырех параметров: расход на выходе скважины; плотности на входе и выходе скважины и содержание газа на выходе скважины, так как давление и расход промывочной жидкости на входе скважины охватывается шестиканальным ансамблем первичных параметров состояния "бурение".

Результаты выборочных расчетов автокорреляционных функций указанных параметров промывочной жидкости показали, что последние по сравнению с другими параметрами имеют низкую динамичность и характеризуются интервалами корреляции порядка 0,5-1,8 часа.

Следовательно, измерение полного набора параметров промывочной жидкости в процессе бурения целесообразнее всего осу-

дествлять автоматически с интервалом дискретизации  $\Delta t = 15-20$  мин, при кратковременном переходе в состояние "промывка" или по команде бурильщика.

Таким образом подтверждается целесообразность и принципиальная возможность контроля всего комплекса технологических параметров бурения посредством шестиканальной аппаратуры с адаптацией по состояниям, обеспечивающей непосредственный оперативный контроль 12-ти первичных параметров и возможность вычисления не менее 10-ти вторичных параметров. При этом максимальная скорость создания сообщений на буровой согласно модели (I.9) с параметром  $K_2 = 6$  составит величину порядка 46,3 бит/с.

### I.3. Исследование потока измерительной информации и оценка его параметров

Специфика процесса бурения, его нестационарность и различие условий проводки скважин в разных районах СССР требует анализа информационных свойств технологических параметров бурения в каждом конкретном случае, а также сопоставления получаемых результатов с целью выработки некоторых общих принципов рационального сбора и кодирования этого потока сообщений.

Анализ статистических свойств параметров бурения проведен в [40,54], где получены графики автокорреляционных функций и спектральной плотности осевой нагрузки при различных режимах роторного бурения. В [55] дан теоретический анализ выбора частоты контроля давления промывочной жидкости и приведен график нормированной автокорреляционной функции этого параметра. Детальные исследования гистограмм и графиков автокорреляционных функций параметров бурения, включая их первые и вторые производные, проведены в работах [56,57], где сделан вывод о нестационарности в усном



смысле свойств параметров, контролируемых в процессе бурения (что подтверждено также в работах [58,59]) и подчинении их нормальному закону распределения вероятностей.

Представление статистических моментов исследуемых процессов бурения в графической форме оказывается не всегда удобным для выбора оптимальных параметров их дискретизации и кодирования. Поэтому указанные зависимости аппроксимируют в аналитическом виде.

Имеются примеры различных способов аппроксимации корреляционных функций технологических параметров бурения. Так, в [8] предложено аппроксимировать нормированную автокорреляционную функцию  $\rho_{yy}$  осевой нагрузки на долото выражением

$$\rho_{yy}^* = \exp[-\alpha|\tau|], \quad (1.10)$$

где  $\alpha$  - коэффициент затухания экспоненты;  $\tau$  - время отсчета. Процессу с автокорреляционной функцией вида (1.10) согласно формуле Винера-Хинчина [59], соответствует спектральная плотность

$$S^*(\omega) = 2 \int_{-\infty}^{\infty} \exp[-\alpha|\tau|] \exp[-j\omega\tau] d\tau = \frac{2\alpha}{\alpha^2 + \omega^2}.$$

Анализ точности аппроксимации автокорреляционных функций технологических параметров бурения аналитическим выражением (1.1) показал, что оценка  $\rho_{yy}^*$  плохо совпадает с начальным участком экспериментальных функций, что существенно влияет на правильность выбора интервала дискретизации случайных процессов по времени. Как указывается в [60], одной из аппроксимирующей функции не учитывает свойства дифференцируемости (сингулярности) случайных процессов, используемых при выборе шага их дискретизации по энергетическим оценкам производных согласно неравенству Бернштейна [61]

$$\sup |y^k(t)| \leq \omega_c^k \sup |y(t)|; \quad k=0; 1; 2, \dots, \quad (1.11)$$

где  $\omega_c = 2\pi f_c$ , высшая круговая частота в спектре исходного сигнала

ла, обычно выбираемая из условий "отсечки" спектральной плотности

$$S(\omega_c) = \beta \sup [S(\omega)]; \beta = 0,01 - 0,05. \quad (I.12)$$

Указанный способ аппроксимации также не учитывает автоколебательный характер функций  $\rho_{yy}$  (знакопеременность), отражающий наличие локализованных гармоник в спектре исследуемых процессов.

В связи с этим для аппроксимации функций  $\rho_{yy}$  более предпочтительными являются аналитические выражения, приведенные в [60]:

$$\begin{aligned} \text{а) } \rho_{yy}^* &= \exp[-\alpha |\tau|] \cos \omega_i \tau; \\ \text{б) } \rho_{yy}^* &= \exp[-\alpha \tau^2]; \\ \text{в) } \rho_{yy}^* &= \exp[-\alpha \tau^2] \cos \omega_i \tau; \end{aligned} \quad (I.13)$$

где  $\omega_i$  - основная гармоника.

Этим выражениям соответствуют спектральные плотности

$$\begin{aligned} S(\omega) &= \frac{\alpha}{2} \left[ \frac{1}{\alpha^2 + (\omega - \omega_i)^2} + \frac{1}{\alpha^2 + (\omega + \omega_i)^2} \right]; \\ S(\omega) &= \sqrt{\frac{\pi}{\alpha}} \exp\left[-\frac{\omega^2}{4\alpha}\right]; \\ S(\omega) &= \sqrt{\frac{\pi}{\alpha}} \left\{ \exp\left[-\frac{(\omega - \omega_i)^2}{4\alpha}\right] + \exp\left[-\frac{(\omega + \omega_i)^2}{4\alpha}\right] \right\}. \end{aligned}$$

Сравнение спектральных плотностей исследуемых параметров бурения, полученных эмпирическим путем, с аналитическими при различных способах аппроксимации показывает, что первые имеют более сложный вид и характеризуются наличием нескольких максимумов, причем положение указанных максимумов и их амплитуды для различных условий бурения могут изменяться в широких пределах. Это требует аппроксимации эмпирических зависимостей  $\rho_{yy}$  путем суммирования набора  $S(\omega)$  с различными значениями  $\alpha$  и  $\omega_i$ . В частном случае для квазистационарных процессов, например, показано в [61].

могут подлежать только предельные значения  $\alpha$  и  $\omega_i$ .

При кодировании счетного множества состояний дискретного источника  $\{x_i\}$  с распределением вероятностей  $P(x_i)$  посредством набора сообщений  $\{y_i\}$ , его энтропия представляет собой верхнюю границу взаимной информации [59]

$$I_N(y \rightarrow x) \leq H_N(x) \leq H_\epsilon,$$

где  $H_\epsilon = \inf I(y \rightarrow x)$  - эпсилон энтропия источника;  $H_N(x)$  - приближение к энтропии источника;  $N$  - длина блока сообщения;

$$I_N(y \rightarrow x) = \begin{cases} -\sum P(x_i) \log_2 P(x_i); & x=y, \\ \sum_i \sum_j P(x_i) Q(y_i/x_i) \log_2 \frac{Q(y_i/x_i)}{\sum_l P(x_l) Q(y_l/x_l)}; & x \neq y. \end{cases}$$

Здесь  $Q(y_i/x_i)$  - условная вероятность появления сообщения  $y_i$  на выходе кодера, когда источник находится в состоянии  $x_i$ .

Как показано Демассеном [64], задавая меру различия между  $y$  и  $x$  в виде

$$D = N^{-1} \sum_i^m (y_i - x_i)^2 \leq D_{доп},$$

можно определить  $N$ -ое приближение к скорости создания сообщений как минимум средней взаимной информации на символ

$$R_N(D_{доп}) = \inf N^{-1} I_N(y \rightarrow x),$$

из которого предельным переходом по  $N$  находится скорость создания сообщений источником

$$R(D_{доп}) = \lim R_N(D_{доп}).$$

Как известно, для гауссовского источника и квадратичной меры качества кодирования средняя скорость создания сообщений равна половине логарифма отношения мощности сигнала к мощности шума.

$$R(D_{\text{доп}}) = \begin{cases} 0,5 \log (\sigma_y^2 D_{\text{доп}}^{-1}), & \sigma_y^2 > D_{\text{доп}}; \\ 0, & \sigma_y^2 \leq D_{\text{доп}}. \end{cases}$$

В практических расчетах для вычисления условной энтропии используют выражение [59]

$$I_{y \rightarrow x} = 0,5 \log \frac{\det A_y \cdot \det A_x}{\det A_{yx}}$$

где определители вычисляются по матрицам вторых моментов

$$A_y = \|R_{y_i y_j}\|; \quad A_x = \|R_{x_i x_j}\|; \quad A_{yx} = \|R_{y_i x_j}\|.$$

Нестационарность исследуемого источника информации по математическому ожиданию, величине дисперсии и спектральной плотности приводит к существенному ограничению возможностей корреляционного анализа для определения энтропии параметров бурения, снижению его точности, а также усложнению алгоритмов обработки.

Указанные недостатки корреляционного анализа можно в значительной мере устранить, используя для оценки статистических свойств параметров бурения структурную функцию, предложенную А.Н.Колмогоровым [63]. Структурная функция является зеркальным отражением автокорреляционной функции и описывается формулой

$$[59] \quad C(t, t-\tau) = M[\mathcal{X}(t) - \mathcal{X}(t-\tau)]^2,$$

где  $M$  - символ математического ожидания.

Структурная функция характеризует изменение дисперсии приращений случайного процесса в зависимости от интервала дискретизации  $t-\tau$  и не требует предварительного центрирования реализации.

Численный расчет структурной функции наиболее удобно производить по скользящей выборке цифровых отсчетов  $y_i$  согласно выражению

$$C_{yy}(j) = \frac{1}{N} \sum_{i=1}^N (y_i - y_{i+j})^2, \quad (1.14)$$

где  $n$  - число отсчетов выборки;  $i$  - номер текущего отсчета;  
 $j = 0, 1, 2, \dots$  - временный сдвиг, кратный интервалу дискретизации.

Графики структурных функций ряда технологических параметров бурения, рассчитанные на ЭВМ по формуле (I.14) приведены в Приложении на рис. П.3 - П.8. Заштрихованные участки на указанных рисунках характеризуют возможные области изменений параметров структурных функций, а тем самым - наблюдаемую по результатам проведенных расчетов степень нестационарности свойств контролируемых процессов бурения.

Примеры успешного сокращения избыточности потока измерительной информации формируемого на буровой, методом адаптации по интервалу дискретизации, по опубликованным данным [9,32,58] позволяют предположить, что скорость создания сообщений на буровой может составлять величину не более 8-16 бит/с. Сравнивая названную оценку со скоростью создания сообщений на выходе известных информационных систем бурения (см. рис. I.1), убеждаемся, что объемы сообщений, формируемые на буровой без адаптации по состояниям и сокращения избыточности потока измерительной информации, почти в сто раз превышают расчетный показатель.

Таким образом, выявленные в настоящем разделе резервы уменьшения объема сообщений, формируемых на буровой, подтверждают актуальность и целесообразность разработки новых эффективных методов отбора и сокращения информации на уровне низовых сетей АСУ ТП бурения.

#### I.4. Разработка эффективных принципов формирования сообщений для низовых сетей АСУ ТП

Системный подход к выбору методов формирования сообщений при организации низовых сетей АСУ ТП, в том числе применительно

к АСУТ бурения, позволяет уменьшить число преобразований данных при сборе, передаче и обработке в ЭВМ, а также существенно снизить требования к пропускной способности каналов связи и мощности применяемых вычислительных средств. В связи с этим, как показано в работах [4,5], максимум коэффициента сжатия сообщений не всегда является наилучшим показателем эффективности. Компромиссность проблемы эффективного формирования сообщений состоит в том, чтобы при максимальном устранении избыточности и допустимом времени преобразования сообщений обеспечить помехоустойчивое кодирование данных и сохранить простоту алгоритмов и устройств на всех стадиях переноса информации, включая отбор, кодирование, передачу, декодирование, обнаружение и исправление ошибок, а также автоматизированный поиск и обработку информации в ЭВМ.

Предварительный анализ такой постановки задачи показал, что необходимый компромисс (оптимальная эффективность), может быть достигнут при алгоритмической и аппаратной совместимости следующих основных принципов формирования сообщений:

- 1) Одновременный отбор и преобразование в цифровую форму ансамбля параметров, характеризующих источник информации в заданном состоянии.
- 2) Уменьшение статистической избыточности регистрируемой и передаваемой информации.
- 3) Блочное помехоустойчивое кодирование сообщений с возможностью обнаружения и исправления ошибок, которые могут возникать в процессе кодирования, хранения, передачи и обработки информации.
- 4) Кодовое разделение информационных каналов в линии связи, позволяющее независимо (одновременно) передавать разнотипную информацию в реальном времени.

Проведенный анализ информационных потоков, формируемых в ЭВМ в реальном времени, а также сформулированных системных требова-

отбору, кодированию и передаче данных в низовой сети АСУТ  
позволяет определить требуемую структуру активного тер-  
устанавливаемого на буровой, которая представлена на рис.  
Из рисунка видно, что основная группа его узлов включает  
устройства согласования с первичными преобразователями (ПП-К),  
куда входят многоканальный АЦП, блоки сокращения избыточности,  
плотнения и помехоустойчивого кодирования цифровых данных. Сюда  
же входит и управляющее устройство, организующее работу термина-  
ла по программе, а также электронные часы реального времени. К  
подчиненным группам относятся пульты состояния буровой и ввода  
данных суточного рапорта, а также интерфейсные устройства индика-  
ции, накопления и передачи информации в ЭВМ.

Рассмотрим условия, оптимизирующие аппаратную реализацию  
каждого из перечисленных принципов, исходя из системной совмести-  
мости применяемых методов формирования и преобразования сообщений,  
охватывающих этапы отбора, передачи и обработки информации в АСУ  
ТП.

I. Существующие цифровые системы сбора информации на буро-  
вой, как правило, предусматривают применение одного АЦП, который  
посредством коммутатора каналов циклически [27], по приоритету [8]  
или адаптивно [10] подключается к датчикам контролируемых пара-  
метров. В результате этого цифровые отсчеты, соответствующие раз-  
личным параметрам, получаются смещенными во времени. Во всех слу-  
чаях процесс анализа взаимосвязей параметров источника информации  
существенно усложняется по сравнению с одновременными изменения-  
ми. При этом, как показано в работах [65,66], возникают эффекты  
"старения" информации, снижается точность расчета корреляционных  
матриц, а также возможность правильной идентификации состояния  
источника.

Оснащение буровых установок серийно выпускаемыми первичными

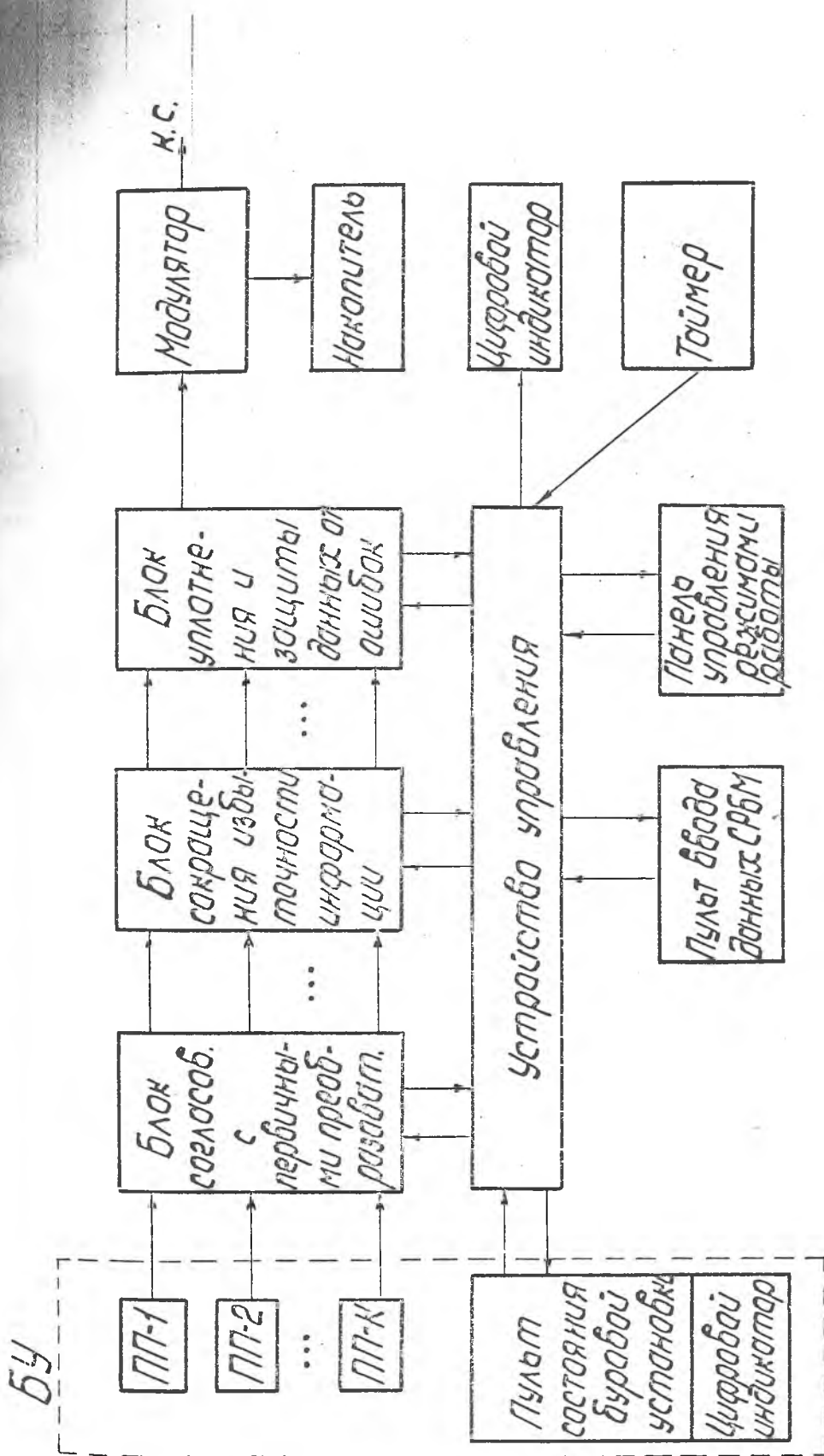


Рис.1.3. Структурная схема специализированного терминала для сбора, блочного кодирования и передачи данных бурения.



преобразователями со встроенными бесконтактными сельсиннами [23] частотным выходом [19], а также успехи развития и применения микроэлектроники создают предпосылки для достаточно простой реализации одновременного измерения ансамбля технологических параметров посредством многоканальных АЦП. Такой многоканальный преобразователь угла поворота вала в код, предложенный нами [67], позволяет непосредственно использовать сельсин датчика (ранее применявшегося для дистанционной передачи угла поворота посредством традиционной сельсинной пары) в качестве АЦП типа "угол поворота-фаза-код". Применение многоканального АЦП позволяет упростить реализацию одновременных измерений и получить отсчеты комплекса параметров в виде одновременно формируемых унитарных кодов.

Аналогичным образом можно формировать унитарные коды отсчетов параметров, используя в каждом канале устройство описанное в [68], основным элементом которого является счетчик с управляемым коэффициентом пересчета, предложенный в [69]. Примеры успешной разработки многоканальных АЦП для других типов выходных сигналов датчика, в том числе - унифицированных [70], создает предпосылки эффективной реализации одновременных измерений для широкого класса источников информации.

2. Анализ современных тенденций и практических результатов применения методов сжатия избыточности сообщений по многочисленным литературным источникам показывает, что наибольший вес в последнее время получают методы универсального кодирования [64, 71, 62, 73], адаптивного отбора и кодирования [2, 3, 9, 10, 74, 75] и кодирования с преобразованием [4, 6, 76, 77].

В связи с этим составлена классификация (рис. 1.4), которая, отражая методы сжатия цифровых сообщений, получившие наибольшее практическое применение, выделяет различные методы реализации кодирования цифровых данных, применяемые в информационных системах.

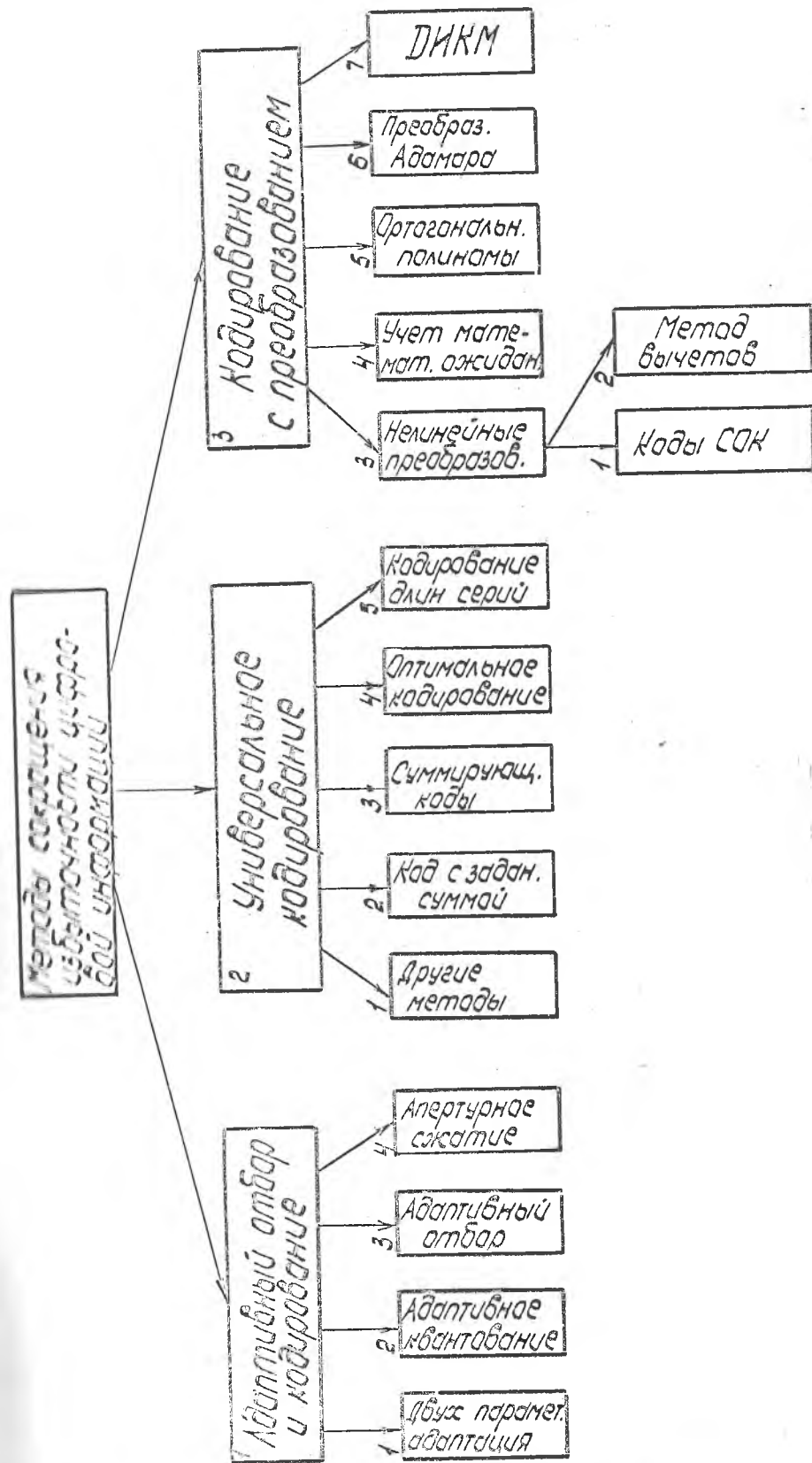


Рис. 1.4. Классификация методов сокращения избыточности информации.

[7, 9, 10, 32, 58].

Как показано рядом исследователей [23, 74, 78], известные методы сжатия сообщений обеспечивают различный уровень и эффективность компактного представления цифровых данных, в зависимости от природы конкретных источников и ограничений накладываемых на процесс отбора, передачи и обработки информации. В частности, методы сокращения избыточности телеметрических данных путем одно- или двухпараметрической адаптации по интервалу дискретизации наиболее полно исследованы в работах [1, 2, 74]. Такой принцип применен и [9, 38] для апериодического сжатия параметров, контролируемых на буровой. Как показано в [32], реализация адаптивного метода в системе сбора информации на буровой позволило более чем в 2 раза сократить расход перфоленты по сравнению с равномерной кодированием. В [2] приведены оценки коэффициентов сжатия данных, преобразуемых с помощью квазиобратимых ортогональных разложений, для различных моделей сигналов, описываемых разными авторреляционными функциями. Несмотря на высокую эффективность указанных методов, известная сложность алгоритмов и устройств адаптивного сжатия сообщений, большое время задержки информации, а также неравномерность потока сообщений на выходе кодиров, в значительной мере ограничивает возможность их применения в условиях работы АСУ ТП.

Успехи, достигнутые в последнее время в области сокращения избыточности цифровых данных методами статистически оптимального кодирования [5, 156], кодирования посредством линейных [4, 79] и нелинейных [6, 76, 81-83] преобразований, а также универсального кодирования [64, 71, 72, 73] позволяют эффективно их применять для передачи данных в цифровых сетях АСУ ТП. Реализация известных методов, как и в случае адаптивного кодирования, основана на предположении равномерности распределения во времени цифровых сообщений.

на выходе адаптивных кодиров создаются неравномерный по-  
требности, что порождает проблемы исследования его статисти-  
ки, выбора оптимальных параметров специальной буферной памяти  
[74], а также учета эффектов "старения" информации за счет случай-  
ной во времени задержки и смещения "информативных" отсчетов. На  
выходе кодиров универсального типа формируется равномерный поток  
сообщений с некоторой фиксированной временной задержкой. Поэтому,  
относительная принадлежность низовых сетей АСУ ТП к так называемым  
"сетям реального времени" [87-90], имеющих ограничение на вре-  
мя задержки сообщений, применение методов универсального кодирова-  
ния и кодирования с преобразованием является наиболее предпочти-  
тельным. В то же время, среди выделенного класса методов универ-  
сального кодирования приводит к большой задержке сообщений во вре-  
мени, при увеличении которого эффективность метода возрастает  
[81]. Кроме того, наиболее значительные результаты в области уни-  
версального кодирования получены, как показано в [75], при реали-  
зации адаптивного алгоритма, что привело к существенному усложне-  
нию реализации кодера.

Таким образом из проведенного анализа различных методов сок-  
ращения избыточности сообщений следует, что наиболее перспектив-  
ное применение на уровне низовых сетей АСУ ТП могут получить ме-  
тоды кодирования с преобразованием. Заметим, что указанный выбор  
является обоснованным с выводом, полученным в [5], где отмечено, что  
методы универсального кодирования для большинства множеств источ-  
ников многоканального типа приводят к "тривиальному равномерному  
кодированию пачек блоков".

В качестве критерия эффективности выделенного класса мето-  
дов кодирования с преобразованием, наиболее часто используется  
ценная, определяющая число бит на один элемент сообщения (СЭМ)  
[75]. Однако такая оценка не учитывает диапазона квантования

... , поэтому не отражает связь коэффициента эффективности  
... , которая может быть различной для каждого  
... источника, или изменяться во времени.

В связи с этим предложен критерий эффективности, учитываю-  
... многоморную структуру источника, описываемый уточненным выра-  
... (1.7)

$$k_{эф} = \frac{\sum_{j=1}^n \hat{E} [\log_2 A_j] - \sum_{j=1}^m \hat{E} [\log_2 Z_j]}{\sum_{j=1}^n \hat{E} [\log_2 A_j]}, \quad (1.15)$$

где  $A_j$  - диапазон квантования отсчетов по каналам или в одной  
... ;  $\hat{E} [\cdot]$  - двоичная длина сообщения на выходе  
... ;  $m$  - число сообщений на выходе кодера;  $n$  - число вход-  
... каналов кодера или число преобразуемых отсчетов по одному  
... каналу.

Коэффициент эффективности (1.15) является удобным для срав-  
... различных методов сокращения избыточности, принадлежащих  
... классам (см. рис. 1.4), так как отражает фактический уровень  
... уменьшения объема сообщений на выходе кодера по отношению к объе-  
... входного потока, с учетом диапазона квантования отсчетов. В  
... же время коэффициент (1.15) уточняет оценку коэффициента "сжа-  
... тия" обобщений предложенного в [2]

$$k_{сжс} = \frac{I_0}{I_j}, \quad (1.16)$$

где  $I_0, I_j$  - соответственно представляют объемы входного и вы-  
... ходного потоков.

Связь коэффициентов  $k_{эф}$  и  $k_{сжс}$  выражается аналитически

$$k_{эф} = \frac{k_{сжс} - 1}{k_{сжс}}$$

... представлена на рис. 1.5 в виде графика, который используется  
... для сопоставления эффективности анализируемых методов сокращения

точности.

Уменьшение объема каждого отсчета при равномерной шкале квантования может достигаться путем учета математического ожидания [4], разностным кодированием [84,85] и кодированием посредством нелинейных преобразований.

Эффективность учета математического ожидания в многоканальной системе при гауссовском распределении центрированных значений и доверительной вероятности 0,995 определяется подстановкой в выражение (I.15) значений  $Z_j = 6 \sigma_j$ , соответствующих доверительному интервалу, вычисляемому по интегралу вероятностей [52].

Дифференциально-разностное кодирование широко используется для сокращения избыточности сообщений. Наибольшее распространение получили две модификации данного метода, которые определяются количеством уровней квантования первых разностей - одноуровневая (дельта-модуляция) и многоуровневая дифференциально-импульсная кодировка (ДИКМ), причем последняя различается в зависимости от способа задания разностей:

- между двумя последовательными отсчетами [84,85] ;
- между отсчетами различных процессов [92] ;
- между отсчетами грубой и точной шкалы [6,76,81,83].

Эффективность применения кодовой дельта-модуляции исследована многими авторами [59,84,85]. Возможность сокращения избыточности информации данным методом по одному каналу, обеспечивается при выполнении неравенства

$$m_j < \hat{E} [\log_2 A_j],$$

где  $m_j$  - количество сообщений объемом один бит на интервале дискретизации  $j$ -го параметра. Однако в многоканальной системе в циклическом опросе каналов условие

$$\sum_{j=1}^K m_j < \sum_{j=1}^K \hat{E} [\log_2 A_j],$$

правило, не выполняется, так как  $\Delta t = \Delta t_j \cdot \min$  и менее активные параметры дискретизируются с повышенной частотой.

Эффективность кодирования дифференциально-разностным методом зависит от соотношения предельных значений  $\Delta y_j \cdot \max$  и  $A_j$  и определяется подстановкой в (I.15)  $Z_j = \Delta y_j \cdot \max + 1$ , где единица учитывает кодирование знака приращения. К недостаткам рассматриваемого метода следует отнести необходимость хранения  $K$  - отсчетов  $y_j$ , полученных в  $i$ -м такте измерения, что при большом количестве каналов требует организации специальной буферной памяти. Метод ДИКСМ характеризуется также неустойчивостью алгоритмов кодирования и дешифрации данных к ошибкам, которые могут размножаться [59].

Указанный недостаток отсутствует, если разности берутся между отсчетами различных процессов, причем один из них передается или регистрируется в виде полных отсчетов [92]. Коэффициент эффективности при этом выражается подстановкой в (I.15)  $Z_j = y_j - X_s$ , где  $S \neq j$ .

Описанные методы дифференциально-разностного кодирования сообщений, а также их различные модификации детально исследованы в области цифровой обработки и передачи изображений [3, 64, 73, 77]. Анализ их эффективности по опубликованным данным показывает, что коэффициент уменьшения объема сообщений изменяется в пределах от 2 до 24 в зависимости от свойств кодируемой последовательности отсчетов, а также совершенства процедуры кодирования.

В работе [6] предложен метод сжатия цифровых сообщений, в основу которого положена нелинейная процедура вычисления остатка от деления входной величины  $y_i$ , представленной двоичным кодом, на специальный образующий полином. Величина полученного остатка используется в качестве адреса ОЗУ, что позволяет существенно уменьшить диапазон занимаемой памяти, определяемый разрядностью

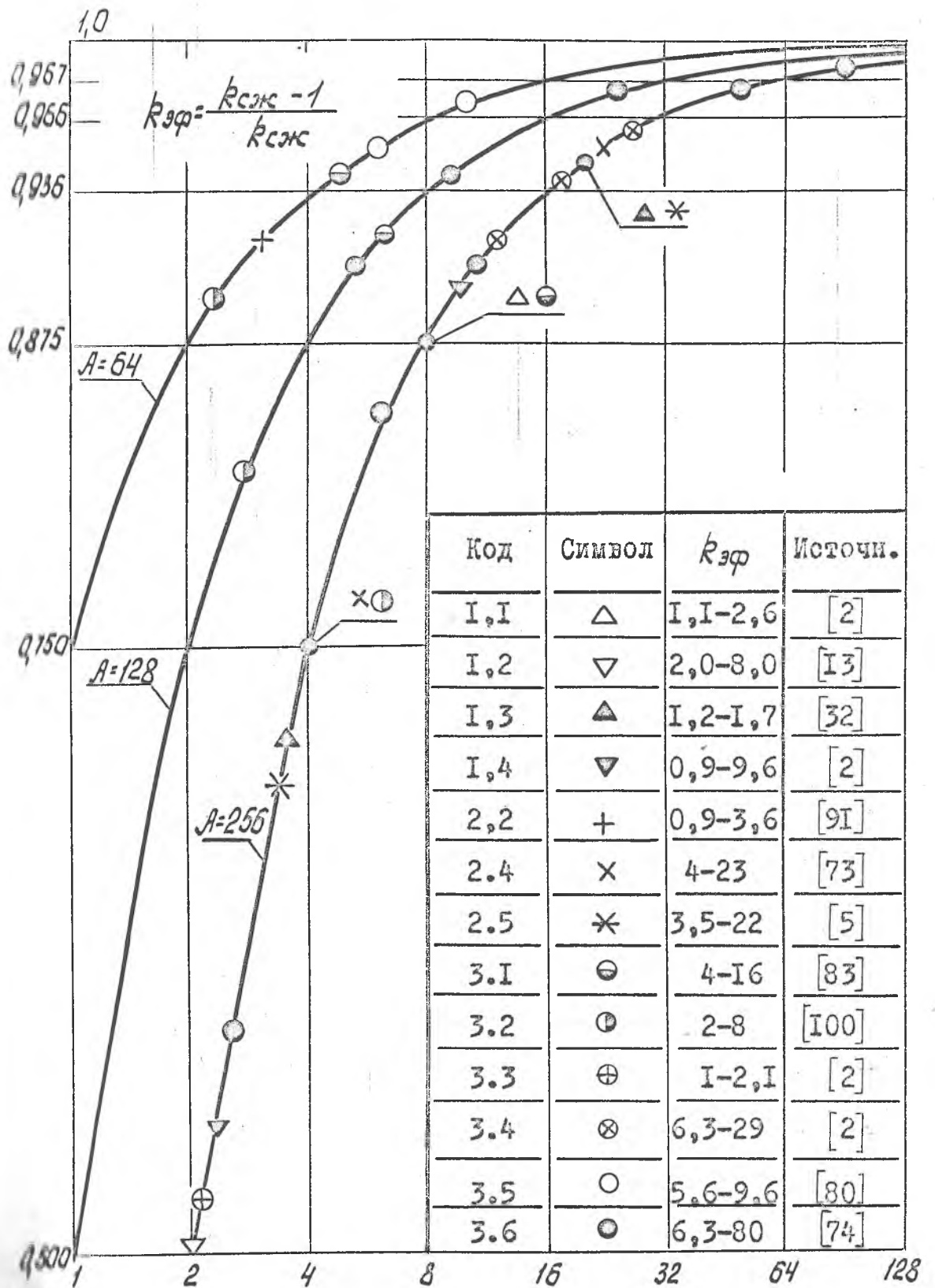


Рис. I.5. Эффективность различных методов сокращения избыточности сообщений (код метода соответствует наименованиям рис. I.4).



при хранения остатка. Однако, как указывается в [6], применение этого метода в ряде случаев осложняется выработкой разными числами одинаковых остатков, что является его недостатком.

Процедура кодирования посредством двух шкал предложена Бинном [81]. Сущность метода квантования с помощью грубой и точной шкалы заключается в том, что на участках с быстрыми изменениями сигнала передаются или регистрируются только три старших разряда отсчетов, получаемых в виде шестиразрядных двоичных кодов. При однократных повторениях величин этого числа фиксируются три младших разряда, уточняющих данные.

Нетрудно заметить, что последний метод сокращения избыточности включает операцию деления отсчета на образующий полином, приведенную в [6], с той разницей, что в [81] в качестве полинома использовано двоичное представление числа  $2^K$  (в частности  $K=3$ ), в то же время предусмотрена привязка шкалы точного квантования к истинному значению отсчета. Таким образом, в [81] предложен один из способов устранения неоднозначности представления отсчетов  $U_i$  последовательностью их вычетов по некоторому модулю. Однако, как это следует из примера кодирования отсчетов в [81], коэффициент уменьшения объема сообщений не превышает двух.

Эффективность кодирования методом вычетов можно существенно повысить, если обеспечить условия однозначного преобразования отсчетов в остатки при выполнении процедуры кодирования, описанной в [6]. Такая задача решена в [86]. Коэффициент эффективности, достигаемый при этом определяется подстановкой в (1.15)  $Z_j = P_j$ , где  $P_j$  - величина модуля на котором осуществляется деление.

Как показано в работе [100] эффективность метода вычетов сравнима с эффективностью метода ДЖКМ, так как оптимальные параметры метода вычетов определяются по величине максимальных по-

ри хранения остатка. Однако, как указывается в [6], применение этого метода в ряде случаев осложняется выработкой разными числами одинаковых остатков, что является его недостатком.

Процедура кодирования посредством двух шкал предложена Бинни [81]. Сущность метода квантования с помощью грубой и точной шкалы заключается в том, что на участках с быстрыми изменениями сигнала передается или регистрируются только три старших разряда отсчетов, получаемых в виде шестизначных двоичных кодов. При однократных повторениях величин этого числа фиксируются три младших разряда, уточняющих данные.

Нетрудно заметить, что последний метод сокращения избыточности включает операцию деления отсчета на образующий полином, названную в [6], с той разницей, что в [81] в качестве полинома использовано двоичное представление числа  $2^K$  (в частности  $K=3$ ), а также предусмотрена привязка шкалы точного квантования к истинному значению отсчета. Таким образом, в [81] предложен один из способов устранения неоднозначности представления отсчетов  $U_i$  посредством их вычетов по некоторому модулю. Однако, как это следует из примера кодирования отсчетов в [81], коэффициент уменьшения объема сообщений не превышает двух.

Эффективность кодирования методом вычетов можно существенно повысить, если обеспечить условия однозначного преобразования отсчетов в остатки при выполнении процедуры кодирования, описанной в [6]. Такая задача решена в [86]. Коэффициент эффективности, достигаемый при этом определяется подстановкой в (1.15)  $Z_j = P_j$ , где  $P_j$  - величина модуля на который осуществляется деление.

Как показано в работе [100] эффективность метода вычетов сравнима с эффективностью метода ДКМ, так как оптимальные параметры метода вычетов определяются по величине максимального по-

ных разностей.

Однако кодирование посредством вычетов, по сравнению с ДПКМ, характеризуется следующими положительными качествами:

1) относительной простотой алгоритма сжатия сообщений, который основан на решении диофантовых уравнений [86]

где  $Y_{ij} = a_{ij}P_j + b_{ij}$ ;  $b_{ij} = \text{res } Y_{ij} (\text{mod } P_j)$ ,  
 $b_{ij}$  - наименьший неотрицательный вычет отсчета  $Y_{ij}$  по некоторому модулю  $P_j$ ;  $a_{ij}$  - ранг отсчета  $Y_{ij}$ ;  $\text{res}$  - символ операции извлечения вычета;

2) реализацией в виде счетчика с коэффициентом пересчета равным  $P_j$ , на вход которого поступает  $Y_{ij}$  в унитарном коде;

3) нелинейностью преобразования, что обеспечивает декорреляцию выходных сообщений и улучшает возможности их дальнейшего универсального кодирования;

4) отсутствием специальной памяти в кодере и размножения ошибок кодирования, так как вычеты каждый раз извлекаются из действительного значения отсчета;

5) отсутствием знаковых операций при кодировании и представлении вычетов;

6) приведением последовательности отсчетов, характеризующих нестационарные процессы, к потоку сообщений, имеющих стационарные свойства с нулевым математическим ожиданием.

Поэтому применение метода вычетов для кодирования сообщений в пилотных сетях АСУ ТП может повысить эффективность формирования сообщений и упростить реализацию соответствующей аппаратуры, что требует более тщательного исследования.

3. Принцип уплотнения и передачи многоканальной информации в методе счисления остаточных классов (СОК), предложенный в [93, 94], обладая всеми достоинствами дискретного ортогонального пре-

...ования, имеет простую аппаратную реализацию, главным элементом которой также является счетчик по модулю [95,96]. Отличительная особенность метода кодирования в СОК состоит в том, что он хорошо согласуется в информационном и аппаратном отношении с представлением информации посредством вычетов, а также принципами помехоустойчивого кодирования данных с помощью арифметических корректирующих кодов [97] и многоостаточных кодов [99].

Влочный код СОК согласно выражению [95]

$$N_{ik} = \text{res} \sum_{j=1}^K Z_{ij} B_j \pmod{\mathcal{P}}, \quad (1.17)$$

где  $\{Z_{ij}\}$  - вектор состояния источника сообщений, включающий измерительную, планово-экономическую и спорадическую информацию;  $\mathcal{P}$  и  $B_j$  - соответственно, обобщенный модуль и ортогональные базисы СОК [95], может быть сформирован кодером в некоторые фиксированные моменты времени, зарегистрирован или передан по каналу связи. Защита данных от ошибок при этом реализуется известными способами путем введения одного или нескольких избыточных модулей в преобразование СОК [95,98,99].

Выбор оптимальных параметров кодеров, реализующих преобразование СОК, а также разработка на его основе метода каскадного формирования сообщений является основным предметом исследований настоящей работы.

4. Возможность кодового разделения информационных каналов при передаче данных в виде (1.17) реализуется автоматически в процессе извлечения информации по каждому из каналов. Как показано в [24], разделение каналов органически связано с алгоритмом декодирования данных, причем последовательность опроса измерительных каналов и способ формирования  $N_{ik}$  не влияет на автономность приема и дешифрации информации. В соответствии с [93] аппаратная реализация декодирующего устройства также предусматривает авто-

равно отсчетчиков по модулю.

Представление данных в виде двоичных кодов  $N_{iK}$ , позволяет реализовать их непосредственный ввод в оперативную память ЭВМ. Защищенность кодов  $N_{iK}$  от ошибок посредством корректирующего арифметического  $AN$ -кода, позволяет повысить достоверность обработки и ввода-вывода информации в ЭВМ [99]. Хранение данных в виде одномерного массива слов  $N_{iK}$  согласно (1.17) позволяет реализовать произвольный доступ к данным по каждому  $j$ -му параметру, что существенно повышает скорость выборки информации и также упрощает программирование обработки многомерных массивов.

Таким образом вышеизложенный анализ показывает системную возможность и перспективность применения на уровне низовых сетей АСУ ТП методов формирования сообщений на основе кодов СОК.

#### Выводы по первому разделу

1. На основе анализа существующих информационных систем бурения поставлены задачи, которые заключаются в разработке эффективных методов формирования сообщений для низовых сетей АСУ ТП, организуемых на основе специализированных активных терминалов.

2. Получена энтропийная модель промышленной установки бурения как квазистационарного источника сообщений на основе предложенной классификации состояний.

3. Для различных потоков информации найдены оценки скорости образования сообщений, которые подтверждают целесообразность и эффективность сокращения избыточности цифровых отсчетов на уровне низовых сетей АСУТ бурения.

4. Определены принципы формирования и "сжатия" сообщений на основе кодов СОК, а также структура специализированного терминала, для технической реализации которого требуется проведение комплексных теоретических и экспериментальных исследований.

## 2. СОКРАЩЕНИЕ ИЗБИТОЧНОСТИ ИЗМЕРИТЕЛЬНОЙ ИНФОРМАЦИИ МЕТОДОМ ВЫЧЕТОВ

### 2.1. Математическое обоснование метода вычетов

Принципы кодирования измерительной информации методом вычетов основаны на теоретико-числовом подходе и изложены в работах [40, 46]. Эффект уменьшения избыточности информации при ее кодировании методом вычетов достигается за счет исключения из регистрации или передачи рангов ординат  $d_i$ , в соответствии с решением уравнения  $y_i \equiv b_i \pmod{P}$ .

При этом значение  $y_i$  определяется из диофантового уравнения

$$y_i = d_i P + b_i, \quad (2.1)$$

где  $d = \left[ \frac{y_i}{P} \right]$  - ранг отсчета;  $b_i$  - наименьший неотрицательный вычет.

Возможность однозначного представления последовательности многократных отсчетов  $y_i$  последовательностью их наименьших неотрицательных вычетов  $b_i$  по некоторому модулю  $P$ , следует из анализа линейного уравнения (2.1), откуда видно, что величина отсчета  $y_i$  может быть однозначно восстановлена по значению  $b_i$  при заданном  $P$ , если априорно известен или может быть каким-либо образом вычислен ранг отсчета  $d_i$ . Так как кодируемый процесс может быть нестационарным, что не позволяет априорно задать функцию значения  $d_i$ , решение задачи сводится к отысканию процедуры вычисления ранга по последовательности вычетов  $b_i$ .

Покажем, что достаточно простым при этом оказывается рекуррентный алгоритм вычисления ранга ординаты  $d_i$  по текущему значению вычета  $b_i$  и результату предшествующего измерения и рас-

необходим условия его существования. Для этого решим уравнение

$$(2.1) \text{ относительно } d_i \quad d_i = \frac{y_i - \beta_i}{p}$$

Учитывая целочисленный характер ранга числа  $d_i$ , введем целую часть последнего выражения под знак целочисленной функции

$$d_i = E \left[ \frac{y_i - \beta_i}{p} \right]. \quad (2.2)$$

Выразим значение отсчета  $y_i$  через результат предшествующего измерения  $y_{i-1}$

$$y_i = y_{i-1} + \alpha p, \quad (2.3)$$

где  $\alpha$  — некоторая величина, определяющая отличие отсчетов.

Подставив (2.3) в (2.2) и выполнив простые преобразования, получим

$$d_i = E \left[ \frac{y_{i-1} - \beta_i}{p} + \alpha \right], \quad (2.4)$$

где  $\alpha$  имеет смысл ошибки вычисления ранга отсчета  $y_i$  по значению  $y_{i-1}$ .

Ранг отсчета по уравнению (2.4) может быть точно определен, исходя из свойств целочисленной функции  $E[\cdot]$ , если величина ошибки от вычисления  $\alpha$  меньше единицы, т.е.  $1 \leq \alpha < 1$ .

Уточним оценку величины  $\alpha$  и докажем справедливость формулы (2.4) при условии, что за время между двумя отсчетами ранг не может измениться более чем на единицу

$$|d_i - d_{i-1}| \leq 1. \quad (2.5)$$

На рис. 2.1 показаны варианты изменения отсчетов для двух последовательных измерений по выполнении условия (2.5).

Пусть отсчет  $y_{i-1}$  имеет ранг  $d_{i-1}$  и вычет  $\beta_{i-1}$  по модулю  $p$ . Согласно рис. 2.1 возможны три случая получения отсчетов  $y_i$ .

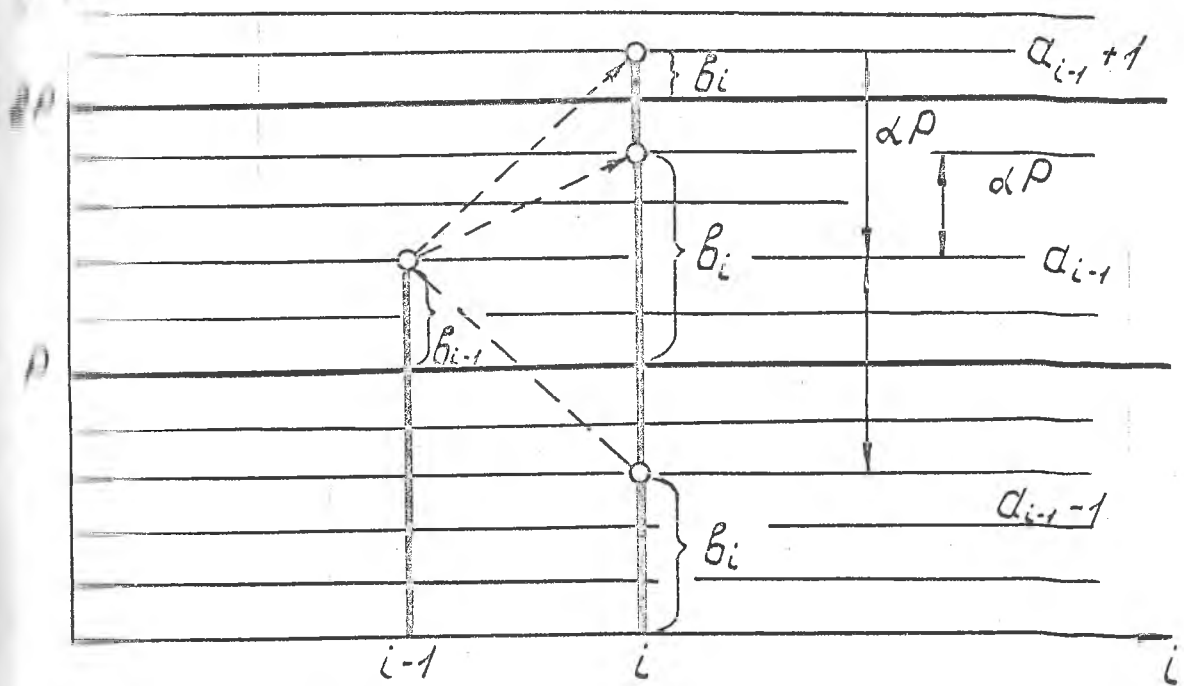


Рис.2.1. Возможные случаи изменения рангов ординат для двух последовательных отсчетов.

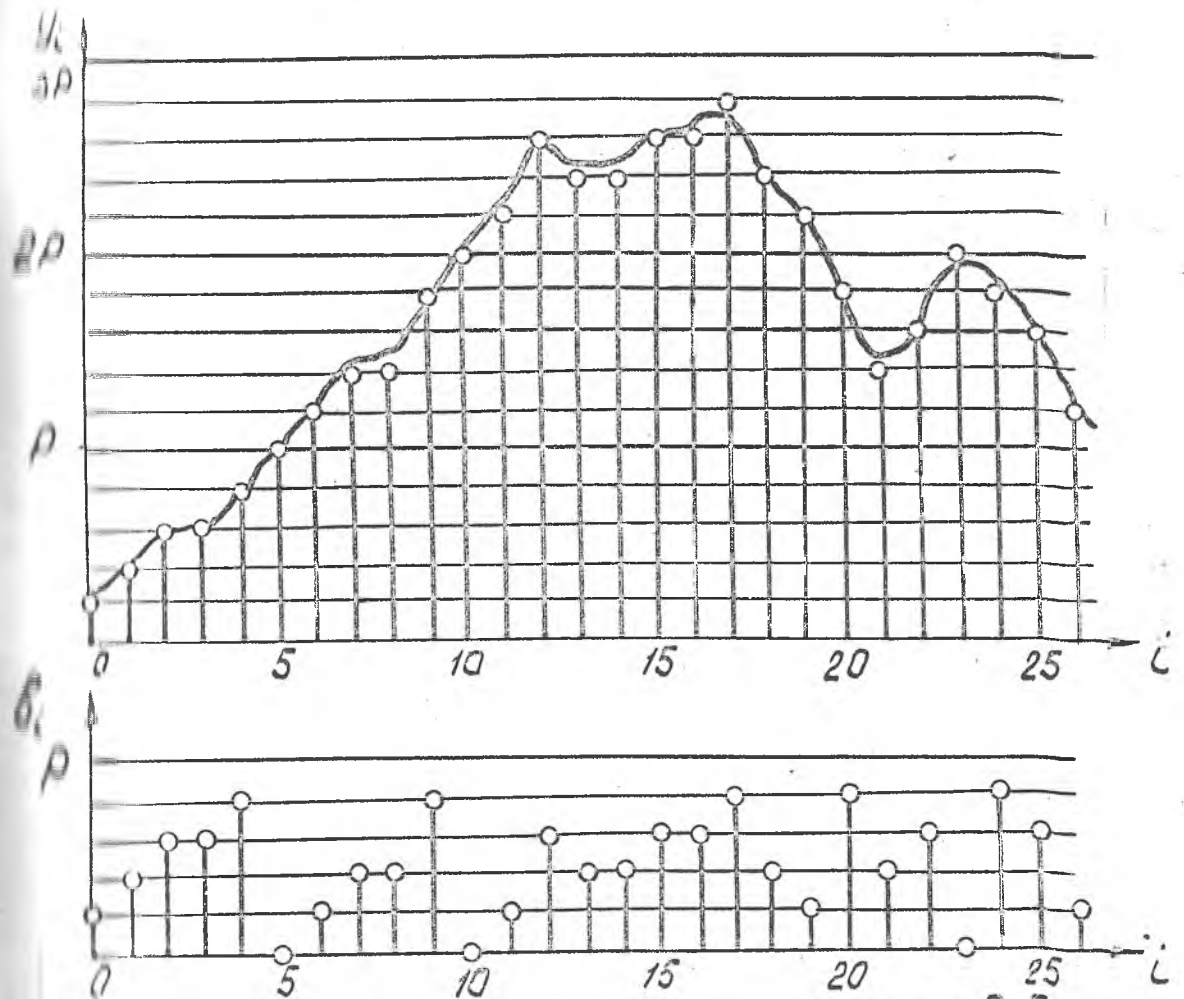


Рис.2.2. Пример кодирования методом вычетов ( $P=5$ )



увеличения по значению ранга:

1) Ранг  $Y_i$  увеличивается на единицу ( $d_i = d_{i-1} + 1$ ).

Очевидно, что в рассматриваемом случае приращение отсчета не может быть меньше  $P - b_{i-1}$ , а также не превосходит величины  $\alpha P$  (см. рис. 2.1), т.е.

$$P - b_{i-1} \leq P + b_{i-1} - b_i \leq \alpha P,$$

или

$$P - \alpha P \leq b_{i-1} - b_i \leq b_{i-1}. \quad (2.6)$$

Подставляя  $Y_{i-1}$  в уравнение (2.4) и далее в (2.1), получим выражение для искомого отсчета

$$Y_i = E \left[ d_{i-1} + \frac{b_{i-1} - b_i}{P} + \alpha \right] P + b_i. \quad (2.7)$$

Из соотношений (2.6) и (2.7) вытекает оценка для текущего отсчета

$$E \left[ d_{i-1} + \frac{P - \alpha P}{P} + \alpha \right] P + b_i \leq Y_i \leq E \left[ d_{i-1} + \frac{b_{i-1}}{P} + \alpha \right] P + b_i,$$

откуда, учитывая, что  $b_{i-1} < P$ , имеем

$$E [d_{i-1} + 1] P + b_i \leq Y_i \leq E [d_{i-1} + 1 + \alpha] P + b_i. \quad (2.8)$$

Верхняя граница в (2.8) совпадает с нижней, поскольку

$$\alpha < 1 \text{ и } E [d_{i-1} + \alpha + 1] = E [d_{i-1} + 1].$$

Поэтому

$$Y_i = E [d_{i-1} + 1] P + b_i$$

и справедливость формулы (2.4) доказана для случая 1).

2) Ранг  $Y_i$  по отношению к  $Y_{i-1}$  сохраняется ( $d_i = d_{i-1}$ ).

Используя уравнение (2.7) и неравенство

$$-\alpha P \leq b_{i-1} - b_i \leq \alpha P,$$

вытекающее из рис. 2.1, оценим, как и в первом случае п.1), значение  $Y_i$

$$E\left[d_{i-1} - \frac{\alpha P}{\rho} + \alpha\right] \rho + b_i \leq y_i \leq E\left[d_{i-1} + \frac{\alpha P}{\rho} + \alpha\right] \rho + b_i,$$

нужно

$$E[d_{i-1}] \rho + b_i \leq y_i \leq E[d_{i-1} + 2\alpha] \rho + b_i. \quad (2.9)$$

Границы в (2.9) совпадают, если

$$2\alpha = \frac{2(b_{i-1} - b_i)}{\rho} < 1 \quad \text{или} \quad \frac{b_{i-1} - b_i}{\rho} < 0,5 \quad (2.10)$$

формула (2.4) доказана в случае 2).

3) Ранг  $y_i$  уменьшается на единицу ( $d_i = d_{i-1} - 1$ ).

Приращение отсчета в рассматриваемом случае не меньше величины  $b_{i-1}$  и не превосходит  $\alpha P$  (см. рис. 2.1), тогда

Оценивая, как и ранее, значение  $y_i$

$$E\left[d_{i-1} + \frac{b_{i-1} - P}{\rho} + \alpha\right] \rho + b_i \leq y_i \leq E\left[d_{i-1} + \frac{\alpha P - P}{\rho}\right]$$

усиливая оценку снизу  $b_{i-1} \geq -\alpha P$ , получим

$$E[d_{i-1} - 1] \rho + b_i \leq y_i \leq E[d_{i-1} - 1 + \alpha] \rho + b_i. \quad (2.11)$$

Подчинив ошибку вычисления ранга  $\alpha$  условию (2.10), добившимся совпадения границ в (2.11). Тем самым доказательство формулы (2.4) завершено.

Из приведенного доказательства, видно, что условие существования алгоритма вычисления ранга ординат по формуле (2.4) выполняется, если для двух последовательных отсчетов справедливо неравенство

$$-0,5 < \frac{b_{i-1} - b_i}{\rho} < 0,5. \quad (2.12)$$

Последнее также ограничивает допустимую величину первой разности между отсчетами на интервале дискретизации

$$|y_i - y_{i-1}| < 0,5\rho, \quad (2.13)$$

хорошо иллюстрируется вторым случаем, когда вычеты принадлежат одному рангу.

Таким образом, уравнение (2.7) удовлетворяет требованию однозначного декодирования во всех рассмотренных случаях, если  $\delta_i = 0,5$ . При этом в соответствии с (2.4) ошибка вычисления ранга  $\hat{r}_i$  будет всегда положительной.

Учитывая знак ошибки в (2.4) и (2.7), получим искомую формулу восстановления измерительной информации, кодируемой методом вычетов [86]

$$y_i = \hat{E} \left[ \frac{y_{i-1} - b_i}{\rho} + 0,5 \right] \rho + b_i, \quad (2.14)$$

$\hat{E} [\cdot]$  — целочисленная функция с округлением к меньшему.

В рассматриваемом методе удовлетворение условия (2.13) может обеспечиваться путем необходимого увеличения частоты дискретизации исследуемых процессов или величины модуля  $\rho$ .

Для иллюстрации процедуры восстановления отсчетов по алгоритму (2.14) рассмотрим пример кодирования реализации случайного процесса, представленной на рис.2.2.

Кодирование ведется по модулю  $\rho = 5$ , так как наибольшее приращение отсчетов  $|y_i - y_{i-1}|_{max} \leq 2$ .

Допустим  $i = 8$ , тогда  $y_{i-1} = 7$ ;  $b_i = 2$ ;  $b_{i+1} = 4$ ;  $b_{i+2} = 0$ ;  $b_{i+3} = 1$ . Согласно (2.14) имеем

$$y_i = \hat{E} \left[ \frac{7-2}{5} + 0,5 \right] 5 + 2 = \hat{E} [1,5] 5 + 2 = 7;$$

$$y_{i+1} = \hat{E} \left[ \frac{7-4}{5} + 0,5 \right] 5 + 4 = \hat{E} [1,1] 5 + 4 = 9;$$

$$y_{i+2} = \hat{E} \left[ \frac{9-0}{5} + 0,5 \right] 5 + 0 = \hat{E} [2,3] 5 + 0 = 10;$$

$$y_{i+3} = \hat{E} \left[ \frac{10-1}{5} + 0,5 \right] 5 + 1 = \hat{E} [2,3] 5 + 1 = 11.$$

Как показано в [86], однозначность кодирования методом вычетов сохраняется и в случае нормализованного по модулю  $\rho$  — пред-

для отсчетов  $y_i$  и вычетов  $b_i$

$$[y_i]_0 = \frac{y_i}{p}; \quad [b_i] = \frac{b_i}{p},$$

что позволяет привести все операции в уравнении (2.14) к модулю  $p$

$$[y_i]_0 = \hat{E} [ [y_{i-1}]_0 - [b_i]_0 + 0,5 ] + [b_i]_0. \quad (2.15)$$

Если выбрать  $p = 2^k$  ( $k = 2, 3, \dots$ ), то нормирование по  $p$  совпадает с операцией нормализации и представления чисел в ЭВМ с фиксированной запятой, что существенно упрощает реализацию алгоритма декодирования сообщений, представленных последовательностью вычетов, программным путем на ЭВМ.

Таким образом, доказаны условия и на конкретном примере подтверждена возможность однозначного кодирования последовательности  $n$  вычетов по некоторому вперед заданному модулю.

### 2.2. Выбор оптимальных параметров кодирования методом вычетов

Вспомогательное условие оптимальности кодирования методом вычетов в одноканальной системе, которое следует из требования удовлетворения неравенства (2.13) выбором минимально избыточного модуля  $p$ , выбираемого в виде четного или нечетного числа

$$|y_i - y_{i-1}|_{max} = \begin{cases} 0,5(p-1), & p \equiv 1 \pmod{2}; \\ 0,5(p-2), & p \equiv 0 \pmod{2}. \end{cases} \quad (2.15)$$

Максимальный коэффициент сжатия сообщений, получаемый при этом, определяется выражением [100]

$$k_{сж} = \frac{\hat{E} [\log_2 A]}{\hat{E} [\log_2 (p-1)]}, \quad (2.16)$$

где  $P$  - нечетное число.

Графики зависимостей коэффициента сжатия сообщений методом вычетов представлены на рис.2.3, из которого видно, что в практически используемом диапазоне квантования отсчетов ( $A = 64-1024$ ), соответствующем точности измерений  $(2-0,1) \%$ , величина указанного коэффициента изменяется в пределах от 1,2 до 5,5. Ступенчатый характер рассматриваемых зависимостей обусловлен дискретностью отношения целочисленных функций  $\hat{E}[\cdot]$ .

Эффективность применения метода вычетов для сокращения избыточности измерительной информации зависит от статистических свойств кодируемых сигналов. Учет плотности распределения входного сигнала при выборе модуля кодирования позволяет оптимизировать параметры метода вычетов по максимуму коэффициента сжатия или минимуму количества регистрируемой или передаваемой информации.

Рассматривая возможность применения метода вычетов для сокращения избыточности сообщений в низовых сетях АСУТ бурения, следует учитывать, что контролируемые параметры процессов бурения в достаточной для практики точностью описываются нормальным законом распределения [54-58]. Поэтому решение поставленной задачи рассмотрим на примере кодирования входного сигнала с нормальной плотностью распределения.

Пусть входной сигнал представляет собой случайный стационарный эргодический процесс, описываемый автокорреляционной функцией вида (1.13). Пренебрегая величиной ошибки, возникающей при квантовании входного сигнала по уровню, определим плотность распределения приращений отсчетов  $\psi_i$ , используя оценку дисперсии первой разности дискретизованного по времени случайного процесса [101]

$$D_{\Delta y} = 2[R_{yy}(0) - R_{yy}(\Delta t)]; \quad 0 < \Delta t < T_{кор}, \quad (2.17)$$

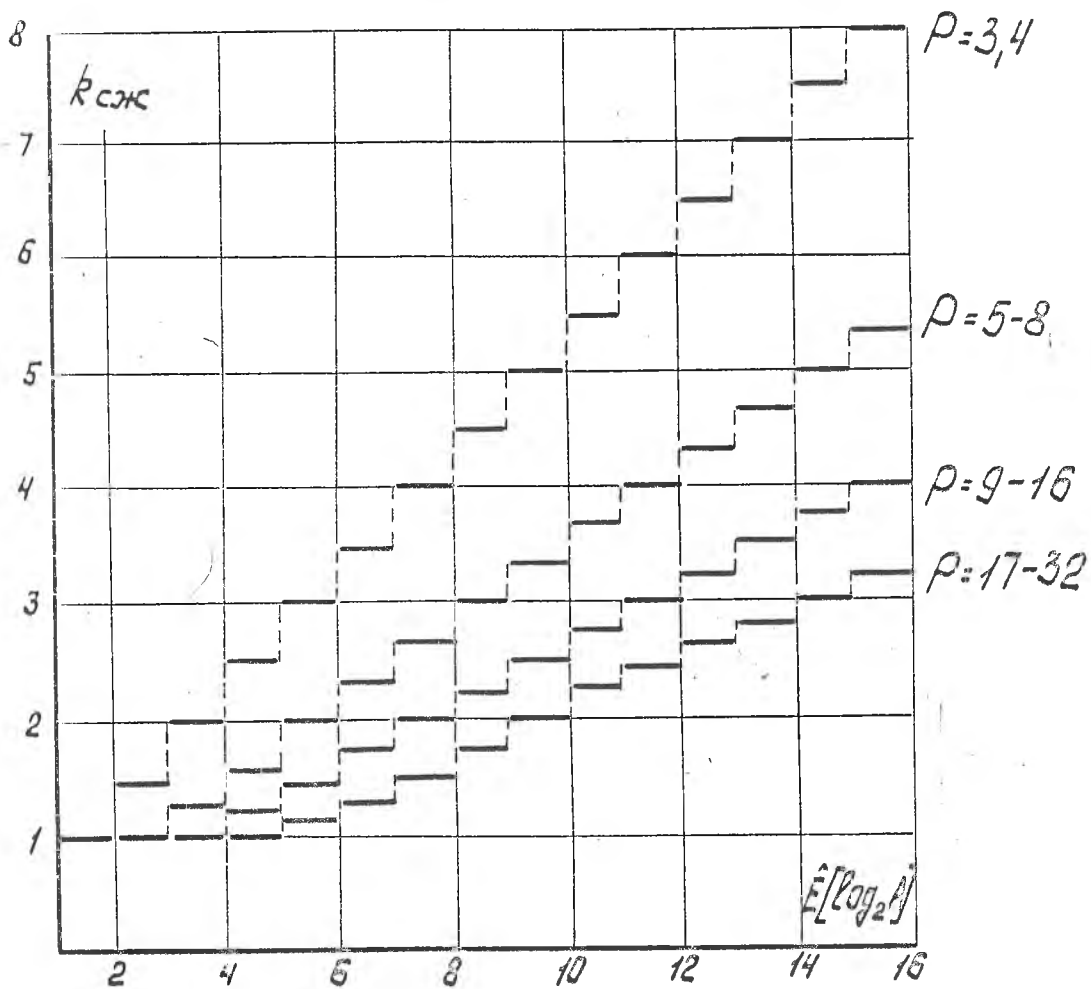


Рис.2.3. Изменение коэффициента сжатия сообщений в зависимости от параметров кодирования методом вычетов.

$\tau_{cor}$  - интервал корреляции.

Последовательность приращений  $\Delta Y_i$ , как и исходный процесс, подчиняется нормальному закону распределения, а среднеквадратическое отклонение приращений определяется величиной (2.17).

Вычислим интеграл вероятностей для приращений

$$P(\Delta y) = \frac{2}{\sqrt{\pi}} \int_0^{\Delta y} \exp \left\{ - \left( \frac{\Delta y_i}{\sigma_{\Delta y}} \right)^2 \right\} d \left( \frac{\Delta y_i}{\sigma_{\Delta y}} \right),$$

как доверительный интервал

$$P(|\Delta y_i| \leq K \sigma_{\Delta y}) = 1 - \varepsilon, \quad (2.18)$$

$K$  - критичность превышения  $\Delta y_i$  над  $\sigma_{\Delta y}$ ;  $\varepsilon$  - априорно заданная величина ( $\varepsilon < 1$ ).

Решив совместно выражения (1.13.6), (2.13), (2.17) и (2.18), получим оценку для выбора модуля кодирования методом вычетов при заданной нормальной плотности распределения [100]

$$P_{min} \geq 2K\sigma_y \sqrt{2(1 - \exp[-K^2 \Delta t^2])} - 1,$$

$P_{min}$  - минимальный модуль при заданном  $\varepsilon$ ;  $K$  - величина

критичности  $\Delta y_i$ , вычисленная по интегралу вероятностей [52]

$$K = 1, \quad \varepsilon = 0,3174; \quad K = 2, \quad \varepsilon = 0,0456;$$

$$K = 3, \quad \varepsilon = 0,0028; \quad K = 4, \quad \varepsilon = 0,0001.$$

В практических расчетах принимают  $K=3$ , тогда

$$P_{min} \geq 6\sigma_y \sqrt{2(1 - \exp[-K^2 \Delta t^2])} - 1. \quad (2.19)$$

Так как в выражении (2.16) для коэффициента сжатия сообщений при кодировании находится под знаком целочисленной функции,

приведем следующее условие

$$\lceil \log_2 (P_{min} - 1) \rceil = n \quad \text{или} \quad P_{min} \leq P \leq 2^n,$$

- необходимое количество двоичных разрядов для представления минимального вычета по модулю  $P$ .

Согласно последнему условию величина модуля  $\rho$ , определяемая соотношением (2.19), может изменяться в некоторых пределах, зависящих от величины коэффициента сжатия сообщений.

На рис. 2.4, а) представлены зависимости, устанавливающие связь между интервалом дискретизации кодируемого сигнала и его спектральными свойствами, определяемые выражениями [100]

$$2\sigma \frac{\pi}{\sqrt{\alpha \ln \beta}}; \quad \frac{1}{\beta} = \exp \left\{ -\frac{\pi^2}{64 \alpha \Delta t^2} \right\}, \quad (2.20)$$

где  $\sigma = S(\omega_1)/S(\omega_0)$ ;  $\alpha = 4$  - числовой коэффициент, учитывающий ограниченность интервала наблюдения кодируемых функций, а также влияние помех.

Из рис. 2.4, б) можно определить величину модуля кодирования согласно выражению (2.20), а из рис. 2.5 - количество передаваемой информации  $I = \Delta t^{-1} \log(\rho - 1)$  при различных дисперсиях входного сигнала.

В работе [100] приводится конкретный пример, который иллюстрирует простую возможность определения графическим путем значений  $\rho_{min}$ ,  $k_{сж}$  и объема выходных сообщений в нормированных двоичных единицах (бит/с).

Следовательно, полученные оценки и графические зависимости позволяют оптимизировать выбор параметров кодирования методом вычетов в одноканальных системах вычислительным или графическим путем и минимизировать объем регистрируемой или передаваемой информации с заданной вероятностью ее искажения.

Если способ восстановления контролируемых случайных функций не ограничивается ступенчатой и линейной интерполяцией, величина  $\Delta t$  в каждом канале может измениться в пределах  $0 < \Delta t_j < T_{aj}$  ( $T_{aj}$  - интервал корреляции,  $j = 1, 2, \dots$  - номер канала). В данном случае условие оптимальности кодирования сообщений вычислительным путем в  $j$ -м канале имеет вид



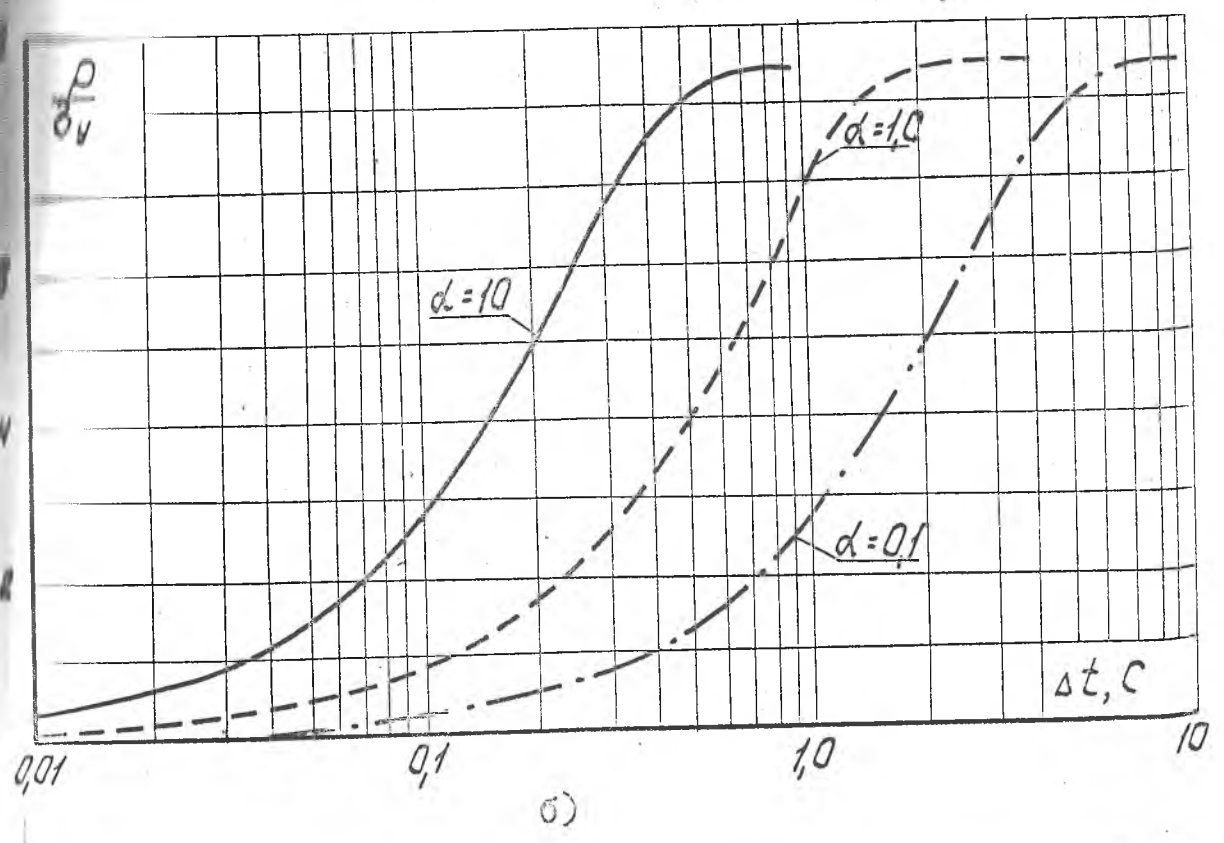
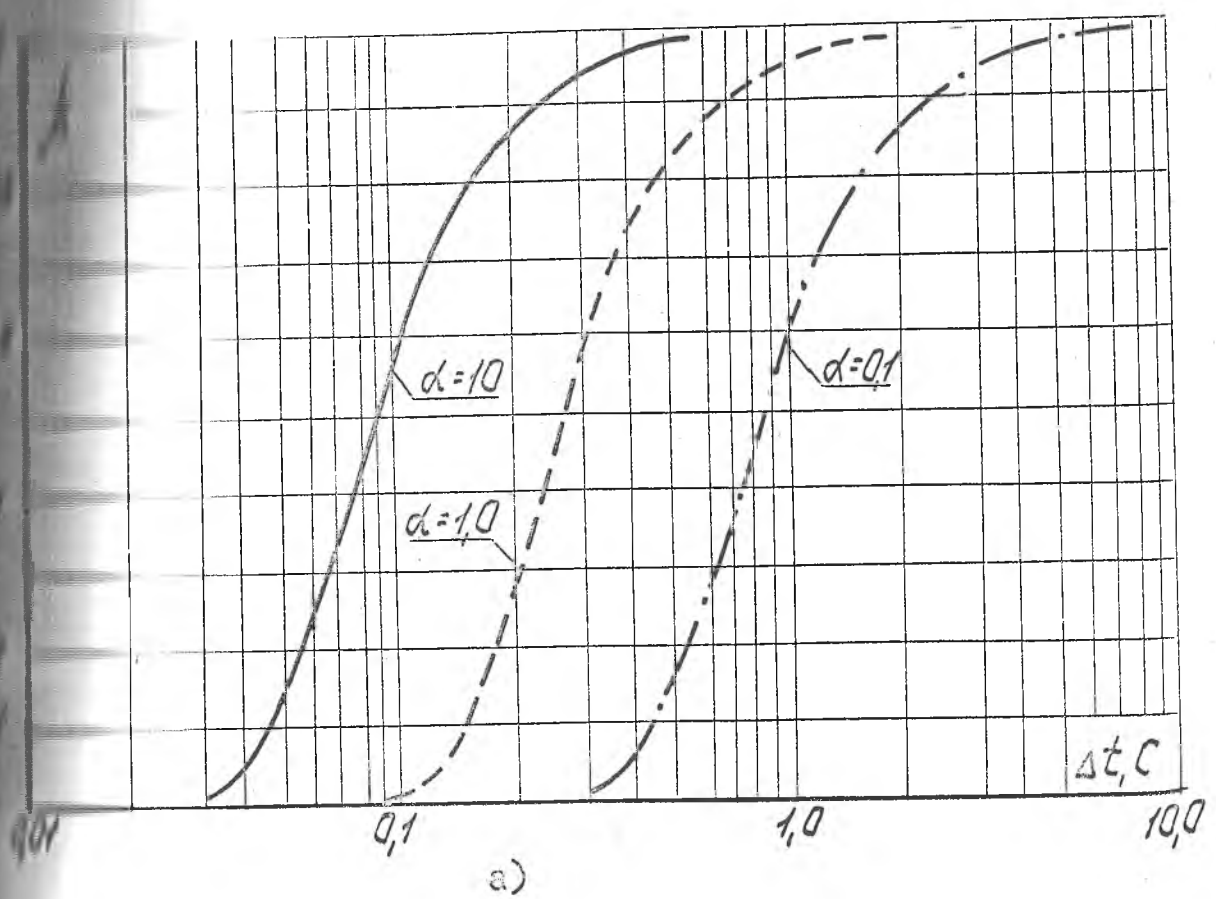


Рис.2.4. Зависимости, устанавливающие связь между спектральными свойствами входного процесса и параметрами кодирования методом вычетов.

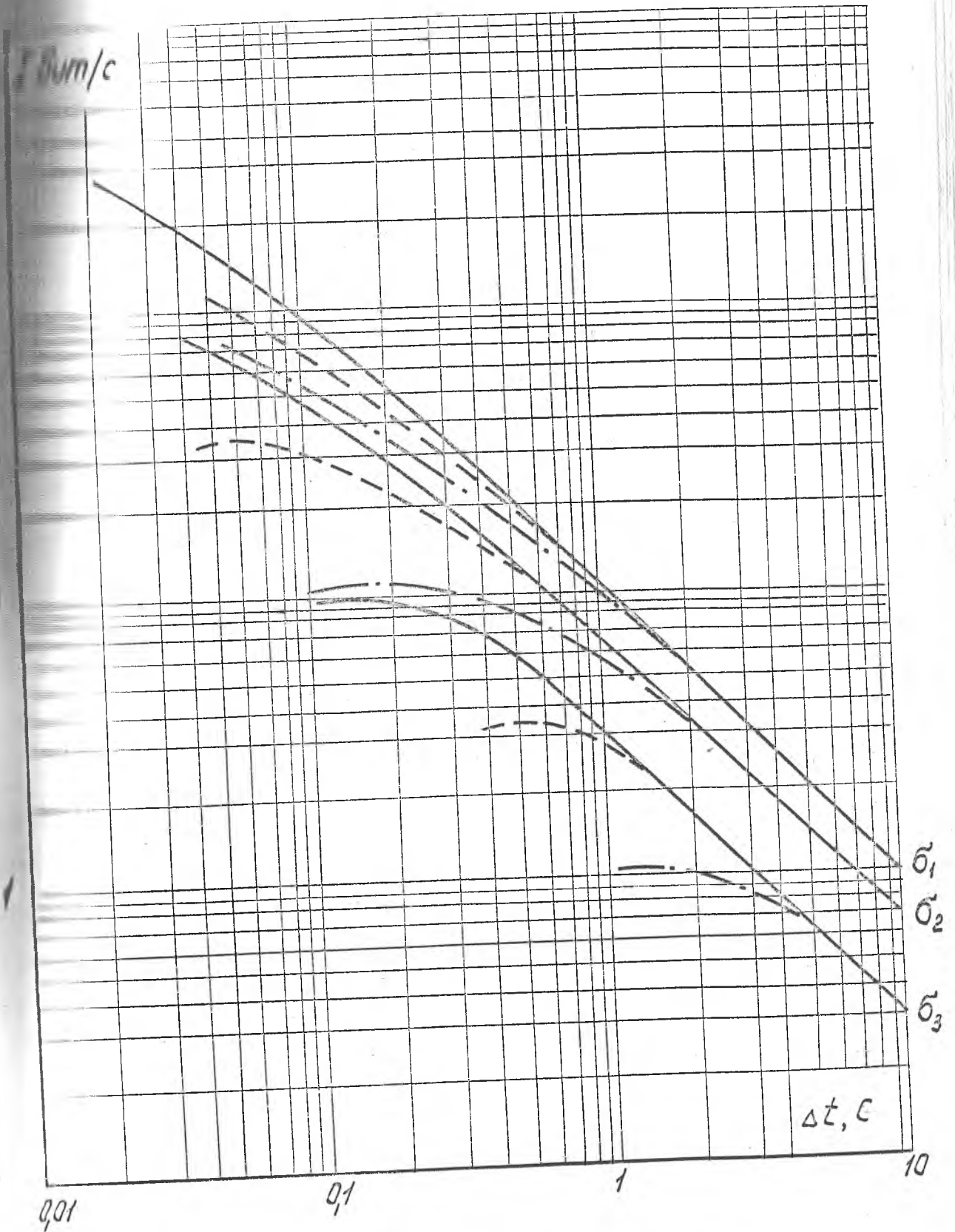


Рис.2.5. Объемы передаваемых сообщений при кодировании вычестами входных сигналов с различными дисперсиями  $\sigma_1=100$ ;  $\sigma_2=10$ ;  $\sigma_3=1.0$ .

$$R_{P_j} = \min \frac{T}{k_j \tau_{oj}} \hat{E} [\log_2 (P_{min} - 1)],$$

где  $R_{P_j}$  - скорость создания сообщений на выходе кодера;  $k_j$  - коэффициент избыточности дискретизации, определяющий степень использования интервала корреляции в процедуре восстановления процесса по дискретным отсчетам ( $0 < k_j < 1$ );  $T$  - интервал времени анализа эргодического процесса.

В работе [100] показана связь между величиной  $P_{min}$  и вторым статистическим моментом стационарного случайного процесса, поэтому

$$R_{P_j} = \min \frac{T}{k_j \tau_{oj}} \hat{E} [\log_2 K \vartheta_{y_j} \sqrt{2(1 - \rho_{y_j}^*)} - 1], \quad (2.21)$$

где  $K$  - коэффициент определяющий доверительный интервал;  $\rho_{y_j}^*$  - заданная в аналитическом виде оценка нормированной автокорреляционной функции процесса по  $j$ -му каналу.

Кодирование источника информации заданного в  $K$ -мерном пространстве параметров, требует определения набора  $P_j$ , который бы учитывал различие в динамике контролируемых процессов. Условие оптимальности (при стационарности последних) в соответствии с (2.21) выражается уравнением

$$R_{\{P_j\}} = \min \sum_{j=1}^K \frac{T}{k_j \tau_{oj}} \hat{E} [\log_2 K \vartheta_{y_j} \sqrt{2(1 - \rho_{y_j}^*)} - 1]. \quad (2.22)$$

При нестационарности кодируемых процессов условие выбора должно включать структурную функцию Колмогорова, которая определяется выражением [59]

$$C(\tau, t_i) = [y(t_i) - y(t_{i-1})]^2.$$

Для дискретизованных и квантованных процессов данная функция имеет вид

$$C_{y_j}(\nu) = \frac{1}{N-\nu} \sum_{i=1}^{N-\nu} (y_{ij} - y_{i+\nu j})^2. \quad (2.23)$$

Как показано в [58], структурная функция хорошо отражает свойства нестационарных процессов и особенно удобна для изучения приращений.

Выражение структурной функции  $S_{y_j}(\nu)$  через параметры нестационарного случайного процесса приведено в [59]

$$S_{y_j}(\nu) = \sigma_{y_{i,j}}^2 + \sigma_{y_{i+\nu,j}}^2 + m_{y_{i,j}}^2 + m_{y_{i+\nu,j}}^2 - 2R_{y_{i,j}} - 2m_{y_{i,j}} \cdot m_{y_{i+\nu,j}},$$

которое в случае стационарности приводится к виду

$$S_{y_j}(\nu) = 2\sigma_{y_j}^2 [1 - \rho_{y_j}^*]$$

и совпадает с уравнением для дисперсии приращений (2.17).

Таким образом, подставляя (2.23) в (2.21) и (2.22), получим следующие выражения, устанавливающие связь между оптимальными параметрами кодирования методом вычетов и статистическими свойствами кодируемых процессов в одноканальных и многоканальных системах

$$R_{p_j} = \min \frac{T}{k \tau_{qj}} \hat{E} [\log_2 K \sqrt{S_{y_j}(\nu)}]; \quad (2.24)$$

$$R_{\{p_j\}} = \min \sum_{j=1}^K \frac{T}{k \tau_{qj}} \hat{E} [\log_2 K \sqrt{S_{y_j}(\nu)}]. \quad (2.25)$$

Следует заметить, что выбор минимальных значений  $R_{p_j}$  по каждому каналу и достижение общего минимума  $R_{\{p_j\}}$  приводит к неравномерному потоку на выходе многоканального кодера вычетов, что требует их задержки в буферной памяти для получения равномерного выходного потока.

На рис. 2.6 показан пример выбора параметров  $\{p_j\}$  в трехканальной системе. В качестве графиков  $S_{y_j}(\nu)$  приведены функции, близкие по параметрам к получаемым экспериментально на буровой для расхода инструмента ( $S_{y_1}$ ), расхода промысловой жидкости ( $S_{y_2}$ ) и проводки ( $S_{y_3}$ ). Из рис. 2.6 видно, что практически могут иметь место четыре случая выбора параметров кодирования методом вычетов в за-

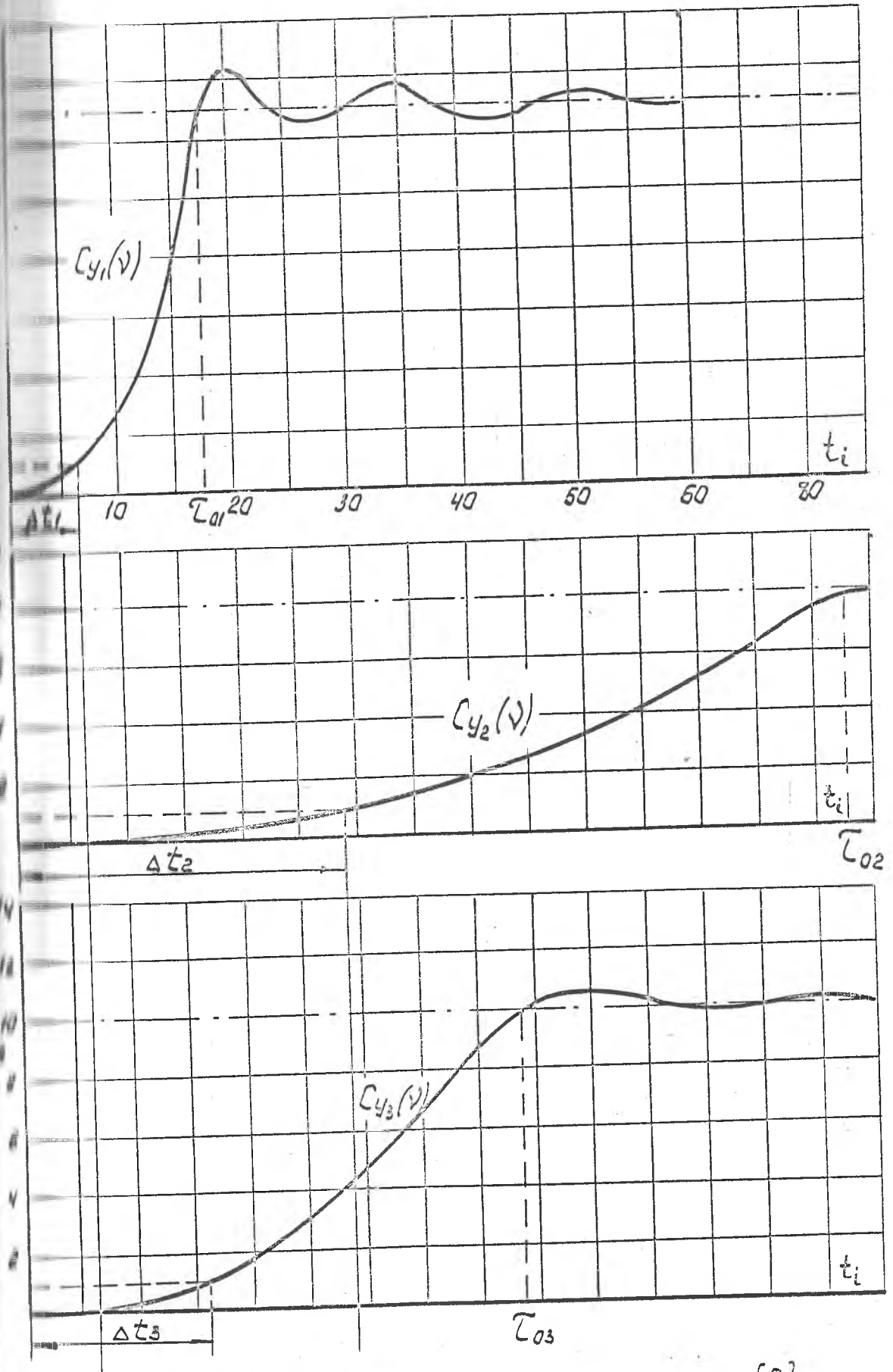


Рис.2.6. Примеры выбора модулей кодирования  $\{P_j\}$  метода вычетов по структурным функциям входных процессоров.

от условий выбора информации от источника:

- а) значения  $P_j$  оптимизируются по каждому каналу с учетом нелинейных свойств кодируемых процессов;
- б) величина  $P_j$  фиксирована для каждого канала и определяется экспериментальными характеристиками кодируемого процесса;
- в) набор  $\{P_j\}$  оптимизируется для заданного  $\Delta t$  по минимуму средней скорости создания сообщений;
- г) набор  $\{P_j\}$  определяется по  $\Delta t_j$  наиболее динамичного параметра.

Анализ перечисленных условий выбора  $\{P_j\}$  показывает, что принцип одновременности измерений без применения методов адаптации может быть реализован только в двух последних случаях. Естественно, что избыточность кодирования источника информации в указанных случаях возрастает по отношению к первым двум.

Найденные условия выбора оптимальных параметров кодирования методом вычетов в одноканальных и многоканальных системах показывают, что для расчета оптимальных значений модулей кодирования  $P_j$  наборов  $\{P_j\}$  для стационарных процессов можно использовать вторых моментов  $S_{yy}^*$ , а для нестационарных процессов — структурных функций  $S_y(\nu)$ . Сравнение эффективности кодирования методом вычетов с другими методами сокращения избыточности многоканальных системах, как это видно из рис. I.5, позволяет сделать вывод о том, что исследуемый метод может в полной мере конкурировать с методами однопараметрической адаптации при аппроксимации процессов полиномами нулевого (ПНП) и первого (ПНП) порядка. Кроме того, кодирование характеризуется отсутствием специальной буферной памяти для выравнивания скорости выходных сообщений, не создает случайной временной задержки сигналов, а также обеспечивает одновременность преобразования отсчетов по всем каналам, что свидетельствует о наличии ряда важных положительных

таких кодеров.

### 2.3. Преобразование спектров сигналов, кодируемых методом вычетов

Высокая эффективность алгоритмов сжатия данных, позволяющих вести обработку информации без декодирования, а также их перспективность [2], требует более детального изучения метода вычетов, например, с целью получения статистических оценок кодируемых процессов непосредственно по последовательности неотрицательных вычетов.

Исследование преобразования спектров сигналов, кодируемых методом вычетов [102], позволяет установить необходимые условия, обеспечивающие возможность обработки информации в сжатом виде.

На рис. 2.7, а - 2.7, г приведены основные случаи качественного изменения свойств последовательности вычетов при различных соотношениях статистических параметров дискретизированного сигнала и величины модуля кодирования.

Из рис. 2.7, а, в видно, что входной процесс не подвергается искажениям и его спектр полностью сохраняется если в процессе кодирования методом вычетов удовлетворяется система неравенств

$$\left. \begin{aligned} y_{i \min} &\geq d\rho \\ y_{i \max} &< (d + \rho)\rho \end{aligned} \right\}, \quad (2.26)$$

где  $d$  - ранг отсчета;  $y_{i \min}, y_{i \max}$  - предельные значения амплитуд кодируемого сигнала.

При этом спектр входного процесса может быть найден без дешифрации данных, предоставленных вычетами, с помощью преобразования Фурье [103]

$$S_{yy}(\mu\Delta\omega) = \frac{\Delta t}{\pi} \left[ \frac{R_{\xi\xi}(0)}{2} + \sum_{\nu=1}^2 R_{\xi\xi}(\nu\Delta t) \cos(\mu\Delta\omega\nu\Delta t) \right], \quad (2.27)$$

где  $S_{yy}(\mu\Delta\omega)$  - спектральная плотность входного сигнала

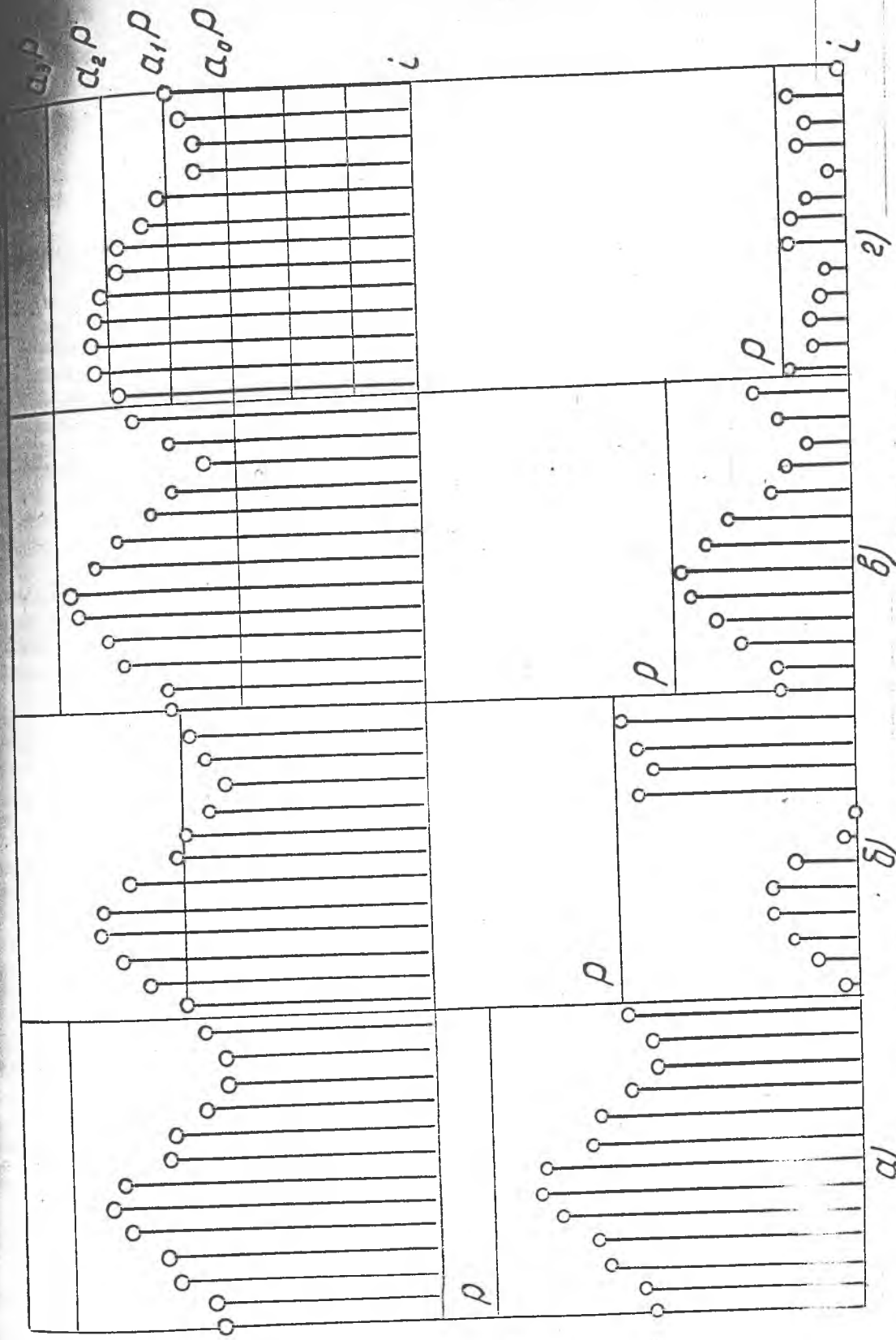


Рис.2.7. Основные случаи качественного изменения условий кодирования методом шифтов.

45

$β_i$



$R_{\delta\delta}(\nu \Delta t)$  - автокорреляционная функция вычетов, вычисляемая по формуле

$$R_{\delta\delta}(\nu \Delta t) = \frac{1}{N-\nu} \sum_{i=1}^{N-\nu} b_i b_{i+\nu};$$

Здесь:  $\Delta t$  - шаг дискретизации по времени;  $\Delta \omega$  - шаг дискретизации по частоте ( $\Delta \omega = \frac{\pi}{\Delta t(2r+1)}$ );  $\nu \in q\pi$ ;  $b_i$  - центрированные значения вычетов.

Пусть входной сигнал представляет собой стационарный гауссовский процесс с плотностью распределения, описываемой выражением

$$W(y) = \frac{1}{\sigma_y \sqrt{2\pi}} \exp \left\{ -\frac{(y - m_y)^2}{2\sigma_y^2} \right\}, \quad (2.28)$$

тогда условие сохранения его спектра согласно (2.26) с вероятностью 0,997 задается ограничениями

$$\left. \begin{aligned} m_y - 3\sigma_y &\geq a\rho \\ m_y + 3\sigma_y &< (a+1)\rho \end{aligned} \right\}. \quad (2.29)$$

Учитывая, что ранг  $Q$  всегда принимает целочисленные значения, систему неравенств (2.29) представим в виде уравнения

$$\left[ \frac{m_y - 3\sigma_y}{\rho} \right] = \left[ \frac{m_y + 3\sigma_y}{\rho} \right]. \quad (2.30)$$

Результаты решения уравнения (2.30), полученные численным методом с помощью ЭВМ для входного сигнала с параметрами  $A = 127$ ,  $\sigma_y = 3$ , приведены на рис.2.8.

Графоаналитический анализ полученных решений (см.рис.2.8) позволяет установить следующие зависимости:

I. Предельные соотношения для зон сохранения спектра входного сигнала

$$\left. \begin{aligned} \rho_{min} &= 6\sigma_y + 1; (m_y)_{min} = 3\sigma_y + a(6\sigma_y + 1); \\ a \in 0, a_{max}; a_{max} &= \left[ \frac{A - 6\sigma_y}{6\sigma_y + 1} \right], \end{aligned} \right\} \quad (2.31)$$

где  $a_{max}$  - наибольшее целое значение ранга, соответствующее

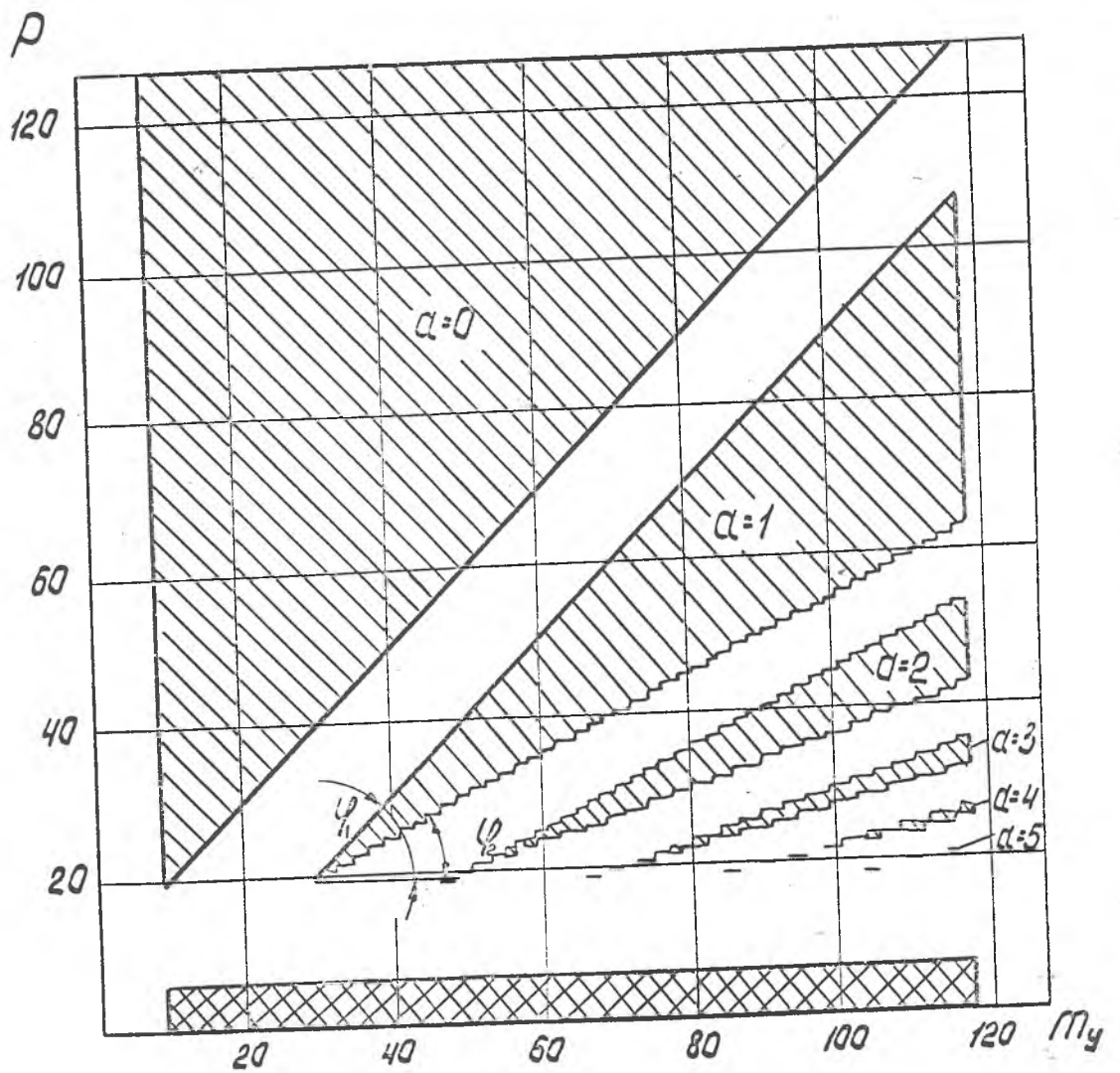


Рис.2.8. Численное решение уравнения для зон сохранения и изменения спектров сигналов, кодируемых методом вычетов.

зоны.

2. Выражения для углов наклона верхней и нижней границ указанных зон

$$\operatorname{tg} \varphi_1 = \frac{1}{d}; \quad \operatorname{tg} \varphi_2 = \frac{1}{d+1}; \quad (2.32)$$

Используя полученные оценки (2.31) и (2.32), а также геометрию областей сохранения спектра, выделенных на рис.2.8 диагональной штриховкой, определим общее условие выбора модуля кодирования, при котором спектр входного сигнала не искажается

$$\hat{E} \left[ \frac{m_y - [3\delta_y + d(6\delta_y + 1)]}{d+1} \right] + P_{min} < P \leq \hat{E} \left[ \frac{m_y + [3\delta_y + d(6\delta_y + 1)]}{d} \right] + P_{min} \quad (2.33)$$

При этом коэффициент сохранения спектра  $k_s$  соответствует нормированной по  $A^2$  суммарной площади, определяемой при решении неравенства (2.33)

$$k_s = \frac{1}{A^2} \left\{ \frac{[A - (6\delta_y + 1)]^2}{2} + \sum_{d=1}^{d_{max}} \frac{[A - 6\delta_y(d+1) + d]^2}{2d(d+1)} \right\} \quad (2.34)$$

Выражение (2.34) имеет смысл вероятности сохранения спектра при кодировании информации методом вычетов, которая зависит только от величины дисперсии входного сигнала и выбираемого доверительного интервала.

На рис.2.8 также выделена зона, обозначенная сеточной штриховкой, для которой выполняется условие

$$\frac{P}{\sigma_y} \leq 2.$$

В указанном случае последовательность вычетов, получаемая по выражению (1.9), рассматривается как шум квантования со слабой корреляцией с входным сигналом, возникающий при дискретизации входного сигнала по уровню. Здесь корреляционная функция вычетов может быть описана выражением, приведенным в [101].

Таким образом, приведенный анализ свойств кодирования методом вычетов позволяет выделить три основных случая преобразования

спектров входных сигналов:

- 1) спектр полностью сохраняется;
- 2) входной сигнал преобразуется нелинейно с частичным сохранением спектра;
- 3) последовательность вычетов представляет собой шумоподобный сигнал с равномерным распределением.

Полученные выражения для граничных условий зон сохранения спектров сигналов дают возможность оптимизировать выбор параметров кодирования методом вычетов при решении различных задач передачи и обработки измерительной информации. В частности, кодирование вычетами с сохранением спектра входного сигнала может быть эффективно использовано в информационных системах, при статистической обработке контролируемых параметров без декодирования исходной информации.

Так как алгоритмы получения статистических моментов случайных процессов включают операции центрирования отсчетов ( $\hat{y}_i = y_i - m_y$ ), информация об абсолютных значениях рангов  $d_i$  не является существенной. Поэтому в случае применения метода вычетов для статистических расчетов может быть достигнут наибольший коэффициент сжатия входных сообщений, за счет исключения необходимости регистрации или передачи опорных рангов  $D_0$ , требуемых для однозначного восстановления отсчетов с помощью рекуррентной формулы (2.14).

#### 2.4. Выбор и анализ цифрового кодера вычетов

Основным узлом кодера вычетов является устройство реализующее свертку числа по модулю. В работах [95,96,104] отражено ряд приемов и схемных решений извлечения вычетов, получивших практическое применение:

- 1) алгоритмы и схемы свертки, основанные на свойствах поряд-

- класса вычетов 2 по нечетному модулю;
- 2) схемы свертки по произвольному модулю пирамидального типа;
  - 3) многотактные схемы деления на комбинационных сумматорах;
  - 4) схемы свертки по произвольному модулю на базе счетчиков с управляемым коэффициентом пересчета.

Сравнительный анализ различных структурных схем позволяет оценить эффективность их работы в качестве кодера вычетов.

На рис.2.9 показана структурная схема кодера вычетов  $[104]$ , реализующая принцип свертки по нечетному модулю, которая состоит из счетчика (С), регистра сдвига (G) и комбинационного сумматора (СМ), охватывающего цепью обратной связи. Положительным качеством данной схемы является сравнительно высокое быстродействие и отсутствие ограничений на свойства модуля  $P$ . Основным недостатком заключается в получении вычетов, не всегда являющихся наименьшими, что требует дополнительных операций их нахождения из полученного  $e$  - разрядного кода.

На рис.2.10 показана структура устройства свертки по модулю  $P=2^r-1$ , реализуемая с помощью последовательно соединенных логических схем (ЛС). Примеры построения отдельных каскадов такого кодера приведены в  $[104]$ .

Рассмотренные схемы не всегда применимы в качестве кодеров метода вычетов, так как ограничение на свойства модуля может приводить к избыточности представления измерительной информации, если

$$2^r < |y_i - y_{i-1}|_{max} < 2^{r+1}$$

Максимальное быстродействие извлечения вычетов может быть обеспечено при использовании широко применяемой на практике схемы свертки пирамидального типа с параллельным выключением логических узлов  $[104]$ , показанной на рис.2.11. Однако, наличие большого числа логических схем, как и в выше рассмотренном случае, приводит к

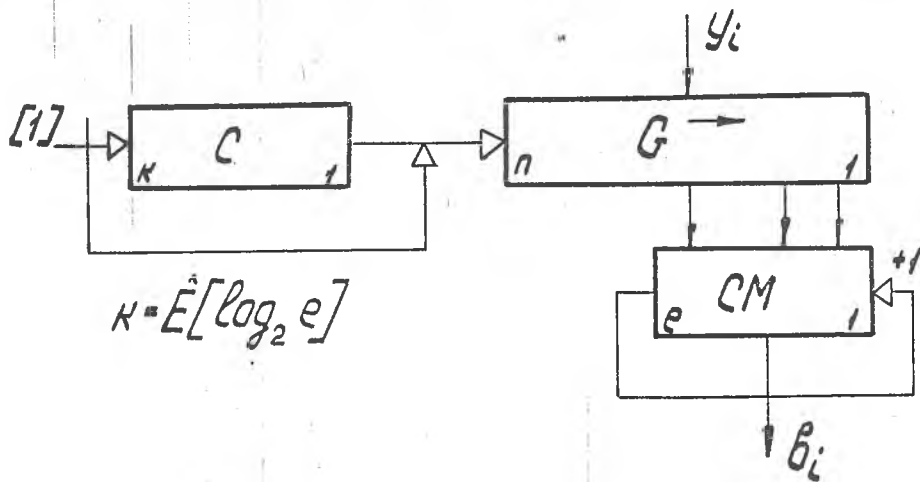


Рис.2.9. Схема свертки по нечетному модулю.

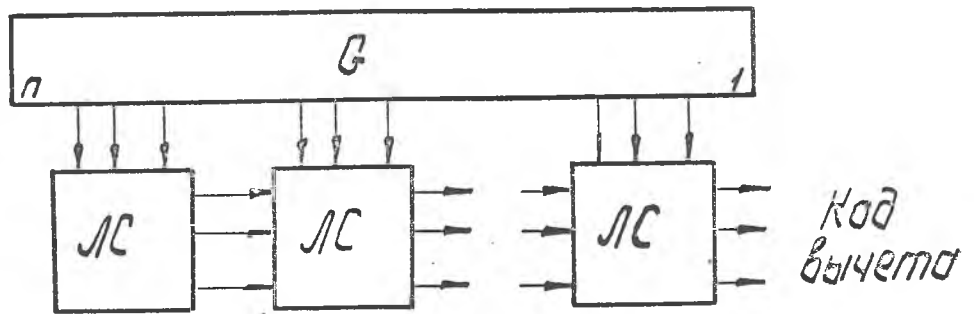


Рис.2.10. Схема свертки по модулю  $p=2^z-1$ .

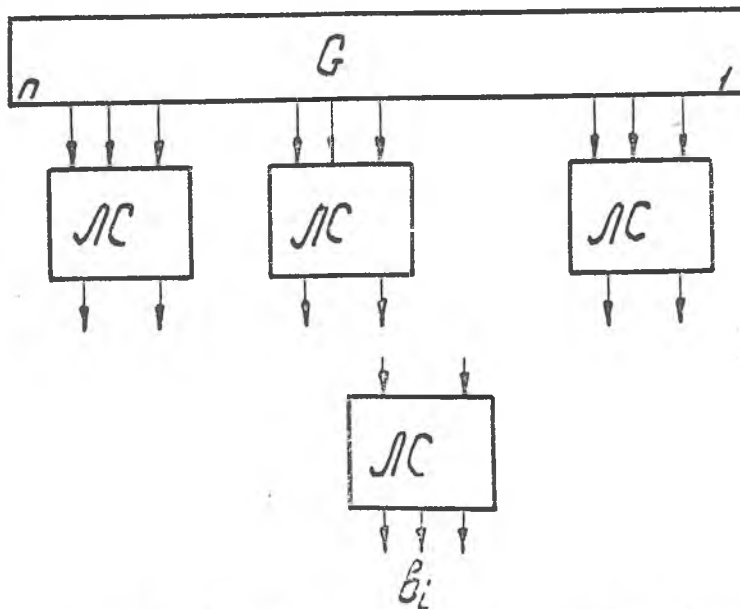


Рис.2.11. Схема свертки пирамидального типа.

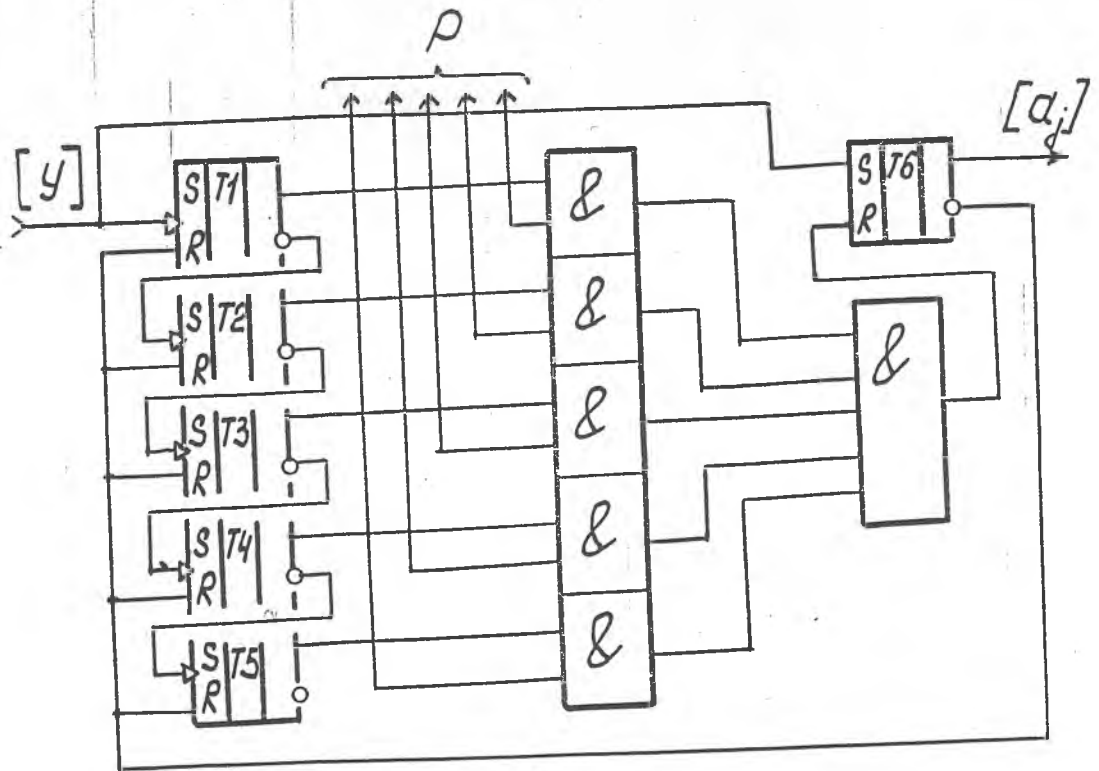
достаточно громоздкому оборудованию, что практически не всегда может быть приемлемо.

Общим недостатком рассмотренных структурных схем, с точки зрения их применения в качестве кодеров вычетов, является потеря числового значения ранга  $\beta_i$  в процессе кодирования. Поэтому отсутствие возможности его получения совместно с вычетом  $\beta_i$  не позволяет использовать описанные схемы для сжатия сообщений методом вычетов.

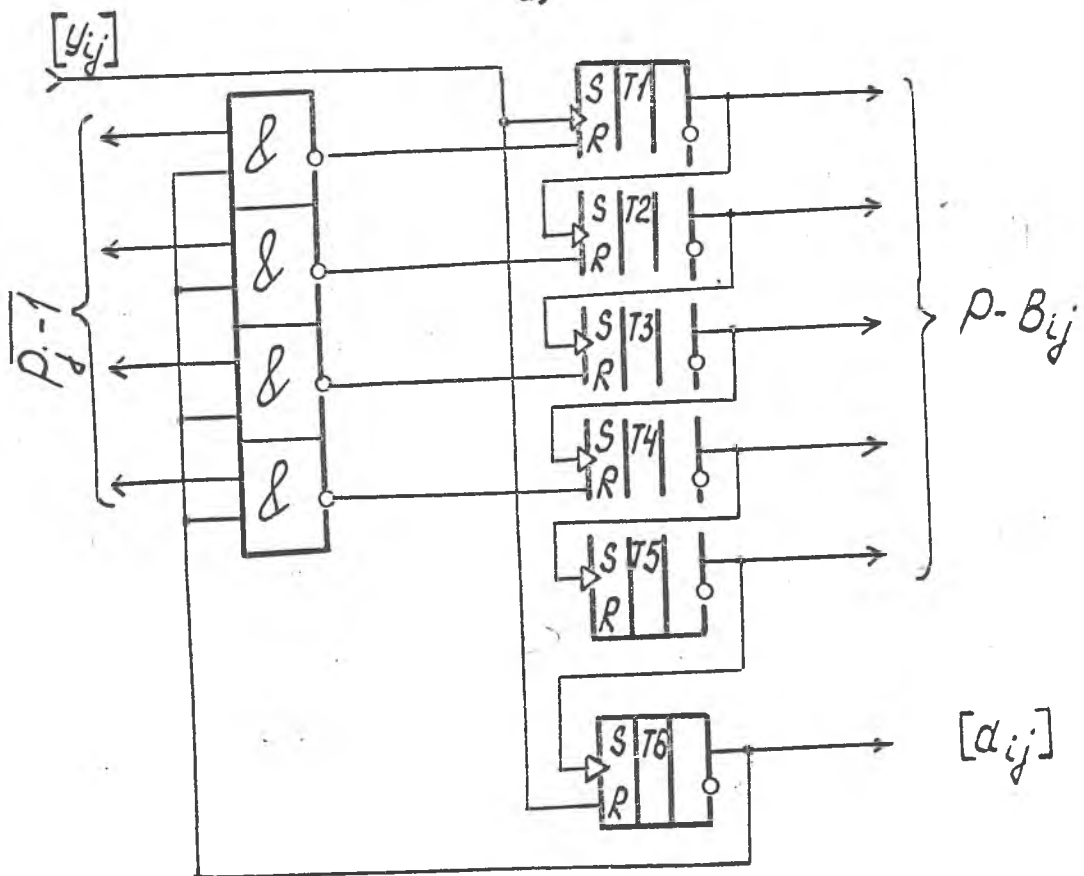
В случае представления числа  $U_i$  в унитарном коде  $[U_i]$  извлечение вычетов удобно осуществить с помощью пересчетных схем, имеющих коэффициент деления равный  $P$ . Среди рассматриваемого класса схем своей универсальностью выделяются счетчики с управляемым коэффициентом пересчета  $[69,80]$ . На рис. 2.12,а представлена принципиальная схема счетчика, обеспечивающая возможность извлечения вычетов по модулю, величина которого может изменяться в пределах от 2 до  $31$ . Значение модуля задается путем соответствующей организации дешифратора состояний триггеров на элементе  $\Lambda 1$ .

Положительным качеством исследуемого устройства свертки является возможность получения кода ранга  $\beta_i$  путем подсчета количества импульсов на выходе  $RS$ -триггера, а к недостаткам следует отнести наличие в цепи обратной связи дешифратора состояния счетчика на многоходовом элементе  $\Lambda 2$ , имеющего большое число связей с выходами триггеров.

Схема с более однородной структурой для вычитающего счетчика по модулю  $P$ , предложенная в  $[121]$ , представлена на рис. 2.12,б. Работа схемы основана на подсчете числа вычитаний входных импульсов в диапазоне от  $P-1$  до 0. Недостатком рассматриваемого устройства свертки является получение в нем прямого кода дополнения к вычету в  $\beta$  по модулю  $P$  ( $P-\beta_i$ ) при поступлении на вход вычитающего счетчика унитарного кода отсчета  $[U_i]$ . Однако, как следует из



a)



б)

Рис.2.12. а) Схема счетчика с управляемым модулем; б) Схема кодера вычетов на основе вычитающего двоичного счетчика по модулю.



казано ниже, отмеченный недостаток не является существенным при согласовании кодера вычетов с кодером СОК.

Для сравнительного анализа быстродействия различных схем шифровки удобно использовать оценку скорости создания сообщений на выходе кодера вычетов, вычисляемую по выражению

$$R_p = \nu \hat{E} [\log_2 (p-1)] / \Delta t,$$

где  $\Delta t$  - интервал дискретизации;  $\nu$  - количество формируемых кодов на интервале дискретизации.

Во всех случаях входная тактовая частота принята равной  $1,0 \cdot 10^6$  Гц,  $\Delta t = 1 \mu$ . Число  $\nu$  определяется как функция суммарного времени выполнения требуемого количества элементарных микроопераций, необходимого для получения одного кода вычета, в зависимости от длины исходного двоичного слова  $U_i$ . Под элементарной микрооперацией понимается операция типа "сдвиг на один разряд", "сложение", "занесение кода" и т.п.

На рис. 2.13 и 2.14 приведены графики функций  $R_p$  для кодеров вычетов, реализуемых по схемам (рис. 2.9, 2.12) откуда видно, что эффективность кодеров построенных на счетчиках по модулю резко уменьшается с увеличением двоичной длины  $U_i$ .

Так как точность измерения технологических параметров в сетях АСУ ТП, как правило, не превышает 0,01 %, что соответствует длине  $n \leq 10$ , а скорость создания сообщений по каждому каналу не превышает 2,5 бит/с, кодеры вычетов на счетчиках по модулю обеспечивают необходимую пропускную способность.

Возможность получения величины  $U_i$  в унитарном коде на выходе преобразователей "частота-код" или "фаза-код", а также АЦП время-импульсного уравнивания, определяет особую перспективу применения схем с управляемым модулем в кодерах вычетов.

Известная реализация схем с управляемым коэффициентом пере-

$R_p [\text{бур./с}] \times 10^6$

$$R_p = \frac{E \cdot \rho \cdot (\rho - 1)}{(t_{cm} + e) 2^n}; t_{cm} = 10$$

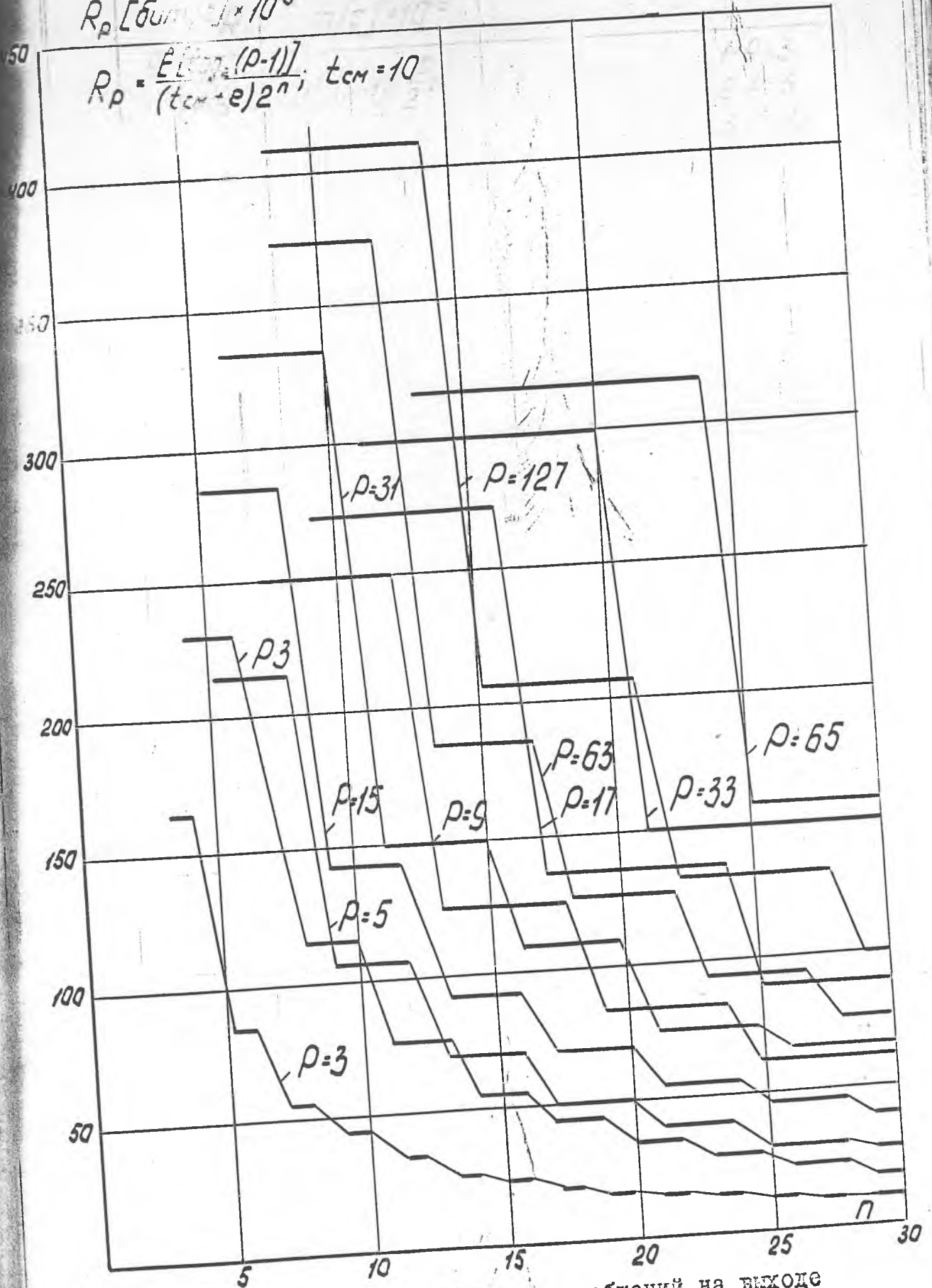


Рис. 2.13. Скорость создания сообщений на выходе кодера вычетов по нечетному модулю.

$$R_p [\text{sum/c}] \times 10^5 \quad - \quad 82 \quad -$$

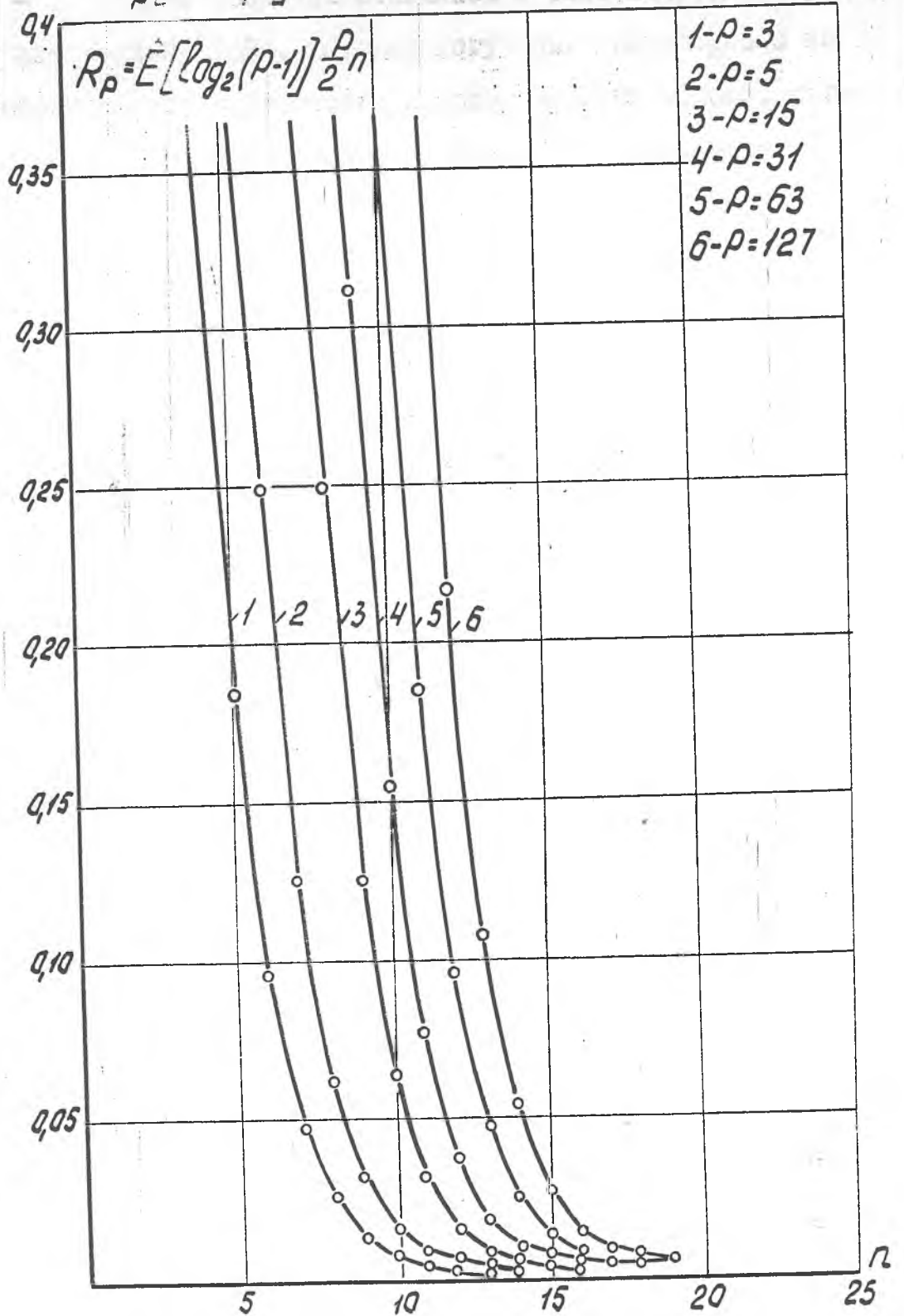


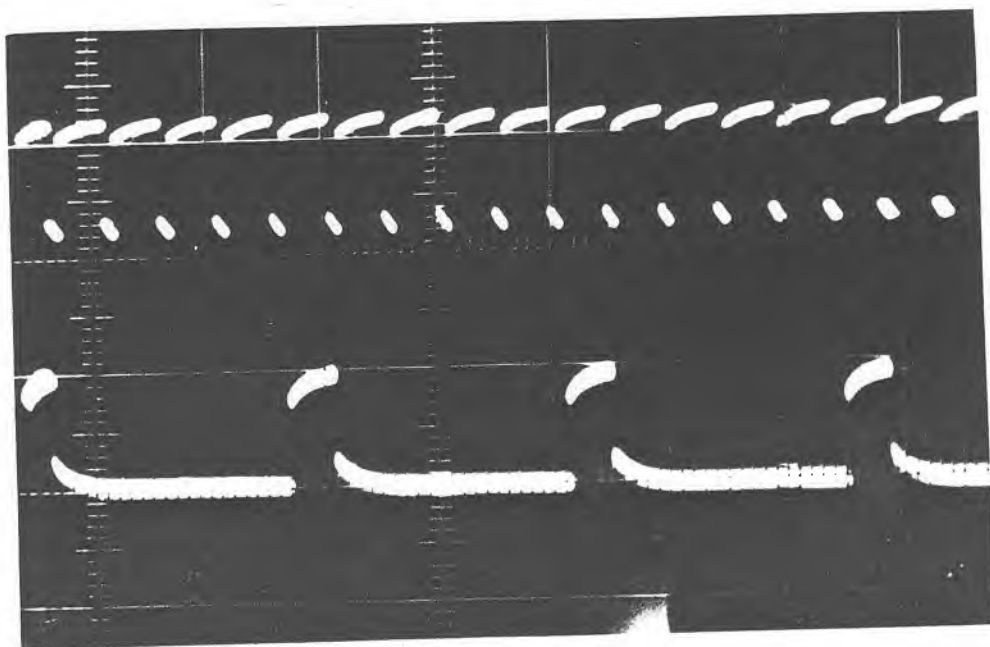
Рис.2.14. Изменение скорости создания сообщений на выходе кодера вычетов, реализованного по схеме счетчика с управляемым модулем в зависимости от кодовой длины входных отсчетов.

счета и  $\Pi$  - разрядных двоичных счетчиков в виде микросхем среднего уровня интеграции [105], которые могут быть перестроены на работу по любому модулю посредством простых внешних связей, создает предпосылки для их эффективного применения при построении многоканальных кодеров вычетов и тем самым создания надежной и компактной аппаратуры сокращения избыточности информации. В связи с этим исследуемая схема кодера вычетов макетировалась на микросхемах серии 155 и испытана в лабораторных условиях. Осциллограммы работы устройства свертки, представленного на рис.2.12.б, приведены на рис.2.15. Испытания показали, что работоспособность устройства сохраняется в широком диапазоне частот входных сигналов (до  $5 \cdot 10^6$  Гц) и характеризуется полным отсутствием гонок и состязаний элементов. При точности измерений отсчетов  $U_i$  не превышающей 0,1 %, рассматриваемый кодер вычетов позволяет выполнить на интервале  $\Delta t$  синхронно с каждым измерением до 5 тыс. операций, что полностью удовлетворяет практическим требованиям. Поэтому описанная схема кодера вычетов принята в качестве базовой при разработке блока сокращения избыточности сообщений специализированного активного терминала АТОС-Б, структура которого определена в первом разделе (см.рис.1.3).

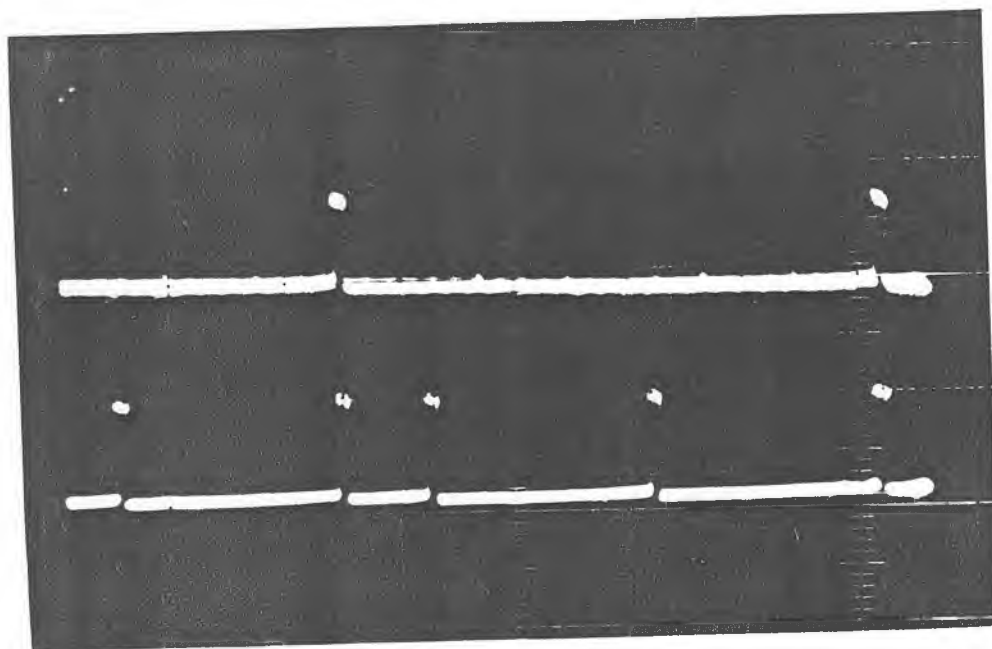
Дешифрация данных, кодируемых последовательностью вычетов производится в соответствии с формулой (2.14). Для упрощения ее реализации и исключения знаковых операций, указанную формулу преобразуем к виду

$$U_i = \hat{E} \left[ \frac{U_{i-1} + \bar{b}_i}{\rho} + C \right] \rho + b_i, \quad (2.35)$$

где  $\bar{b}_i$  - представление вычета в обратном коде;  $C$  - некоторая константа, учитывающая коэффициент 0,5 и замену операции вычитания сложением в обратном коде.



а)



б)

Рис.2.15. Осциллограммы испытаний устройства свертки по управляемому модулю, реализованного на основе вычитающего двоичного счетчика:  
а) в режиме унитарного кодера вычетов ( $P = 5$ );  
б) в режиме таймера с циклом  $2 \times 10^4$ .

При  $P=2^z(z=1,2,\dots)$  операционное устройство вычисления отсчета по выражению (2.35), схема которого представлена на рис.2.16, реализуется с помощью разделенного сумматора, левая часть которого (СМ1) используется для хранения и вычисления рангов  $d_i$ , а правая (СМ2) - для кода вычетов  $\bar{b}_i$ . На указанном рисунке также приведено содержание идентификаторов микроопераций  $У_i$ , составленных в соответствии с методикой, изложенной в [106].

Содержительный граф алгоритма работы устройства показан на рис.2.17, из которого определена последовательность операций дешифрации. В каждом цикле она описывается следующим списком микроопераций:

1.  $У4)$   $(СМ1+СМ2): = СМ1+СМ2 + \bar{b}_i$ ;
2.  $У3 \wedge У4)$   $(СМ1+СМ2): = СМ1+СМ2 + С$ ;
3.  $У1)$   $СМ2: = 0$ ;
4.  $У2)$   $СМ2: = СМ2 + \bar{b}_i$ ;
5.  $У5)$   $У_i: = СМ1 + СМ2$ ;

Если  $\neq 2$ , реализация декодирующего устройства может быть выполнена по схеме, представленной на рис.2.18, где  $n_1$  и  $n_2$  - соответственно разрядность счетчика рангов (СЧд) и счетчика вычетов (СЧв).

Работа схемы происходит согласно программы микроопераций:

1.  $У8)$   $СЧд: = d$ ;       $У3)$   $СЧв: = 0$
2.  $У9)$   $СЧд: = d_{i-1}$ ;       $У4)$   $СЧв: = \bar{b}_{i-1}$ ;
3.  $У2)$   $СЧ(n_2): = \bar{b}_i$ ;
4.  $У1)$   $(СЧд+СЧв): = (СЧд+СЧв) + [\bar{b}_i]$ ;
5.  $У2)$   $(СЧ(n_2): Св$ ;       $У6)$   $СЧ(n_1): = Сд$ ;
6.  $У1)$   $(СЧд+СЧв): = (СЧд+СЧв) + Св$ ;
7.  $У5)$   $(СЧд+СЧв): = (СЧд+СЧв) + Сд$ ;
8.  $У3)$   $СЧв: = 0$
9.  $У4)$   $СЧв: = \bar{b}_i$ ;
10.  $У7)$   $У_i: = СЧд + СЧв$

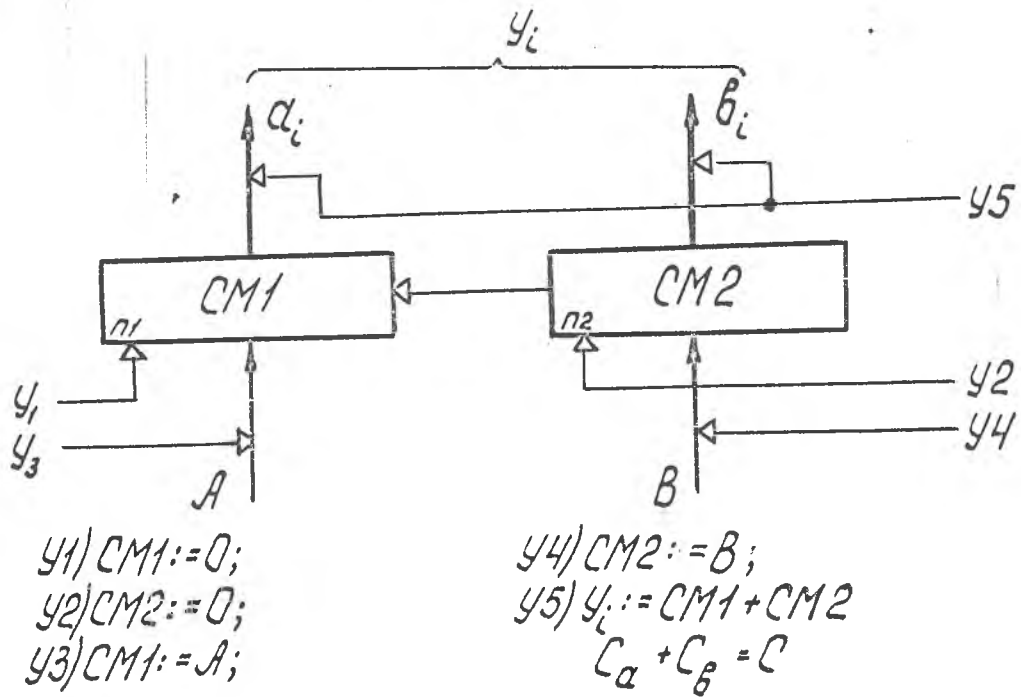


Рис.2.16. Операционное устройство для декодирования отсчетов по последовательности вычетов.

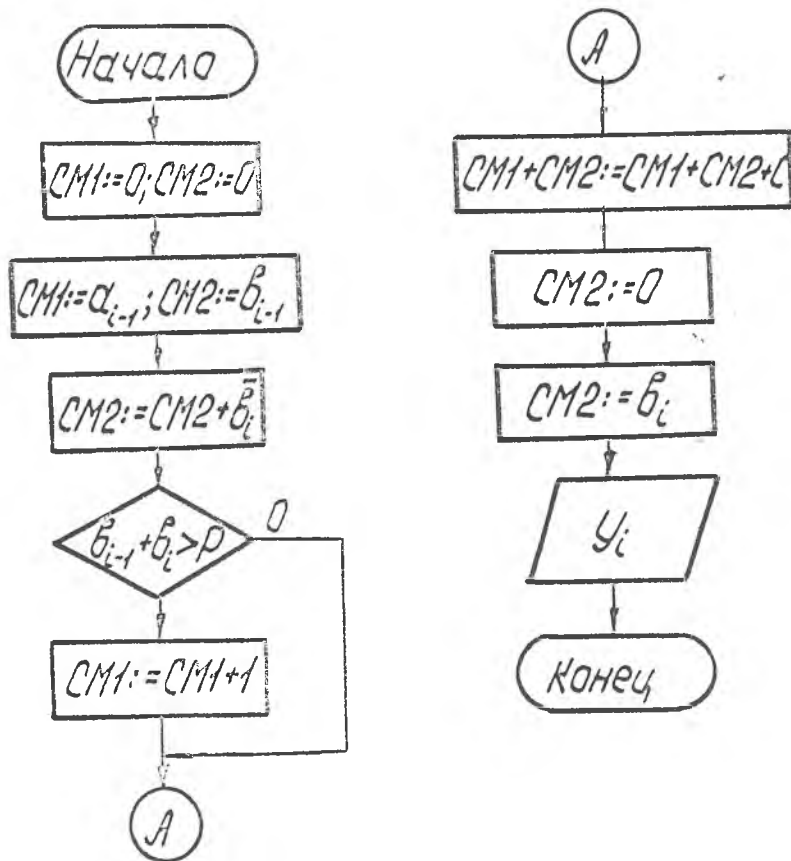


Рис.2.17. Содержательный граф алгоритма декодирования.

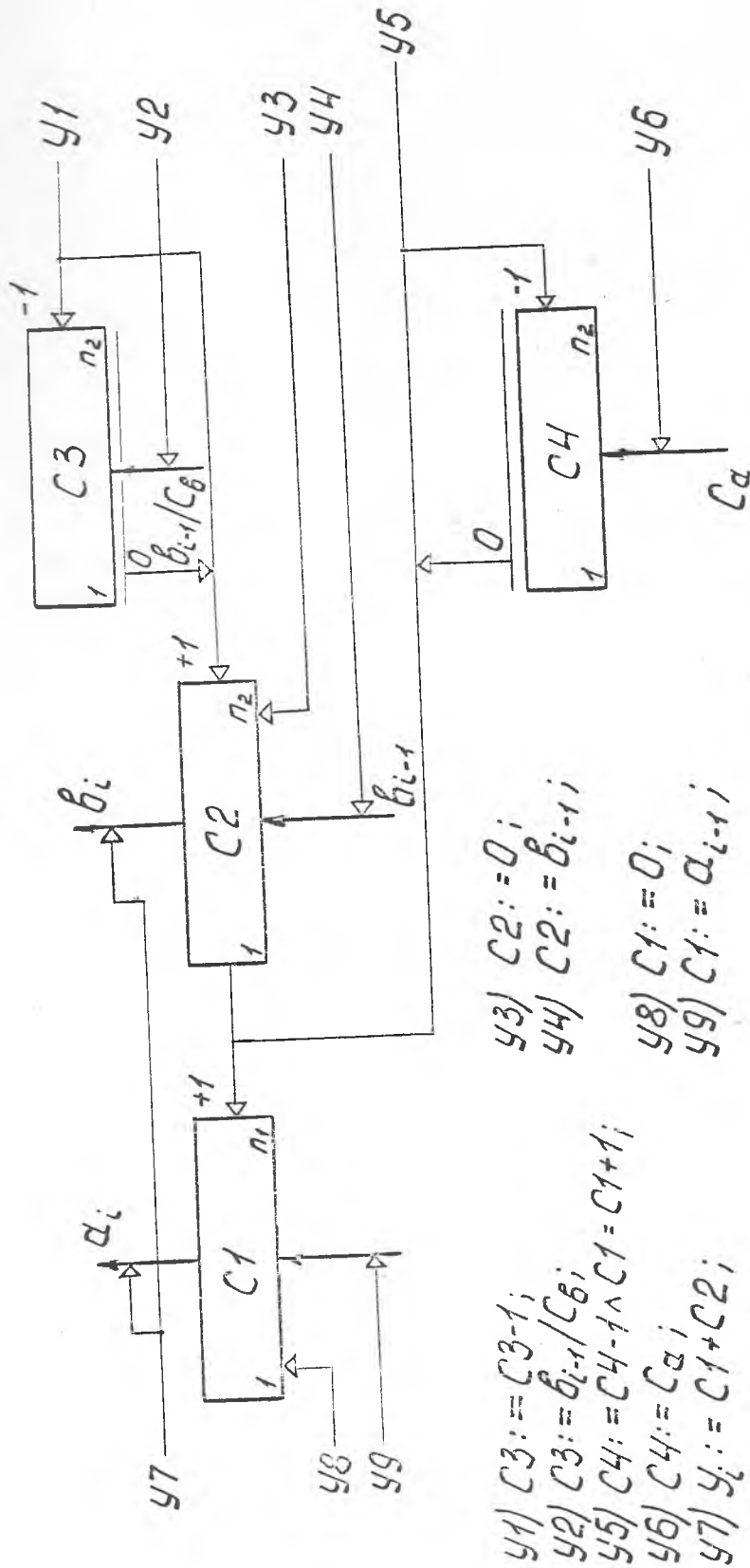


Рис. 2.18. Структура декодера выходов по произвольному модулю и содержание микропрограмм управления.



Из приведенного описания микроопераций, а также из рис. 2.18 видно, что описанное декодирующее устройство характеризуется определенной громоздкостью и сложностью алгоритма работы. Последнее обстоятельство еще более усиливается, если учесть, что на указанном рисунке не показаны формирователи кодов  $C_A$  и  $C_B$ , а также не отражена схема цифрового автомата, вырабатывающего управляющие сигналы  $\Psi_i$ . Кроме того, при построении устройства декодирования инвариантного к величине  $P$  его структура еще больше усложняется.

Учитывая вышесказанное, а также обоснованную в работах [87-90, 107, 108] перспективность использования мини-ЭВМ в режиме сопряжения с каналом связи, выполнение функций декодирования данных, представленных вычетами, более целесообразно осуществлять программным путем. Здесь, как указывалось в подразделе 1.3, наиболее удобным следует считать решение уравнения (2.14) в нормализованном виде (формула 2.15). Наличие в системе команд ЭВМ операции выделения целой части, делает программу декодирования особенно простой. Например, для ЭВМ "Мир-2" указанная программа состоит из трех операторов:

```
"ПУСТ"Р."ДЛЯ" I=2"ТАК" I"ДО" N"ВМГ"У [ I ]=8((У [ I-1 ]-В [ I ])/С+  
.50000010)×Q+В [ I ]; "ВЫВОД" 34, "МАССИВ" У "КОНЕЦ"↵
```

#### Выводы по второму разделу

1. Показано существование и найдены условия однозначности кодирования последовательности цифровых отсчетов последовательности их наименьших неотрицательных вычетов по некоторому модулю.
2. Определены оптимальные параметры кодирования методом вычетов при гауссовском характере входных сигналов и заданной вероятности искажения сообщений.

3. Исследован вопрос преобразования спектров сигналов, кодируемых методом вычетов и получены граничные условия для параметров кодирования при которых спектр входного сигнала полностью сохраняется и обработку информации можно выполнять в "сжатом" виде.

4. Получены выражения, которые позволяют оптимизировать выбор параметров кодера вычетов в многоканальных системах с нестационарными свойствами сигналов на основе функций Колмогорова.

5. В результате анализа существующих схем свертки по модулю, осуществлен выбор структуры, обеспечивающей создание высоконадежного кодера вычетов на основе вычитающего счетчика с управляемым модулем, исследование пропускной способности которого подтвердило обоснованность выбора.

### 3. ФОРМИРОВАНИЕ СООБЩЕНИЙ В КОДАХ СИСТЕМЫ СЧИСЛЕНИЯ ОСТАТОЧНЫХ КЛАССОВ (СОК)

#### 3.1. Обоснование принципа уплотнения и многоканальной передачи дискретной информации в коде СОК

Впервые сведения о системе счисления остаточных классов и ее применении для кодирования целых чисел в ЭВМ опубликованы Валахом [159]. В [109, 110] изложено основы выполнения арифметических и знаковых операций в СОК.

Теория СОК в дальнейшем разрабатывается в СССР Файном [111], Пуховым [112], Гогоберидзе [133], а также зарубежными учеными 160-163 и др.

Однако наиболее интенсивное изучение областей различного применения СОК начато после опубликования работ [95, 96, 104], а также сборников [98, 114-116].

Теоретической базой преобразования СОК является теорема об остатках [117]. Главным результатом рассматриваемой теоремы является доказательство существования в кольце  $\mathcal{A}$  набора элементов  $u_1, u_2, \dots, u_k$ , удовлетворяющих системе сравнений

$$\left. \begin{aligned} u_j &\equiv 1 \pmod{\mathcal{L}_j} \\ u_j &\equiv 0 \pmod{\prod_{i \neq j} \mathcal{L}_i}, \quad \forall j = \overline{1, k} \end{aligned} \right\} \quad (3.1)$$

где  $\mathcal{L}_j$  - символ идеала.

Существование указанных элементов следует из основного свойства идеала [117]

$$\mathcal{L}_j + \prod_{i \neq j} \mathcal{L}_i = \mathcal{A}, \quad \forall j = \overline{1, k}. \quad (3.2)$$

В СОК элементы  $u_j$  обозначаются через  $v_j$  [95] и называются ортогональными базисами. При этом  $\{v_j\}$  должны удовлетворять системе сравнений [94-95]

$$\sum_{j=1}^K B_j \equiv 1 \pmod{\prod_{j=1}^K P_j}; \quad (3.3)$$

$$B_j \equiv 1 \pmod{P_j}. \quad (3.4)$$

Очевидно, что сравнение (3.3) соответствует (3.1), т.е.

$$B_j \equiv 1 \pmod{P_j}; \quad (3.5)$$

$$B_j \equiv 0 \pmod{P_i}, \quad i \neq j, \quad \forall j = \overline{1, K}$$

Это означает, что  $B_j$  делится на все  $P_i, i \neq j$ . Но поскольку  $P_i$  попарно взаимно просты, то каждое  $B_j$  делится на произведение  $\prod_{i \neq j} P_i$ , т.е.

$$B_j = m_j \cdot \prod_{i \neq j} P_i,$$

где  $m_j$  - некоторое целое число.

Если обозначить, в соответствии с [95],  $\mathcal{P} = \prod_{j=1}^K P_j$ , то

$$B_j = m_j \frac{\mathcal{P}}{P_j}, \quad (3.6)$$

а  $m_j$  может быть найдено из решения сравнения (3.4)

$$m_j \frac{\mathcal{P}}{P_j} \equiv 1 \pmod{P_j}. \quad (3.7)$$

Основой преобразователя СОК является линейная форма [93-95]

$$N_k = \sum_{j=1}^K b_j B_j \pmod{\mathcal{P}}, \quad (3.8)$$

где  $0 \leq b_j \leq P_j - 1$ .

Обратное преобразование СОК имеет вид [93]

$$b_j = \sum_{k=1}^K N_k \pmod{P_j}. \quad (3.9)$$

В рассматриваемом случае единственность кодирования (разделимость), как показано Акушенин 95, достигается когда система уравнений с искомыми переменными  $\mu_1, \mu_2, \dots, \mu_K$

$$\begin{vmatrix} \mu_{11} & \mu_{12} & \dots & \mu_{1K} \\ \mu_{21} & \mu_{22} & \dots & \mu_{2K} \\ \mu_{K1} & \mu_{K2} & \dots & \mu_{KK} \end{vmatrix} \quad (3.10)$$

имеет целочисленные решения, причем ее определитель

$$\begin{vmatrix} b_{11} & b_{12} & \dots & b_{1k} \\ b_{21} & b_{22} & \dots & b_{2k} \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ b_{k1} & b_{k2} & \dots & b_{kk} \end{vmatrix} = \pm 1. \quad (3.11)$$

Как показано в [89], имеется большой выбор решений (3.11).

известном случае, если

$$\begin{vmatrix} 1 & 0 & \dots & 0 \\ 0 & 1 & \dots & 0 \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ 0 & 0 & \dots & 1 \end{vmatrix}, \text{ то } \mu_j = b_{j-1}.$$

Легко заметить, что матрица, составленная из векторов  $B_j = \{0, 0, \dots, 1, \dots, 0\}$ , соответствует условиям (3.3), (3.4), накладываемым на ортогональные базисы СОК, поэтому, если числа  $\hat{b}_j$  и  $B_j$  представляются посредством бинарных сигналов, то условие их разделимости в СОК имеет вид

$$N_k = \text{res} \left[ \sum_{j=1}^k \left( \sum_{i=0}^{n_j} a_{ij}^i \sum_{l=0}^{r_j} d_{lj}^i \right) \right] \text{mod} \left( \prod_{j=1}^k \left( \sum_{l=0}^{r_j} d_{lj}^i \right) \right),$$

где

$$n_j = \hat{E}[\log_2 (P_j - 1)]; \quad r_j = \hat{E}[\log_2 m_j \prod_{l \neq j}^k P_l]; \quad a_{ij} = \{0, 1\}$$

При этом значения определяются из сравнения (3.7).

Пример кодирования цифровых сообщений в СОК, иллюстрирующий разделимость сигналов и ортогональность преобразования СОК, приведен автором в работе [94], где впервые поставлена и решается задача применения кодов СОК для уплотнения цифровой информации в многоканальных информационно-измерительных системах.

Параметры пятиэлементного кода СОК для всех  $P_j \leq 31$  и значений  $P \leq 10^6 - 1$  рассчитаны на ЭВМ и приведены в табл. 3.1, включающей числовые значения ортогональных базисов  $B_j$  и коэффициентов  $m_j$  всех наборов модулей в указанных границах  $P$ . Таблица 3.1 в дальнейшем используется для исследования свойств кодов СОК.

Анализируя метод вычетов, Дэвис и Йокки [76] показали, что использование особых свойств модульных операций СОК может иметь

Таблица 3.1. Расчетные параметры 5-ти элементного кода СОК

$\{P_1, P_2, P_3, P_4, P_5\}$	$\rho = \prod_{i=1}^5 P_i$	$m_1$	$m_2$	$m_3$	$m_4$	$m_5$	$B_1$	$B_2$	$B_3$	$B_4$	$B_5$
2,3,5,7,11	2310	1	2	3	1	1	1155	1540	1386	330	210
2,3,5,7,13	2780	1	1	1	3	7	1365	910	546	1170	1470
2,3,5,7,17	3570	1	2	4	6	3	1785	2580	2856	3060	630
2,3,5,7,19	3990	1	1	2	5	1	1995	1330	1996	2850	210
2,3,5,7,23	4830	1	2	1	2	8	2415	3220	966	1380	1580
2,3,5,7,29	6090	1	2	2	4	25	3045	4060	2436	3480	5250
2,3,5,7,31	5510	1	1	3	6	22	3255	2170	3906	5980	4620
3,4,5,7,11	4520	1	3	4	4	6	1540	3465	3696	2640	2520
3,4,5,7,13	5460	2	1	3	5	10	3640	1365	3276	3900	6200
3,4,5,7,17	7140	1	1	2	3	10	2380	1785	2856	3060	4200
3,4,5,7,19	7980	2	3	10	8	1	5320	5985	1596	6840	4200
3,4,5,7,23	9680	1	3	3	1	4	3220	7245	5796	1380	1680
3,4,5,7,29	12180	1	1	1	2	27	4060	3045	2436	3480	11340
3,4,5,7,31	15020	2	3	4	3	11	8680	9765	10416	5580	4620
4,5,7,9,11	13860	1	3	6	1	2	3465	8316	11880	1540	2520
4,5,7,9,13	16380	3	1	4	5	12	12225	3276	9360	9100	15120
4,5,7,9,17	21420	3	4	1	7	9	16065	17136	3060	16660	11340
4,5,7,9,19	25940	1	2	2	2	15	5985	9576	6840	5320	20160
4,5,7,9,23	28980	1	1	5	4	9	7245	5796	20700	12880	11340
4,5,7,9,29	35540	3	2	3	1	9	27405	14616	15660	4080	11340
4,5,7,9,31	31060	1	3	1	5	14	9765	23436	5580	21700	11640
5,7,8,9,11	27720	4	3	1	5	1	32176	11880	3465	15400	2520
5,7,8,9,13	32760	3	2	7	7	6	19656	9360	28665	25480	19120
5,7,8,9,17	42840	2	4	3	8	13	17186	24480	16065	38080	32760
5,7,8,9,19	47880	1	1	1	1	8	9576	6840	5985	5320	20160
5,7,8,9,23	57960	3	6	5	2	16	34776	49680	36225	12830	10320
5,7,8,9,29	73080	1	5	7	5	10	14416	52200	63945	40600	47880
5,7,8,9,31	78120	4	4	5	7	7	92496	44640	48825	60760	17640
7,8,9,11,13	72072	6	1	4	8	11	61776	9009	32032	52416	60984
7,8,9,11,17	96248	5	5	2	10	9	67320	58905	20944	85680	79896
2,5,9,11,101	99990	1	7	2	3	5	19995	77770	39996	37270	4950

практическое применение в технике связи. Ими предложена схема передачи данных, которая, как показано в [76], имеет хорошую совместимость с методами обнаружения и коррекции ошибок.

Схема СПД с непосредственной коррекцией ошибок в коде СОК исследовалась Глухманом [118, 119], где реализовано корректирование ошибок путем расширения СОК и дополнения последовательности  $\{b_{i1}, b_{i2}, \dots, b_{i, k-2}\}$  вычетами по двум контрольным основаниям  $P_{i1}, P_{i2}$ . Как показано в [119], при оптимизации количества слов  $\{b_{ij}\}, j \in \overline{1, k}$ , формируемых в макрослова длиной  $\ell$ , достоверность передачи находится в пределах  $7,1 \times 10^{-7} - 1,0 \times 10^{-8}$ .

Нами [93] предложен метод уплотнения передачи цифровых данных, в основу которого положено преобразование из СОК в позиционную систему счисления, что позволило реализовать СПД с кодовым разделением каналов связи (рис. 3.1) и независимым извлечением вычетов  $b_{ij}$  из кодовых слов  $N_{ik}$ .

Сущность данного метода заключается в том, что квантованный по времени и уровню сигнал  $j$ -го канала измерения умножают на базисное число  $B_j$  и образуют новое значение сигнала  $d_{ij} = \chi_{ij} \cdot B_j$ . Сигналы  $d_{ij}$  складываются по некоторому модулю  $P$  и фиксируются в виде числа

$$N_{ik} = \text{res} \sum_{j=1}^k d_{ij} \pmod{P}. \quad (3.12)$$

Для обеспечения однозначности преобразования (3.12) необходимо выполнение неравенств

$$\chi_{ij} \max \leq A_j - 1;$$

$$A_j \leq P_j,$$

следствием которых является равенство  $\chi_{ij} = b_{ij}$ , т.е.  $0 \leq \chi_{ij} < P_j^{-1}$ .

Коэффициент уплотнения информации в коде СОК представим аналогично коэффициенту сжатия сообщений [2]

$$k_{\chi} = \frac{I_{\chi}}{I_{\text{СОК}}}, \quad (3.13)$$

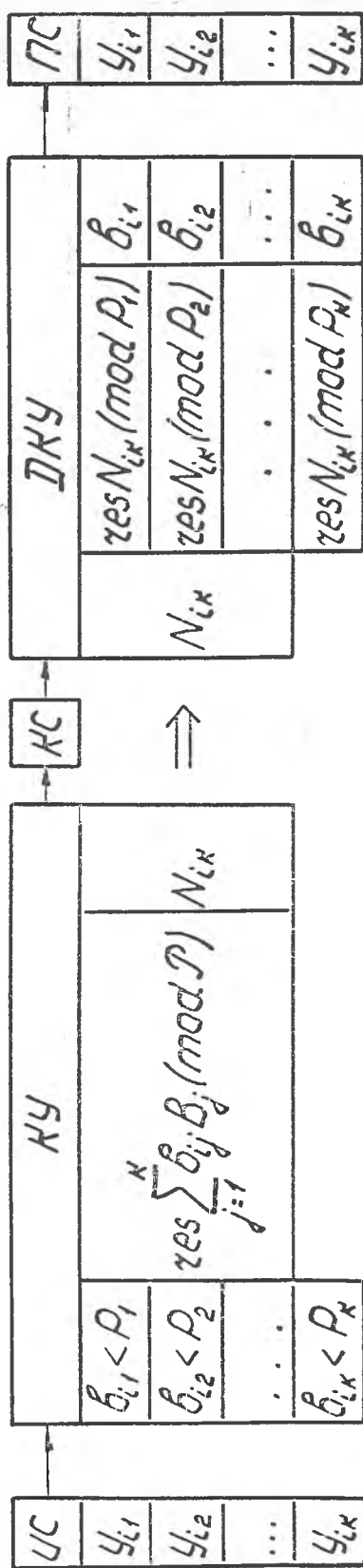


Рис. 3.1. Схема передачи информации в коде СОК.  
 УС - источник сообщений; КУ - кодирующее устройство;  
 КС - канал связи; ДКУ - декодирующее устройство;  
 ПС - приемник сообщений.



$I_{вх}$  - суммарная энтропия входных данных,  $I_{сок}$  - энтропия сообщений в коде СОК.

Как отмечено в [93], при передаче информации в коде СОК последовательность опроса измерительных каналов является несущественной, что обеспечивает автоматическую передачу адресной информации, поэтому

$$I_{вх} = \sum_{j=1}^K \hat{E}[\log_2 A_j] + K \hat{E}[\log_2 K], \quad (3.14)$$

где элемент  $K \hat{E}[\cdot]$  определяет объем адресной информации.

Аналогично определив

$$I_{сок} = \hat{E}[\log_2 (\prod_{j=1}^K P_j - 1)], \quad (3.15)$$

и подставив (3.14) и (3.15) в (3.13), получим

$$k_y = \frac{\sum_{j=1}^K \hat{E}[\log_2 A_j] + K \hat{E}[\log_2 K]}{\hat{E}[\log_2 (\prod_{j=1}^K P_j - 1)]}$$

На рис.3.2 показаны графики изменения  $k_y$  в зависимости от числа каналов ( $K = 2, 3, 4, 5$ ), изменения значений модулей в диапазоне  $2 \leq P_j \leq 31$  и  $A_j = P_j - 1$ , из которого видно, что при заданном числе каналов коэффициент уплотнения информации уменьшается при возрастании модулей  $P_j$ . Среднее значение коэффициента ( $k_y^*$ ) увеличивается при увеличении числа каналов, что иллюстрируется графиком, представленным на рис.3.3.

Значения коэффициентов  $k_y$  для диапазонов квантования  $\Delta_0 = 25; 40; 80; 100$ , соответствующих точности измерений  $\delta_0 = 2,5; 2,0; 1,5; 1,0$  % (одинаковой для всех каналов) приведены в табл.ПЗ.

Таким образом, проведенные исследования показывают, что в многоканальных СПД представление сообщений в коде СОК является достаточно рациональным и позволяет повысить эффективность передачи сообщений за счет их уплотнения и автоматического кодирования адрес-

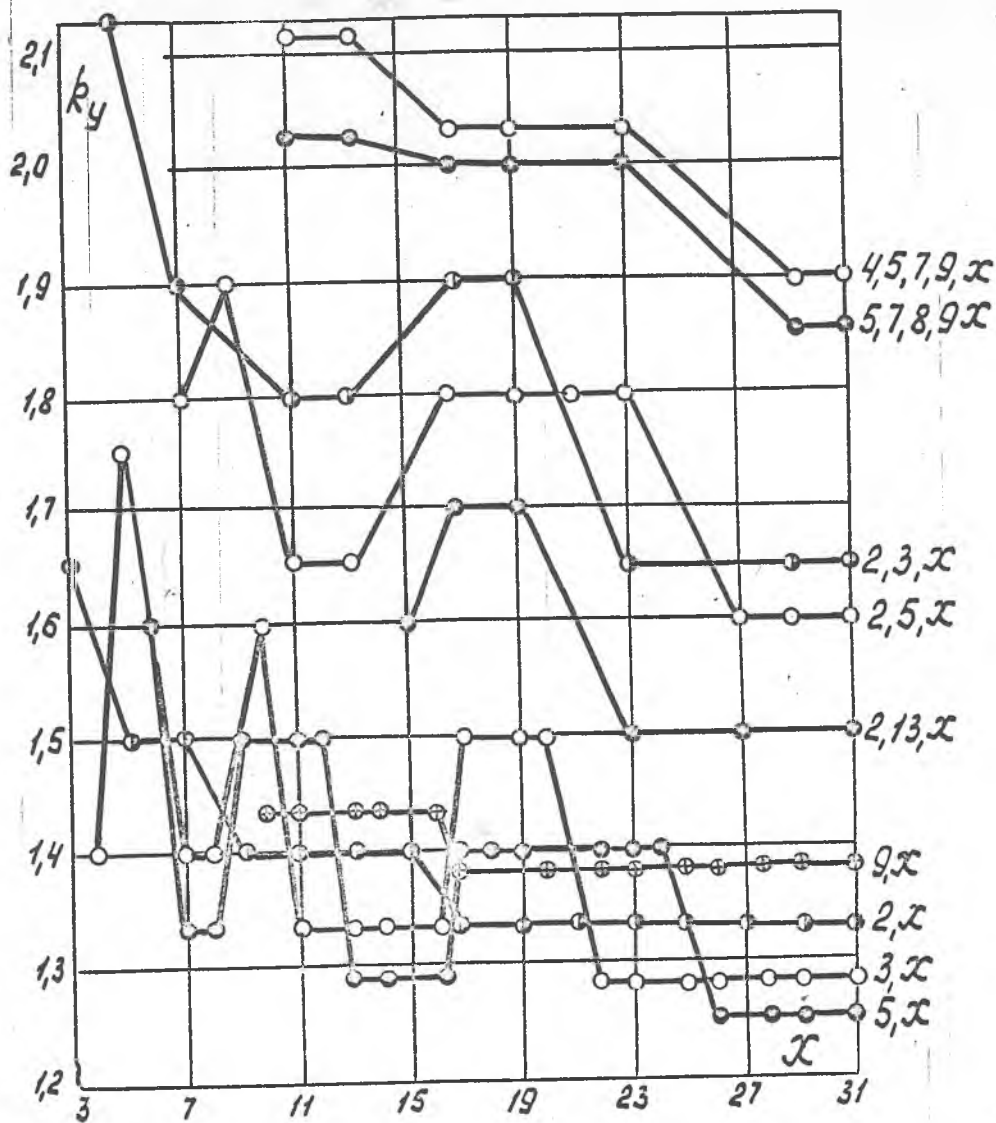


Рис.3.2. Расчетные коэффициенты уплотнения сообщений в коде СОК для различных наборов модулей  $\{P_j\}$ .

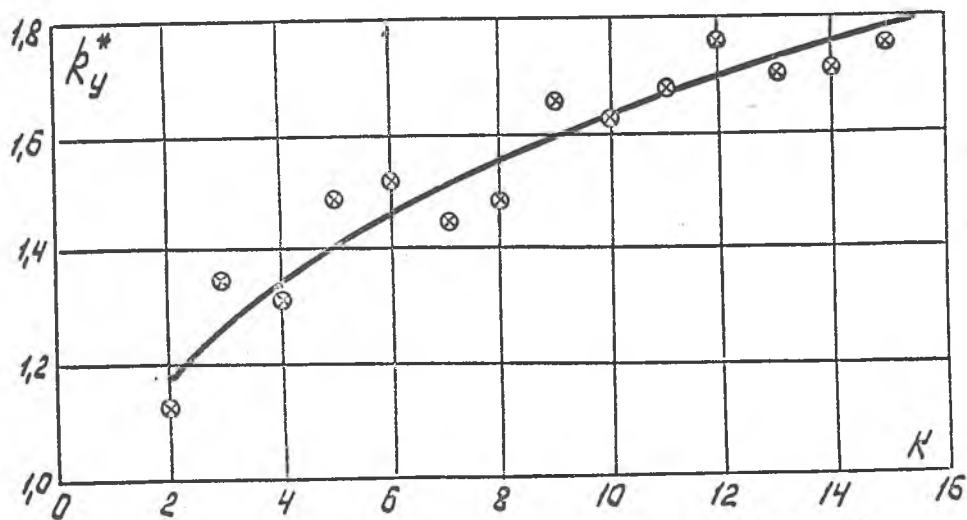


Рис.3.3. Изменение среднего значения коэффициента уплотнения сообщений в коде СОК ( $\lambda_0=100$ ).

информации.

### 3.2. Методы повышения коэффициента уплотнения цифровых сообщений в коде СОК

Предварительные исследования показали, что наиболее рациональными методами повышения коэффициента уплотнения информации в коде СОК являются:

- 1) реализации преобразования СОК по многокаскадной схеме;
- 2) комплексирование кодов СОК с методами сокращения избыточности сообщений по отдельным каналам;
- 3) применение универсального кодирования к последовательности кодов СОК.

Для сравнения эффективности названных методов исследуем каждый из них отдельно.

Принципы построения многокаскадных СОК для реализации табличных методов выполнения арифметических операций в ЭВМ изложены в работе [95]. При этом автор указывает на возрастание избыточности представления информации, проявляющееся в увеличении суммарной длины двоичных кодов, при дроблении модулей СОК. Естественно, что реализуя процедуры укрупнения модулей в многокаскадной СОК, можно добиться уменьшения избыточности представления исходных данных.

В основу такого метода повышения эффективности кодов СОК положено усиление неравенства

$$\sum_{j=1}^K \hat{E} [\log_2 A_j] > \hat{E} [\log_2 \prod_{j=1}^K P_j],$$

которое согласно условию единственности преобразования СОК  $A_j < P_j$ .

Можно представить в виде

$$\sum_{j=1}^K \hat{E} [\log_2 P_j] \geq \hat{E} [\log_2 \prod_{j=1}^K P_j].$$

Используя свойство мультипликативности логарифмической функ-

имеем

$$\sum_{j=1}^K \hat{E}[\log_2 P_j] \geq \hat{E}\left[\sum_{j=1}^K \log_2 P_j\right].$$

в общем случае для  $P_j = 2, 3, 4, \dots$

$$\log_2 P_j = n_j + \delta_j,$$

где  $n_j$  - целое,  $0 < \delta_j < 1$ .

тогда

$$\sum_{j=1}^K \hat{E}[n_j + \delta_j] \geq \hat{E}\left[\sum_{j=1}^K (n_j + \delta_j)\right]$$

или

$$\sum_{j=1}^K \hat{E}[n_j + \delta_j] \geq \hat{E}\left[\sum_{j=1}^K n_j\right] + \hat{E}\left[\sum_{j=1}^K \delta_j\right]. \quad (3.16)$$

В соответствии со свойствами целочисленных функций

$$\hat{E}[n_j] = n_j; \quad \hat{E}\left[\sum_{j=1}^K n_j\right] = \sum_{j=1}^K n_j;$$

если  $n_j$  - целое.

Поэтому выражение (3.16) преобразуется к виду

$$\sum_{j=1}^K \hat{E}[\delta_j] \geq \hat{E}\left[\sum_{j=1}^K \delta_j\right].$$

Нетрудно заметить, что неравенство в последнем случае

обеспечивается, если

$$\begin{aligned} \delta_j &= 0, & j \in \overline{1, K}; \\ \delta_j &> 0, & \delta_{i+j} = 0; \forall i = \overline{1, K}. \end{aligned} \quad (3.17)$$

при этом эффект уплотнения сообщений в коде СОК отсутствует.

Анализ полученных результатов показывает, что отсутствие эффекта повышения коэффициента уплотнения информации в двоичном коде СОК имеет место, когда все  $K$  или  $K-1$  модулей СОК соответственно равны

$$\{P_j\} = 2^\tau; \quad \tau = 1, 2, \dots \quad (3.18)$$

В частности, если  $K = 2$ , то наличие в СОК только одного модуля, удовлетворяющего условию (3.18), не позволяет получить коэффициент уплотнения информации, больший единицы.

Группируя и выбирая на каждом уровне многокаскадной СОК наборы модулей, для которых не выполняются условия (3.17), получим увеличение суммарного коэффициента уплотнения информации в коде СОК.

$$\{A_j\} = \{4, 5, 4, 9, 10, 4\}, \quad j \in \overline{1, 6}.$$

Проиллюстрируем это на примере. Пусть диапазоны квантования исходных данных представляются набором

$$\{A_j\} = \{4, 5, 4, 9, 10, 4\}, \quad j \in \overline{1, 6},$$

для которого с учетом адресной информации суммарная энтропия сообщений  $I_{6k} = 23$  бит.

Выберем систему модулей однокаскадной СОК согласно условию

$$A_j \leq P_j - 1$$

$$\{P_j\} = \{5, 7, 8, 11, 13, 9\}$$

и вычислим  $P_{СОК} = 460360$ , что соответствует  $I_{1СОК} = 19$  бит, тогда коэффициент уплотнения  $k_{y1} = 1,21$ .

Построим двухкаскадную СОК, разбивая входные данные на группы по два параметра и определим набор модулей первого

$$\{P_{11j}\} = \{5, 6\}; \quad \{P_{12j}\} = \{5, 11\}; \quad \{P_{13j}\} = \{11, 5\} \quad \text{и второго}$$

$$\{P_{2j}\} = \{31, 55, 56\} \quad \text{каскадов.}$$

Найдем  $P_{2СОК} = 95480$ , откуда  $I_{2СОК} = 17$  бит и  $k_{y2} = 1,35$ .

Оптимальные наборы модулей двухкаскадных СОК рассчитаны на ЭВМ и приведены в Приложении (табл. П 4).

Таким образом, построение многокаскадных СОК позволяет более полно устранить избыточность представления входных сообщений за счет улучшения условий выбора взаимно простых модулей в группах различных уровней по отношению к однокаскадной СОК. Кроме того, в многокаскадной СОК на различных ступенях или группах одной ступени можно использовать одинаковые модули, что недопустимо в однокаскадной СОК.

Комплексирование кодов СОК с методами сокращения избыточности сообщений по отдельным каналам позволяет в значительной степени

ни повысить коэффициент уплотнения информации. Основным резервом при этом является возможность согласования числовых значений набора модулей  $\{P_j\}$  с динамикой контролируемых процессов на интервале дискретизации (например, с величиной максимальных приращений). Кроме того, уменьшение значений модулей  $P_j$ , как это видно из рис.3.2, приводит к повышению коэффициента уплотнения сообщений в коде СОК при заданном числе каналов измерения.

Поставленную задачу сформулируем следующим образом. Пусть определен шаг дискретизации  $\Delta t$  в  $K$ -канальной СПД, выбранный из условия сохранения спектра наиболее динамичного процесса согласно неравенств Бернштейна (1.2). Тогда при заданной погрешности квантования можно указать набор экстремальных значений производных  $Y_j'$ , кодируемых посредством первых разностей  $\Delta Y_j$

$$\{M_j\} = \{M_1, M_2, \dots, M_K\}, \quad M = |\Delta Y_j|_{\max},$$

где  $M_j$  экстремальное значение первой разности в  $j$ -м канале.

Выберем набор модулей СОК таких, чтобы выполнялось условие

$$2M_j \leq P_j - 1.$$

По набору  $\{M_j\}$  можно сформировать кодовое слово  $N_{iK}$ , используя преобразование СОК

$$N_{iK} = \text{res} \sum_{j=1}^K (2M_j) B_j \pmod{P}.$$

Максимальный коэффициент уплотнения в данном случае определяется отношением

$$R_y = \frac{\sum_{j=1}^K \hat{E}[\log_2 A_j]}{\hat{E}[\log_2 \prod_{j=1}^K M_j + 1]} \quad (3.19)$$

Численное решение (3.19) на ЭВМ для различных значений  $A_j$  и  $M_j$ , где  $32 \leq A_j \leq 1024$ ,  $2 \leq M_j \leq 31$ , показало, что величина  $R_y$  может изменяться в пределах от 2,5 до 5,0.

Однако, недостатки представления информации методом приращений, отмеченные в разделе 1.4, не позволяют рассматривать данный метод в качестве оптимального для комплексирования с кодом

Задача комплексирования кодов СОК с методом вычетов исследовалась нами в работе [83], где получены условия однозначного кодирования в рассматриваемом комплексе и оценена эффективность кодирования в виде коэффициента уплотнения сообщений

$$k = \frac{\kappa \Pi \text{IY}[}{(\Pi + 1) \text{IP}[ + \kappa \text{IY}[}, \quad (3.20)$$

где

$\text{IY}[ = \sum_{j=1}^{\kappa} \hat{E}[\log_2 Y_j]; \quad \text{IP}[ = \hat{E}[\log_2 P]; \quad 0 \leq Y_j \leq P_j,$   
 $\kappa$  - число каналов кодера СОК;  $\Pi$  - число уплотняемых отсчетов в каждом канале.

На рис. 3.4 и 3.5 показаны достигаемые уровни уплотнения сообщений при различных параметрах кодов СОК, комплексированных в каждом канале с методом вычетов, которые отражают высокие потенциальные возможности исследуемого комплекса методов.

Высокая совместимость (как в математическом, так и в аппаратном аспектах) процедур преобразования информации методом вычетов и в коде СОК требует более тщательного изучения эффективности их комплексирования. Решение указанной задачи применительно к условиям организации низовых сетей АСУ ТП изложено в четвертом разделе настоящей работы.

Одним из основных принципов, используемых при блочном кодировании информации посредством преобразований, является обеспечение декорреляции исходных сообщений [77]. Так как преобразование СОК является нелинейным, а комплексирование с методом вычетов дважды включает модульные операции, часто используемые в алгоритмах получения чисел равномерно распределенных в некотором интервале значений [120], распределение последовательности кодовых слов  $N_{ik}$  также получается близким к равномерному на интервале от нуля до  $P - 1$ . Следовательно, коды СОК легко поддаются универсаль-

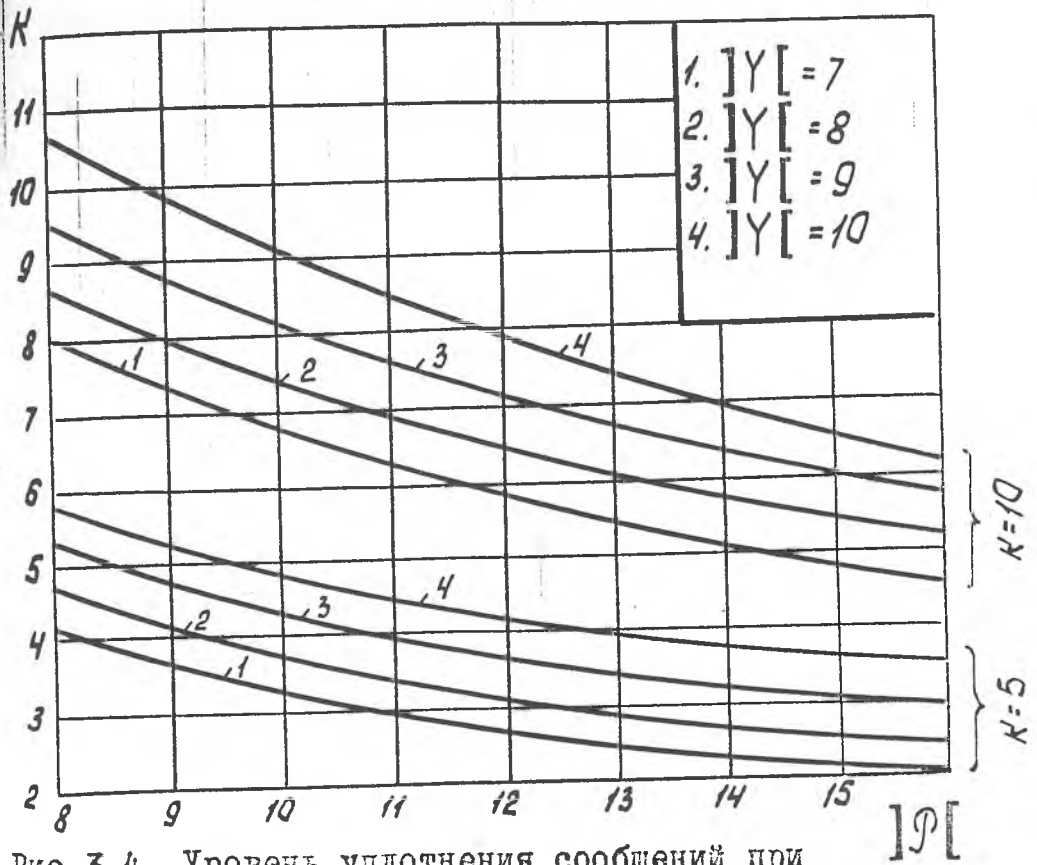


Рис.3.4. Уровень уплотнения сообщений при каскадном кодировании в СОК для  $N = 100$ .

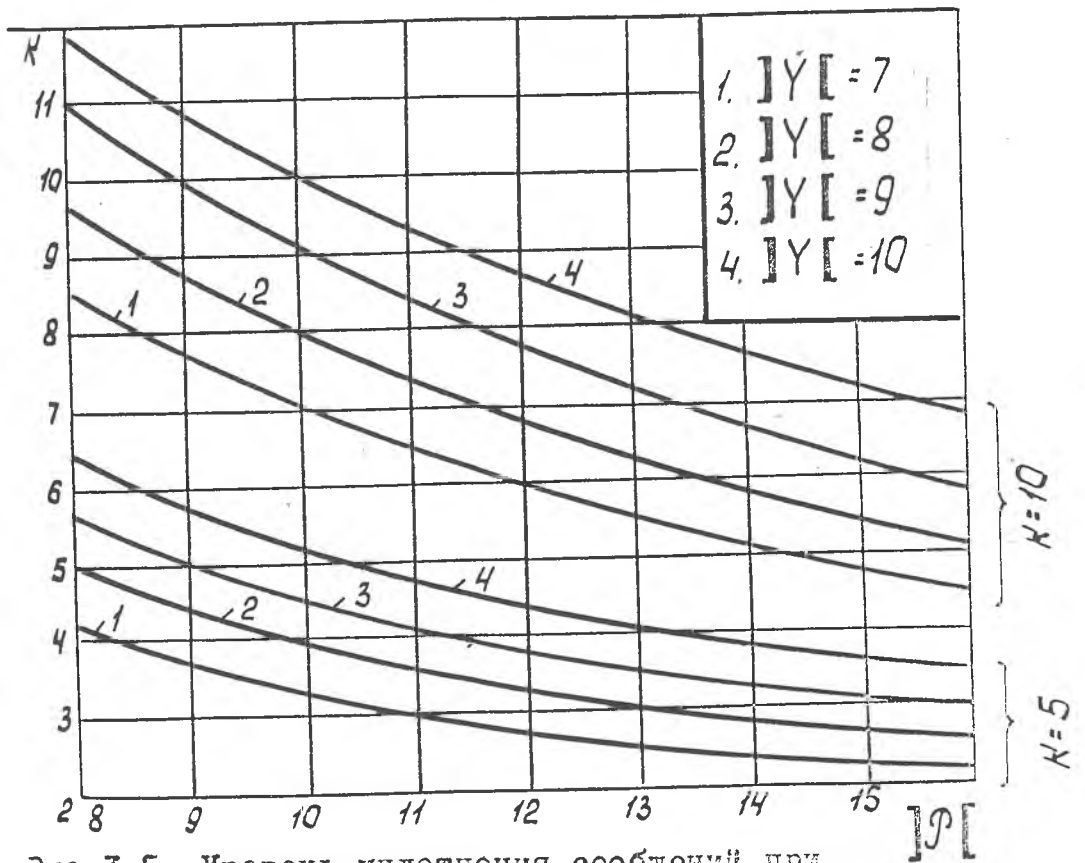


Рис.3.5. Уровень уплотнения сообщений при каскадном кодировании в СОК для  $N = 1000$ .



кодированию, которое позволяет путем увеличения длины блочного кода (укрупнение алфавита [5]) существенно приблизиться к теоретической энтропии и скорости создания сообщений источником. Рассмотрим эффективность применения для указанных целей неравномерного систематического кода  $\{S, [N_{ik}]\}$ , где  $S$  - число нулей, стоящих впереди первой значащей единицы двоичного кода  $N_{ik}$ . В этом случае для равномерного распределения  $N_{ik}$  коэффициент уплотнения выражается отношением

$$k_y = \frac{k \hat{E}[\log_2 A_0]}{\hat{E}[\log_2 (\hat{E}[\log_2 (P-1)])] + \hat{E}[0,5 \hat{E}[\log_2 (P-1)]]}$$

Первый элемент знаменателя определяет двоичную длину префикса неравномерного  $\{S, N_{ik}\}$  - кода, а второй - среднюю длину кодового слова  $N_{ik}$ .

На рис. 3.6 приведен график изменения коэффициента  $k_y$  в зависимости от кодовой длины  $N_{ik}$ , из которого видно, что эффект уплотнения информации наблюдается уже начиная с кодовой длины  $N_{ik}$ , большей 10, и достигает 80 % от максимального уровня при длине  $n \geq 140$ . Конкретные значения коэффициентов  $k_y$  для различных диапазонов квантования ( $A_0$ ) и числа каналов  $K$  иллюстрируются рис. 3.7.

Оценки коэффициентов, отражающих потенциальную эффективность уплотнения информации при комплексировании кодов СОК с методом вычетов и последующим универсальным кодированием, рассчитаны на ЭВМ согласно уточненного выражения (3.20)

$$k_y = \frac{k \cdot n \cdot \gamma}{(n+1) \cdot (0,5)^P [1+S] + k \cdot \gamma}$$

и приведены в табл. 3.2.

Таким образом, рассмотренные методы повышения коэффициента уплотнения информации в коде СОК хорошо согласуются с требованиями рационального отбора и сокращения избыточности цифровых дан-

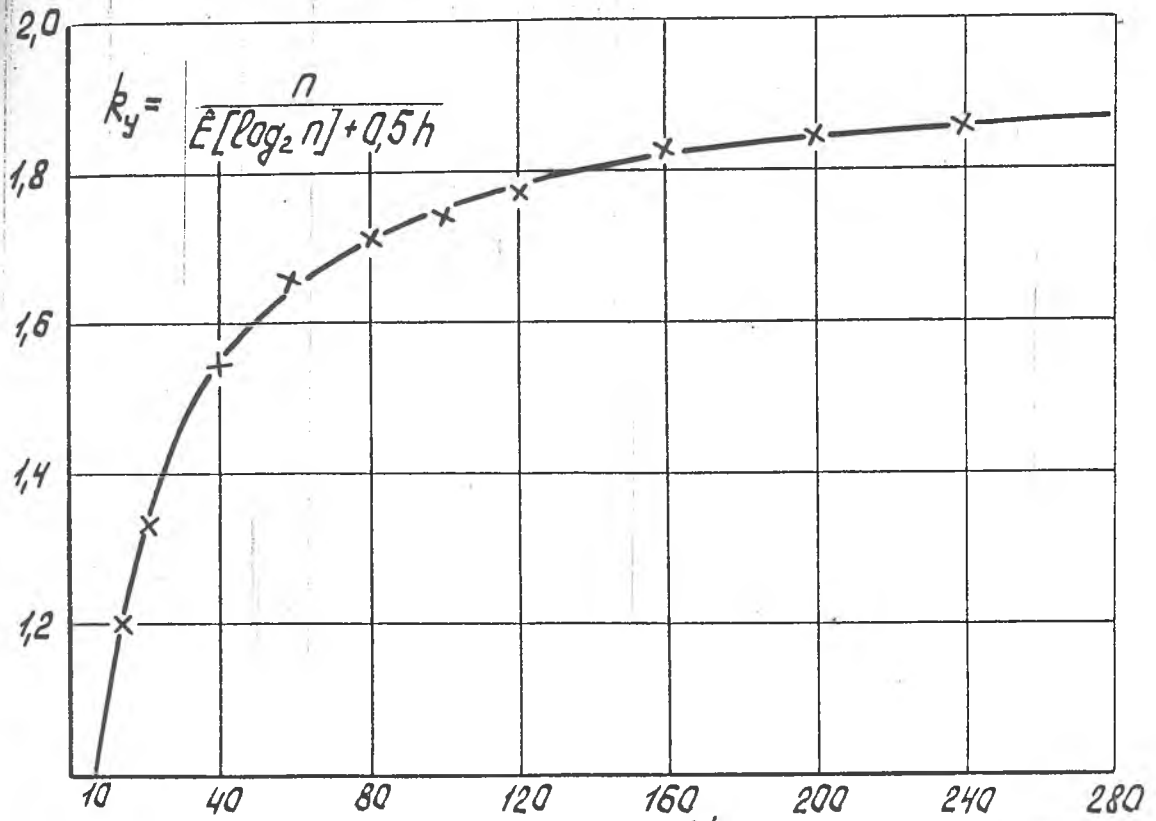


Рис.3.6. Уровень сжатия кодов  $N_{iK}$  при универсальном кодировании.

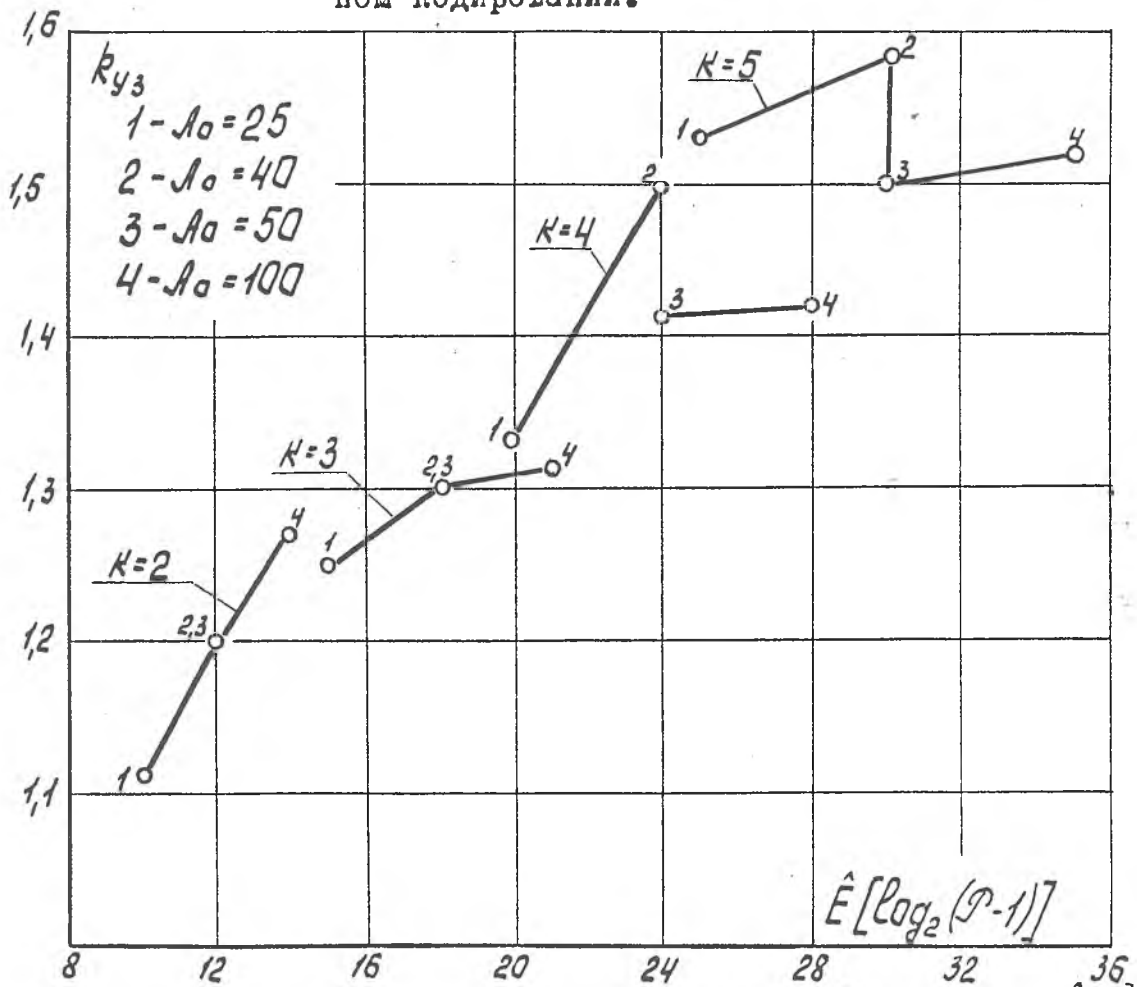


Рис.3.7. Изменение коэффициента сжатия для различных  $\{\lambda_0\}$ .



... в многоканальных системах, а также являются удобными для последующего универсального кодирования.

Максимальный уровень сокращения избыточности среди совместимых методов достигается при комплексировании кодов СОК с методом вычетов и последующим универсальным кодированием. При этом измерения по всем каналам могут производиться одновременно, а согласование параметров кодирования с динамическими свойствами контролируемых процессов производится соответствующим выбором модулей  $\{P_j\}$  для представления вычетов по каждому из каналов.

### 3.3. Исследование путей повышения быстродействия и упрощения процедур преобразования СОК

Предложенное в [93] устройство для передачи информации, реализующее алгоритм уплотнения входных отсчетов (3.8), включает устройство умножения для получения парных произведений  $U_j V_j$ . Естественно, что от скорости выполнения указанной операции в значительной мере зависит быстродействие преобразования входных данных в код СОК. В связи с этим возникает необходимость анализа применимости известных или разработки новых алгоритмов умножения, исходя из требований упрощения множительного устройства в преобразователях кода СОК при сохранении их высокого быстродействия.

Одним из условий оптимизации алгоритмов умножения является замена операции умножения набором других операций, не требующих применения сдвиговых регистров и сложных многокаскадных накопителей.

Анализ алгоритмов умножения, проведенный нами [122] показывает, что работа цифровых множительных устройств, отличающихся по структуре и быстродействию, может быть организована на основе различных вычислительных алгоритмов, включающих операции сложе-

вычитания, деления и возведения в квадрат. Известное решение такой задачи основано на решении уравнения

$$x_i x_j = \frac{(x_i + x_j)^2 - (x_i - x_j)^2}{4},$$

$x_i, x_j$  - цифровые значения сомножителей.

Подставляя в последнее выражение  $a = x_i + x_j; b = |x_i - x_j|$  и используя представление суммы натурального ряда нечетных чисел в виде

$$a = \sqrt{\sum_{i=1}^a (2i-1)}, \quad b = \sqrt{\sum_{i=1}^b (2i-1)},$$

получим следующую формулу для вычисления произведения

$$x_i x_j = \frac{1}{4} \left[ \sum_{i=1}^{x_i+x_j} (2i-1) - \sum_{i=1}^{|x_i-x_j|} (2i-1) \right].$$

Выполнение операции умножения по данной формуле позволяет заменить процедуры возведения в квадрат простым накоплением сумм нечетных чисел, что существенно упрощает реализацию множительного устройства в дискретном варианте. Однако необходимость вычисления пределов суммирования в виде суммы и разности сомножителей перед выполнением операции умножения приводит к усложнению устройства и снижает его быстродействие.

Недостатком приведенных, а также других известных вычислительных алгоритмов умножения является неполное использование априорной информации о свойствах сомножителей. В частности, учет неравенств  $x_i \leq x_j$  и  $x_i \geq x_j$  позволяет получить наиболее простую формулу операции умножения

$$x_i x_j = Z_i^2 + |x_i - x_j| Z_i,$$

где  $Z_i = x_i$ , если  $x_i \leq x_j$  и  $Z_i = x_j$ , если  $x_i > x_j$ .

Выражая, как и ранее,  $Z_i^2$  через сумму нечетных чисел, представим последнее выражение в виде

$$x_i x_j = \sum_{i=1}^{Z_i} (2i-1) + \sum_{i=1}^{|x_i-x_j|} Z_i.$$

Особенностью полученного алгоритма умножения является его принципиально следственный характер в случае представления сомножителей в унитарных кодах. Это позволяет начать процесс умножения одновременно с началом измерения сомножителей  $X_i$  и  $X_j$  и получить результат умножения в конце измерения. Действительно, если значения сомножителей соответственно равны и  $X_i = 5$ ,  $X_j = 8$ , то пока унитарные коды указанных сомножителей равны (для рассматриваемого примера это будет наблюдаться в интервале 0 - 5 единиц), в умножителе происходит накопление суммы нечетных чисел, количество которых равно меньшему из сомножителей, а результат суммирования - его квадрату, т.е.  $Z_i^2 = 1 + 3 + 5 + 7 + 9 = 25$ . После этого уже известное значение  $Z_i$  прибавляется к полученной сумме  $|X_i - X_j|$  число раз синхронно с сигналами унитарного кода большего из сомножителей  $Z_i^2 + Z_i + Z_i + Z_i = X_i X_j$ .

Реализация описанного алгоритма умножения в цифровом устройстве, предложенном автором [123], позволила создать достаточно простую схему множительного устройства числоимпульсного типа, обеспечивающего возможность получения частных произведений и накопление их суммы синхронно с процессом измерения сомножителей. Анализ структуры указанного устройства, используемого в качестве кодера СОК приведен в следующем подразделе.

Использование априорных сведений о характере и свойствах сомножителей устройств уплотнения информации в коде СОК позволяет осуществить дальнейшую оптимизацию алгоритма умножения. В частности, условия преобразования (3.8) накладывают следующие ограничения на свойства сомножителей

$$0 \leq Y_j \leq P_j - 1; \quad \frac{P}{P_j} \leq B_j \leq P - \frac{P}{P_j},$$

причем  $Y_j \equiv 0 \pmod{1}$  и  $B_j \equiv 0 \pmod{1}$ , что определяет их положительность и целочисленность.

Указанные ограничения, а также наличие модульной операции в

выражении (3.8) определяют ряд дополнительных требований к свойствам алгоритма умножения. Одно из них заключается в необходимости устранения избыточности выполнения операции суммирования парных произведений  $U_{ij} B_j$  по модулю  $\mathcal{P}$  путем замены операции умножения в алгоритме (3.12) операцией сложения кодов, т.е.

$$N_{ik} = \text{res} \sum_{j=1}^K a_{ij} \pmod{\mathcal{P}}, \quad (3.21)$$

где

$$a_{ij} = \text{res} U_{ij} B_j \pmod{\mathcal{P}}.$$

Покажем, что реализация (3.21) приводит к существенному увеличению быстродействия алгоритма уплотнения информации в коде СОК.

Запишем преобразование СОК в виде

$$N_{ik} = \sum_{j=1}^K U_{ij} B_j - \tau_{1i} \mathcal{P},$$

где  $\tau_{1i}$  - ранг  $N_{ik}$  по модулю

Аналогично выразим (3.21)

$$N_{ik} = \sum_{j=1}^K a_{ij} - \tau_{2i} \mathcal{P}; \quad a_{ij} = U_{ij} B_j - \tau_{3ij} \mathcal{P}$$

и составим уравнение

$$\sum_{j=1}^K U_{ij} B_j - \tau_{1i} \mathcal{P} = \sum_{j=1}^K (U_{ij} B_j - \tau_{3ij} \mathcal{P}) - \tau_{2i} \mathcal{P}. \quad (3.22)$$

Нормируя (3.22) по  $\mathcal{P}$ ,

$$\sum_{j=1}^K U_{ij} \frac{B_j}{\mathcal{P}} - \tau_{1i} = \sum_{j=1}^K \left( U_{ij} \frac{B_j}{\mathcal{P}} - \tau_{3ij} \right) - \tau_{2i}$$

и выполняя элементарные сокращения, получим

$$\tau_{1i} = \sum_{j=1}^K \tau_{3ij} + \tau_{2i}.$$

Так как  $\tau_{1i}$  представляет количество переходов через обобщенный модуль  $\mathcal{P}$  в процессе выполнения преобразования СОК, а сумма  $\tau_{3ij}$  в последнем уравнении отражает количество таких переходов, которые исключаются при выполнении (3.21), условие повышения быстродействия преобразования СОК можно представить в виде

$$\tau_{1i} - \tau_{2i} = \sum_{j=1}^k \tau_{3ij}.$$

В табл. П 5 приведены значения  $\tau_{3ij}$  для всех  $2 \leq p_j \leq 31$  и различных  $m_j$ , рассчитанные по формуле

$$\tau_{3ij} = \hat{E} \left[ y_{ij} \frac{m_j}{p_j} \right].$$

Начальный участок зависимости  $\tau_{3ij} = f(m_i, y_{ij}, p_j)$  показан на рис. 3.8. В качестве примера для СОК с наборами модулей (табл. 3.1) определены значения  $\tau_{1i} - \tau_{2i}$ , а также приведены верхние оценки количества возможных переходов через модуль  $\mathcal{P} \cdot \sum_{j=1}^k (p_j - 1)$  (см. табл. П 6).

Нормированные по  $p_j$  зависимости общего числа парных произведений  $y_{ij}(m_j/p_j)$ ,  $\tau_1 = (p_j - 1)p_j$  и количества переходов через модуль  $\mathcal{P}$ , исключаемых при выполнении (3.21),

$$\tau_{3i} = \sum_{j=1}^{p_i-1} \hat{E} \left[ y_{ij} \frac{m_j}{p_j} \right],$$

представлены на рис. 3.9. Там же, в процентном отношении показан график увеличения быстродействия преобразования СОК выполняемого по алгоритму (3.21) по сравнению с (3.8).

Из приведенного анализа следует, что выполнение преобразования СОК по безранговой форме позволяет за счет исключения переходов через модуль  $\mathcal{P}$  более чем на 80 % повысить быстродействие уплотнения информации в коде СОК.

Представление информации в нормализованной системе остаточных классов (НСОК), предложенное нами в [124], также обеспечивает приведение исследуемых алгоритмов уплотнения сообщений к безранговой форме СОК.

Условие нормирования  $N_{ik}$  определим путем совместного решения (3.6) и (3.5)

$$[N_{ik}]_{\mathcal{P}} = \text{res} \sum_{j=1}^k y_{ij} \frac{m_j}{p_j} \pmod{1}, \quad (3.23)$$



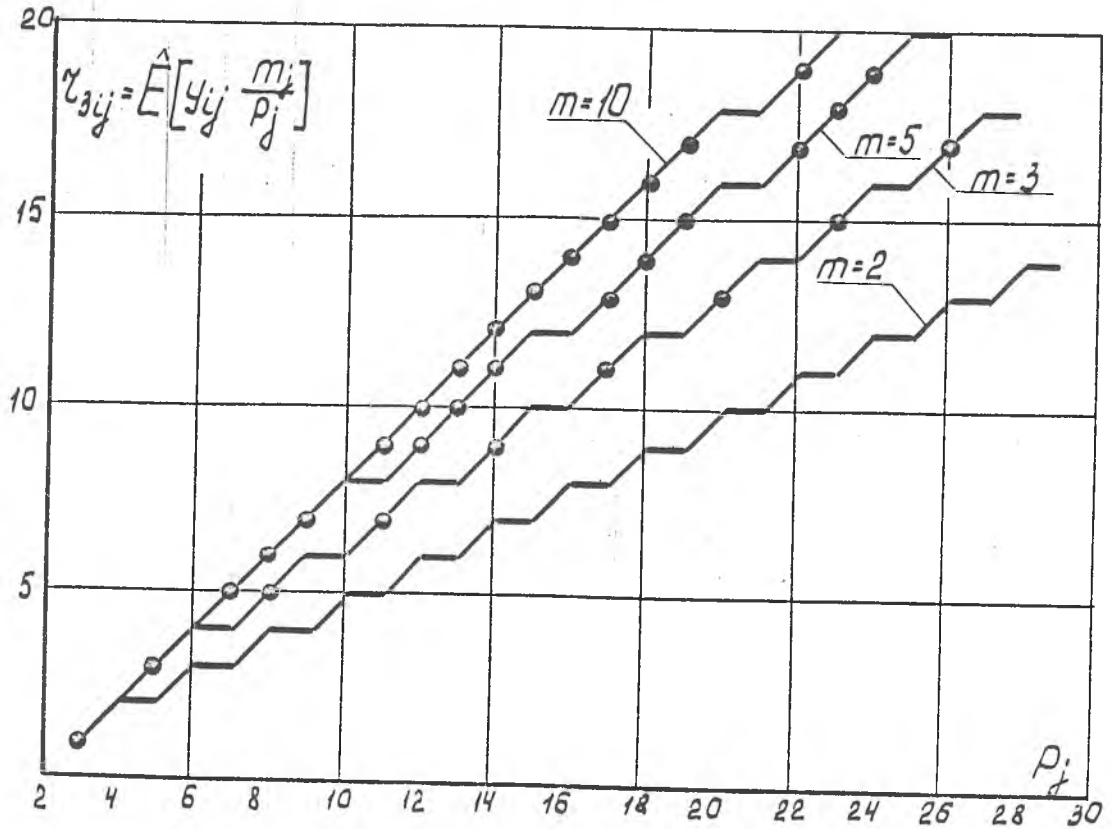


Рис.3.8. Начальный участок зависимости числа переходов через модуль  $P$ , исключаемых в безранговых СОК.

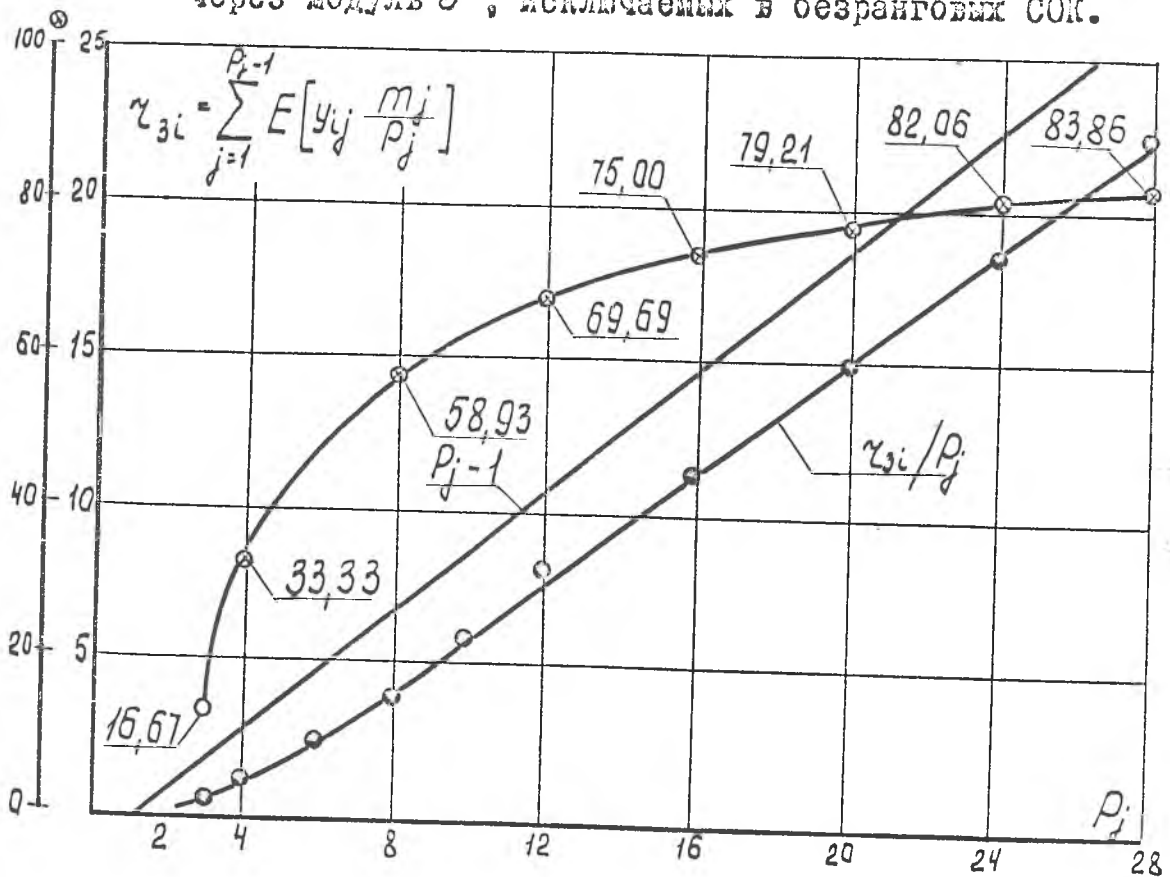


Рис.3.9. Относительное повышение быстродействия преобразования СОК, приведенного к безранговой форме.

$$[N_{ik}]_{op} = \frac{N_{ik}}{P}, \quad 0 \leq [N_{ik}]_{op} < 1.$$

Нормированное по  $P_j$  представление  $Y_{ij}$  получается при решении уравнения

$$[Y_{ij}]_{op} = \text{res} [N_{ik}]_{op} \frac{P}{P_j} \pmod{1},$$

поэтому процедура извлечения  $Y_{ij}$  из кодов  $[N_{ik}]_{op}$  описывается выражением

$$Y_{ij} = \tilde{E} \left[ \text{res} [N_{ik}]_{op} \frac{P}{P_j} \pmod{1} P_j \right], \quad (3.24)$$

где  $\tilde{E}[\cdot]$  — функция округления к ближайшему целому.

Наличие целочисленной функции  $\tilde{E}[\cdot]$  в (3.24) обусловлено тем, что отношение  $m_j/P_j$  в выражении (3.23) является дробью, которая представляется конечным числом разрядов с некоторой точностью, приводящей к ошибке вычисления  $Y_{ij}$ .

Для оценки допустимой величины указанной ошибки по каждому из модулей представим отношение  $m_j/P_j$  в виде

$$\frac{m_j}{P_j} = A_j + \delta_j \quad (3.25)$$

где  $A_j$  — округленное значение отношения  $m_j/P_j$ ;  $\delta_j$  — ошибка округления.

Подставляя (3.25) в (3.23), имеем

$$[N_{ik}]_{op} = \text{res} \left( \sum_{j=1}^K Y_{ij} A_j + \sum_{j=1}^K Y_{ij} \delta_j \right) \pmod{1},$$

где сумма содержащая элементы  $\delta_j$  определяет суммарную ошибку вычисления  $[N_{ik}]_{op}$ .

В соответствии с (3.23)  $N_{ik}$  нормируется по  $P$  с точностью до  $P^{-1}$ , поэтому однозначность представления информации в НСОК достигается, если величина ошибки вычисления  $m_j/P_j$  удовлетворяет системе неравенств

$$\left\| \sum_{j=1}^{K-\nu} y_{ij} \delta_j \right\| < 0,5 P^{-1}; \quad \nu \in \overline{1, K}, \quad (3.26)$$

решение которой для допустимой положительной ошибки округления по каждому из модулей  $P_j$  имеет вид

$$\delta_{\text{доп}} \leq 2^{-\hat{E}[\log_2 P \sum_{j=1}^{K-\nu} (P_j - 1)]}.$$

На рис.3.10 приведен график изменения кодовой длины при которой достигается единственность преобразования НСОК.

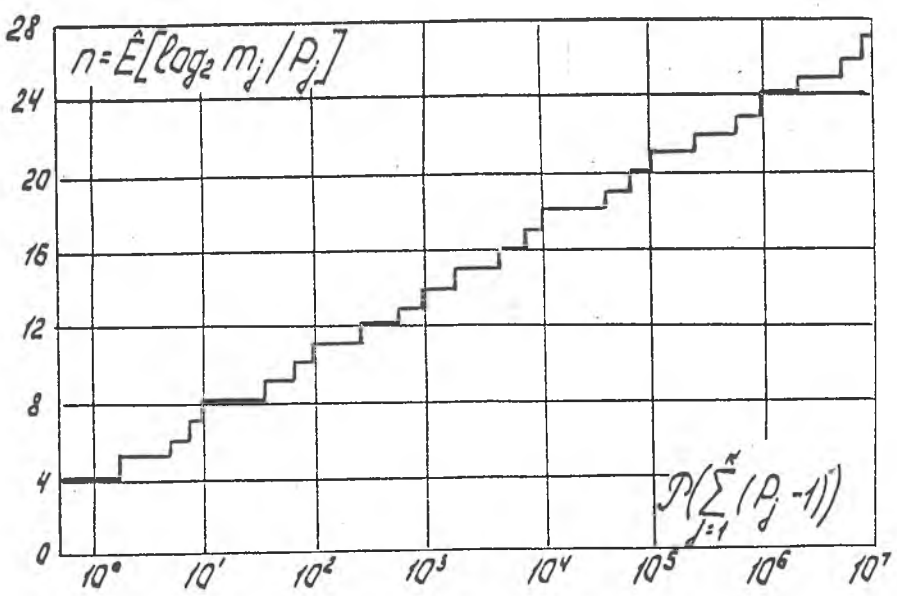


Рис.3.10.

К недостаткам НСОК относится увеличение кодовой длины  $[N_{iK}]_{\text{оп}}$  по сравнению с  $N_{iK}$ , а также усложнение операции декодирования.

Высокая степень совместимости кодов НСОК с методами представления информации в ЭВМ определяет перспективу применения таких кодов для обмена информацией в машинных комплексах.

Таким образом проведенный анализ методов повышения быстродействия преобразования СОК показывает, что для реализации специализированных кодиров СОК наиболее рациональным следует считать целочисленное преобразование, выполняемое по алгоритму (3.8), приведенное к безраковой форме.

### 3.4. Оптимизация структур и алгоритмов работы устройств формирования и передачи сообщений в коде СОК.

Исследование структурных схем устройств уплотнения и передачи информации в коде СОК позволяет оценить их возможные и технически целесообразные варианты с учетом принципиальных отличий, которые возникают в связи с изменением:

- 1) способов отбора информации при циклическом опросе контролируемых параметров и организации одновременных измерений;
- 2) арифметики прямого преобразования СОК;
- 3) способов реализации устройств свертки по модулю.

На рис. 3.11 представлена структурная схема устройства уплотнения и передачи цифровой информации предложенного в [93], арифметика работы которого описана автором [94]. В качестве базового алгоритма преобразования информации используется выражение (3.8). В рассматриваемом варианте предусматривается применение одного отсчетного устройства, которое циклически производит опрос измерительных каналов и формирует последовательность цифровых отсчетов  $U_{ij}$ , где  $i$  - номер измерения;  $j$  - номер канала.

Работа блока уплотнения происходит следующим образом.

Непрерывные функции, подлежащие передаче в блоке I отсчета дискретизируются через равные интервалы времени и квантуются по амплитуде. На выходе блока отсчета образуется дискретная последовательность чисел, например, двоичных. Каждое число  $U_{ij}$ , отображающее сигнал  $i$ -го уровня  $j$ -го измерения или канала, в блоке 3 умножается на соответствующее базисное число  $B_j$ , поступающее из накопителя 2 базисных чисел.

В сумматоре 4 результат умножения  $U_{ij} B_j$  складывается с сум-

ной ранее поступивших в него чисел, соответствующих предшествующим отсчетам, по модулю  $P$ . Число  $N_{ik}$ , полученное в виде суммы частных произведений  $U_j V_j$  по модулю  $P$ , фиксируется на выходе сумматора и может быть передано по каналу 5 связи или зарегистрировано на носителе информации. На приемном конце канала связи путем вычисления наименьших неотрицательных вычетов по модулям  $P_j$  в блоках  $B_1 - B_k$  деления однозначно определяются значения  $U_j$ .

К положительным качествам структуры, представленной на рис. 3.11, следует отнести:

1) преобразование многоканальной системы передачи информации в эквивалент одноканальной с автоматическим кодированием кодеров каналов измерения независимо от порядка их опроса;

2) применение одного АЦП;

3) небольшой объем памяти накопителя базисных чисел, реализуемого по схеме ДЗУ с непосредственной выборкой, с числом ячеек, равным ;

4) однозначное представление набора чисел  $\{U_j\}$ ,  $j \in \overline{1, K}$ , числом  $N_{ik}$ .

Основными недостатками рассматриваемой структурной схемы являются:

1) наличие множительного устройства;

2) избыточность представления частных произведений  $U_j V_j$  по отношению к модулю  $P$  ;

3) необходимость выполнения операции суммирования по модулю  $P$ , величина которого изменяется при изменении набора  $\{P_j\}$  ;

4) пропорциональное возрастание разрядности кодов  $N_{ik}$  при увеличении точности измерений или количества каналов в соответствии с выражением (3.15);

5) неодновременность измерений и соответствующее смещение цифровых отсчетов  $U_j$ .

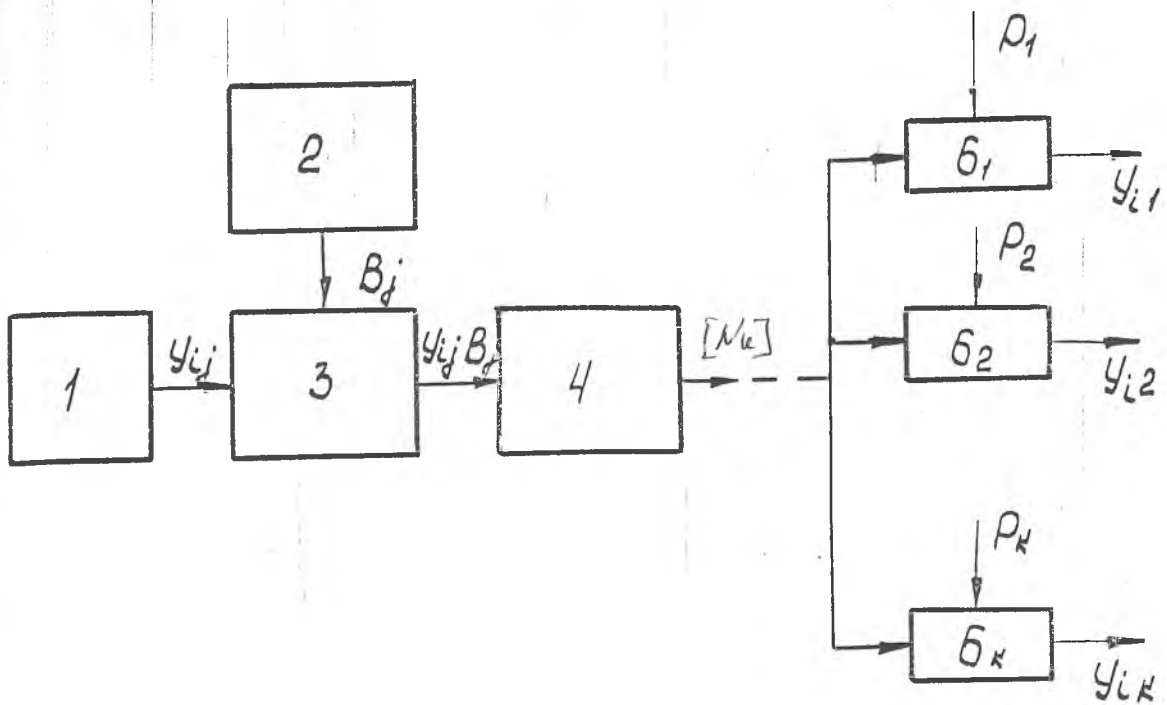


Рис.3.11. Схема устройства передачи информации в коде СОК.

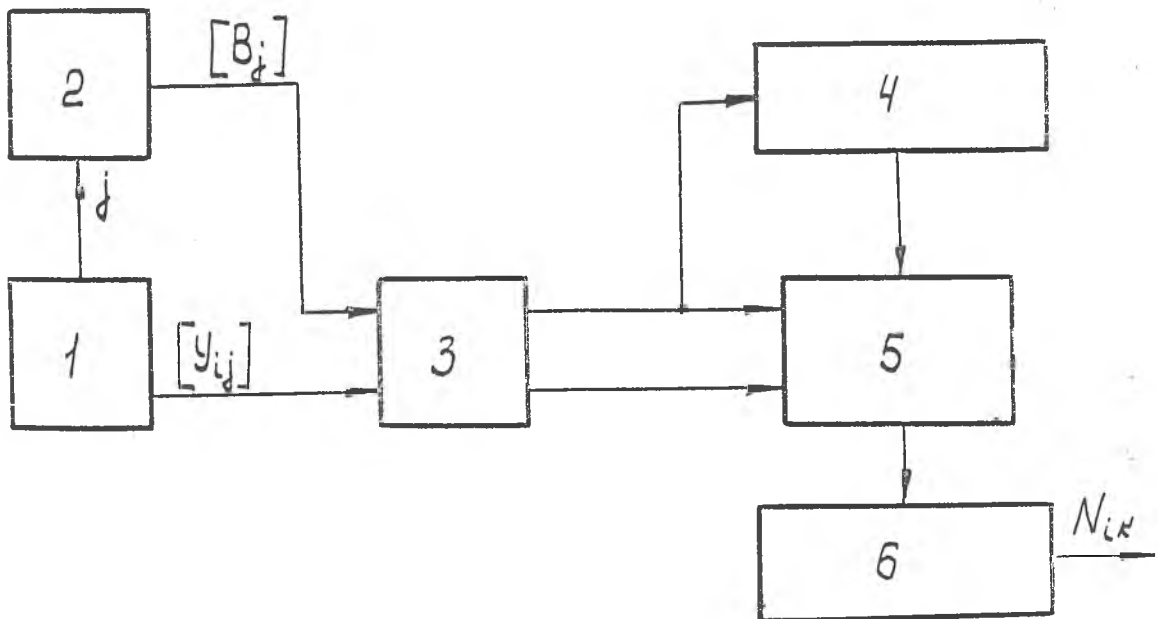


Рис.3.12. Структура кодера СОК на основе числоимпульсного множительного устройства.

На рис. 312 представлена схема кодера СОК, реализованного на основе множительного устройства [123], работа которого происходит следующим образом.

Отсчетное устройство I в каждом цикле измерения вырабатывает унитарный код отсчета  $[U_j]$ , а также признак канала  $j$ . В результате этого на первый и второй входы одноразрядного сумматора соответственно поступают унитарные коды базисного числа  $[B_j]$  (из блока 2) и отсчета  $[U_j]$ . На интервале времени совпадения указанных кодов потенциалом сигнала первого выхода сумматора 3 посредством клапана 5 разрешается перенос кода, хранимого в счетчике 4, в накопитель 6, а фронтом падения указанного сигнала производится прибавление единицы к содержимому счетчика 4. При этом за счет сдвига кода счетчика на один разряд вправо и добавления единицы к младшему разряду накопителя 6, в последнем происходит формирование и сложение кодов исчетных чисел, количество которых равно меньшему из сомножителей.

Последующие сигналы антисовпадения со второго выхода сумматора 3 открывают вторую ветвь клапана 5, чем обеспечивается перенос прямого кода счетчика 4 в накопитель 6 и формирование в нем кода суммы произведений  $U_j B_j$ . В конце каждого такта измерения в накопителе 6 производится сравнение полученного кода с кодом модуля  $P$  и в случае превышения последнего - корректировка результата суммирования с целью получения  $N_{ik}$ .

Исследуемая структура кодера СОК характеризуется следующими положительными свойствами:

- 1) максимальное упрощение множительного устройства;
- 2) отсутствие специального блока управления;
- 3) применение одного АЦП.

К недостаткам относятся:

- 1) кодирование отсчетов, смещенных по времени;

- 2) необходимость формирования унитарных кодов  $[B_j]$  ;
- 3) сложная конструкция накопителя параллельного типа, выполняющего кроме суммирования модульную операцию.

На рис.3.13 представлена структурная схема устройства передачи данных, блок уплотнения которого выполнен по предложенной нами схеме [122]. Особенностью данной структуры является выполнение преобразования СОК по алгоритму (3.21), а также наличие управляющей связи от отсчетного устройства к накопителю кодов  $\sigma_{ij}$ .

Работа схемы уплотнения информации начинается после выполнения в блоке I отсчета цикла измерения и формирования кода с признаком номера канала измерения. Код  $(U_{ij}, j)$  поступает на вход накопителя  $\sigma_{ij}$ , где вырабатывается соответствующий ему код вычета частного произведения  $U_{ij} B_j$  по модулю  $P$  согласно выражению (3.21). Данный код поступает на первые входы логических элементов "И". Одновременно с выборкой кодового числа из накопителя (2) блок (I) отсчета подает серию импульсов на вход двоичного счетчика (3), используемого в качестве делителя частоты. Выходы триггеров делителя (3) подключены ко вторым входам элементов "И", чем обеспечивается подача на соответствующие входы  $2^{s-1}$  - кратных ( $s = 1, 2, \dots, S$ ) последовательностей импульсов. При этом на выходе логической схемы "ИЛИ" получается количество импульсов, равное числу  $\sigma_{ij}$ , что соответствует его представлению в унитарном коде  $[\sigma_{ij}]$ .

После прохождения  $2^s$  импульсов на вход делителя 3 все его триггеры устанавливаются в нулевое состояние, а сигнал сквозного переноса с его выхода приводит блок I отсчета в состояние, соответствующее выборке следующего по порядку кода из накопителя.

В каждом последующем цикле работа устройства происходит аналогичным образом. После выполнения  $K$ -го цикла в модульном счетчике 4 накапливается код числа  $N_{ik}$ , однозначно представляющего



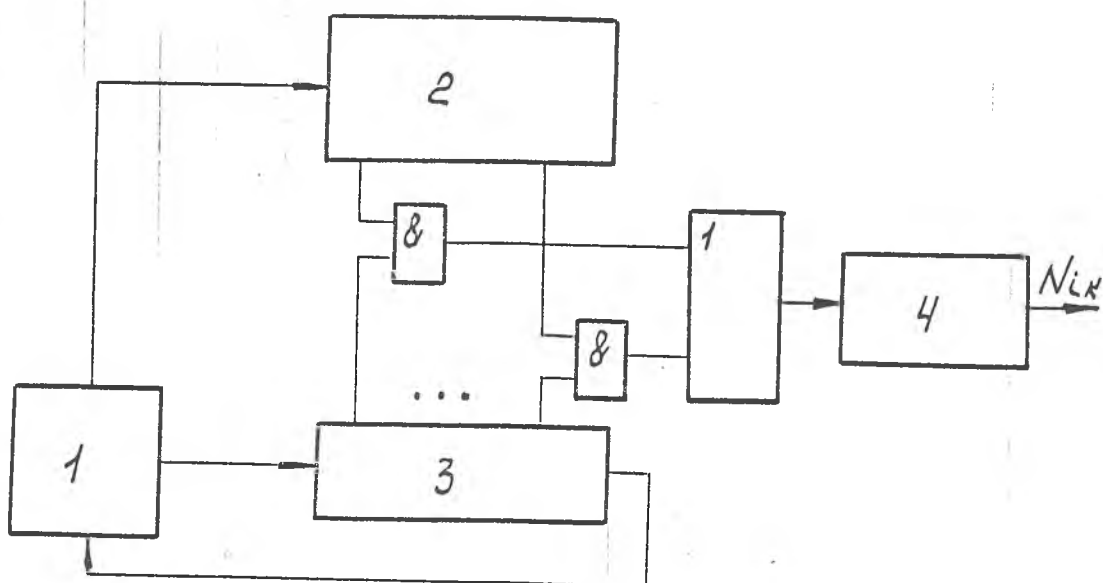


Рис. 3.13. Кодер СОК с повышенным быстродействием за счет исключения избыточности частных произведений  $Y_{ij} B_j \pmod{P}$ .

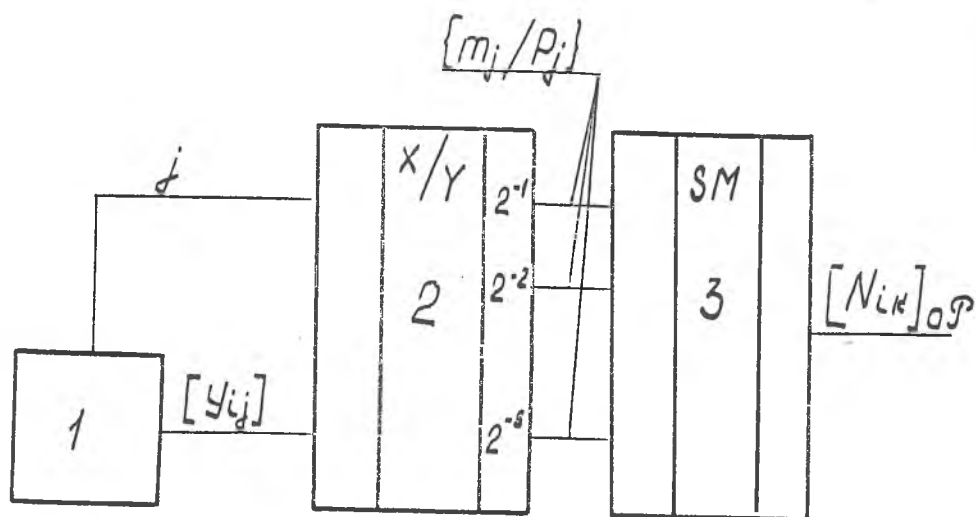


Рис. 3.14. Кодер, реализующий унитарное преобразование НСОК.

набор входных отсчетов  $\{y_{ij}\}$ .

Положительными качествами рассмотренной структурной схемы кодера СОК являются:

- 1) отсутствие специального множительного устройства;
- 2) исключение избыточности представления частных произведений и, как следствие этого, повышение быстродействия;
- 3) упрощение реализации сумматора по модулю  $P$ ;
- 4) отсутствие устройства управления.

Недостатки структуры рис.3.12, перечисленные в п.(3-6) в рассматриваемом кодере сохраняются.

Кроме того, увеличивается необходимый объем памяти накопителя кодов  $d_{ij}$ , пропорционально  $\sum_{j=1}^K (P_j - 1)$  и усложняется схема накопителя кодов  $d_{ij}$ , реализуемого в виде ДЗУ со встроенными дешифраторами кодов  $y_{ij}$  [122].

На рис.3.14 представлена структура устройства уплотнения сообщений в коде НСОК, теоретические основы которого изложены в [123]. Отличительным качеством данной структуры является представление дискретных отсчетов, формируемых отсчетным устройством I, в унитарном коде, а также реализация устройства декодирования на приемном конце канала связи согласно алгоритма (3.24).

Работа схемы (рис.3.14) базируется на реализации алгоритма прямого преобразования НСОК (3.23) и происходит по микропрограмме в процессе цикла измерения в отсчетном устройстве I. При этом после каждого импульса унитарного кода  $[y_{ij}]$  в соответствии с признаком канала ( $j$ ) производится выборка кода  $[m_j/P_j]$  из накопителя 2 в сумматор 3, где он складывается в форме представления с фиксированной запятой по модулю  $P = 1$ .

Положительными качествами рассматриваемой структуры являются:

- 1) отсутствие в устройстве уплотнения специального устройства управления;

- 2) синхронность уплотнения информации с процессом измерения, что определяет высокое быстродействие преобразования информации;
- 3) независимость структуры и принципа работы блока суммирования по  $(mod 1)$  при изменении набора модулей СОК  $\{P\}$ ;
- 4) структурная простота устройства уплотнения информации.

К недостаткам следует отнести:

- 1) увеличение разрядности формируемых кодов  $[N_{ik}]_0$  по сравнению с  $N_{ik}$  при заданном наборе модулей  $\{P_j\}$ ;
- 2) приближенное представление набора отсчетов  $\{y_{ij}\}$  с точностью до некоторой случайной ошибки  $0 \leq \delta_j < 0,5P^{-1}$ ;
- 3) усложнение устройства декодирования данных на приемном конце канала связи.

Развитие структуры устройств уплотнения и передачи информации в коде НСОК, представленной на рис.3.14, может идти в сторону исключения избыточности представления частных произведений  $y_{ij} A_0$ , обеспечения одновременности измерений, а также создания гибридных схем, использующих взаимно обратимые представления в кодах СОК и НСОК. Это приводит к значительному увеличению быстродействия преобразования СОК за счет применения параллельных схем, однако вышесписанные недостатки сокращаются.

Общим недостатком исследованных структурных схем, представленных на рис.3.11-3.14, является необходимость изменения наборов кодов  $B_j$ ,  $\alpha_{ij}$  и  $[m_j/P_j]_0$  в накопителях кодеров СОК, при изменении наборов модулей  $P_j$ .

Реализация устройств уплотнения информации по алгоритмам (3.21) или (3.23), как показано в предыдущем подразделе, всегда приводит к избыточности представления суммы частных произведений по модулю. Указанная избыточность отсутствует, если прямое преобразование СОК приводится к совершенной безранговой форме [125].

Примером структуры устройства, реализующего алгоритм преоб-

преобразования СОК, в котором отсутствует операция по модулю  $\mathcal{P}$ , может служить схема унитарного преобразователя СОК на счетчиках с управляемым коэффициентом пересчета [96]. Достоинством такой схемы является возможность оперативного изменения величин модулей  $\{P_j\}$  при сохранении ортогональных свойств преобразования СОК.

На рис.3.15 представлена разработанная схема многоканального кодера СОК рассматриваемого типа, которая содержит на входе многоканальное отсчетное устройство, одновременно формирующее двоичные коды отсчетов  $U_{ij}$  (см.рис.3.15) и в каждом канале — вычитающий счетчик по модулю  $P_j$  ( $СТP_j$ ), триггер запуска ( $T$ ), генератор высокочастотных сигналов ( $G$ ), логические элементы ( $L_1, L_2$ ) и суммирующий двоичный счетчик ( $СТN$ ).

Преобразование информации начинается после занесения в счетчики  $СТP_j$  кодов  $U_{ij}$  и установки в единичное состояние триггера запуска ( $T$ ). При этом разрешающий потенциал прямого выхода указанного триггера обеспечивает прохождение импульсов генератора  $G$  через элемент  $L_2$  на входы всех счетчиков  $СТP_j$ , включая также счетчик  $СТN$ . Процесс преобразования заканчивается по сигналу логического элемента  $L_1$ , который вырабатывается при совпадении сигналов нулевого состояния всех  $СТP_j$ . При этом в счетчике  $СТN$  формируется код числа  $N_{ik}$ , однозначно представляющего набор отсчетов  $\{U_{ij}\}$ .

Как видно из рис.3.15, в данной структурной схеме используется промежуточное представление числа  $N_{ik}$  в унитарном коде, что является удобным с точки зрения его представления в требуемой системе счисления. С другой стороны, это обстоятельство создает ограничение на скорость уплотнения информации, которая зависит от частоты тактового генератора  $G$  и величины обобщенного модуля СОК  $\mathcal{P}$ .

Оценим скорость уплотнения информации по каждой из рассмотрен-

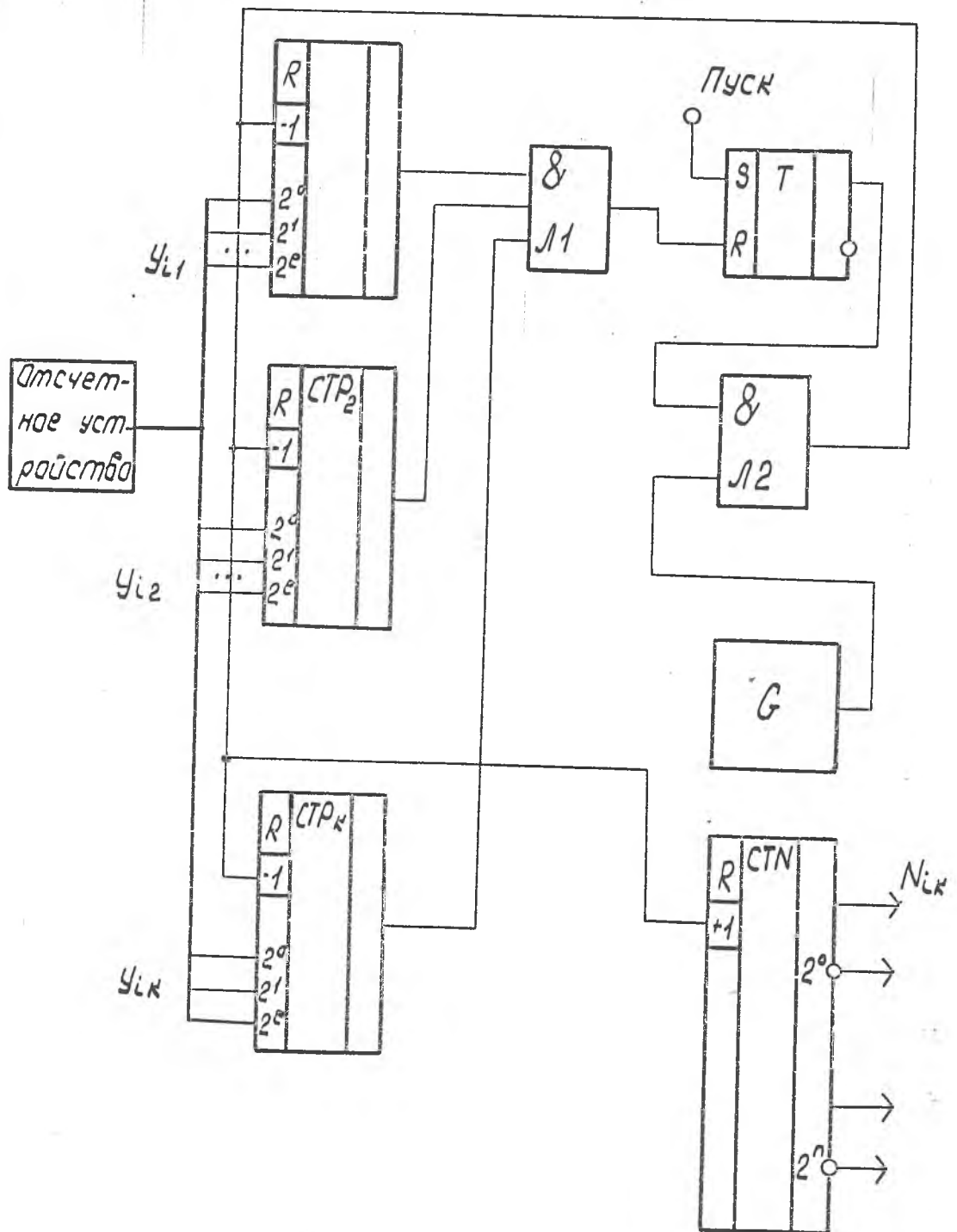


Рис.3.15. Структура кодера ССК, реализованного по схеме безрабочего унитарного цифрового преобразователя.

ных структурных схем в виде количества формируемых кодов СОК за единицу времени при заданной тактовой частоте  $G$  и наборе модулей  $\{P_j\}$

$$f_v = \frac{f_G}{N_v}, \quad (3.27)$$

где  $N_v$  - суммарное количество элементарных операций типа сложение и сдвиг, выполняемое в процессе вычисления одного кода СОК структуры, представленной на рис.3.11-3.15.

На рис.3.16 приведены графики функций скорости создания сообщений на выходе кодиров СОК с наборами модулей  $\{P_j\}$  из табл. 3.1, рассчитанные по формуле

$$R_v = \hat{E} [f_v \hat{E} [\log_2 \prod_{j=1}^k P_j]].$$

Сравнивая характеристики рис.3.14 и 3.16, убеждаемся в хорошей согласуемости скорости создания сообщений кодером вычетов и кодером СОК, реализуемых по унитарной схеме.

На рис.3.20 представлена принципиальная схема узла счетчика  $СТP_j$ , являющегося основным цифровым блоком унитарного кодера СОК. На указанном рисунке также приведено содержание микрокоманд, последовательность которых полностью описывает работу схемы. Особенностью принятой реализации кодера СОК является высокая стабильность работы, отсутствие гонок и состязаний элементов, а также возможность оперативного изменения модулей пересчета  $P_j$  в каждом канале. Схема реализована на ТТЛ - микросхемах серии 155 и при испытаниях показала высокую стабильность работы.

Таким образом, ряд обоснованных выше положительных качеств унитарного кодера СОК, простота и надежность составляющих его узлов, а также аппаратная совместимость с кодером вычетов, позволяет рекомендовать структуру, приведенную на рис.3.15, в качестве базовой для разработки каскадного кодера СОК, комплексированного с многоканальным кодером вычетов, реализуемого на основе счетчиков с уп-

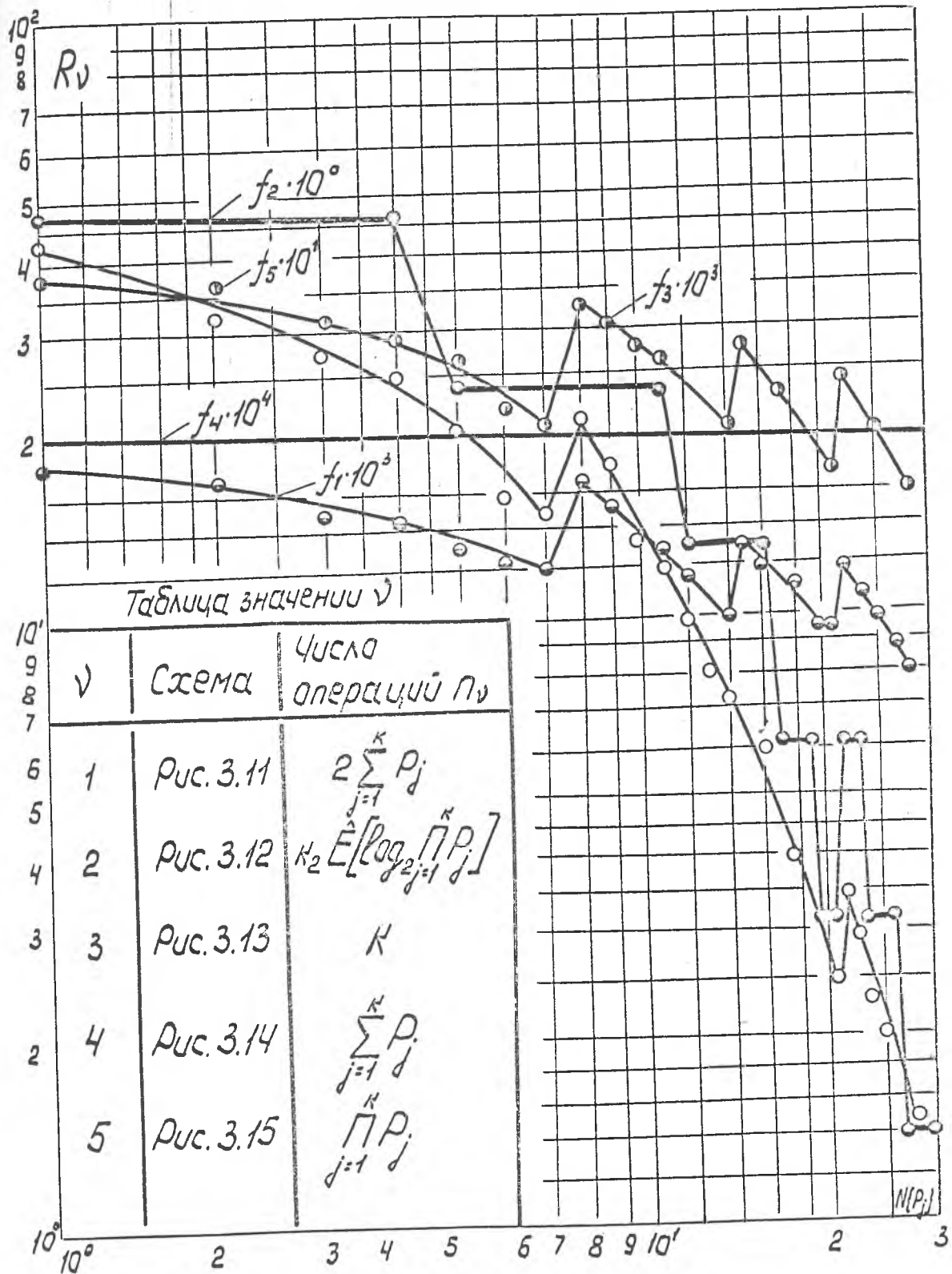


Рис.3.16. Скорость создания сообщений на выходе кодеров СОК, реализуемых по различным схемам.  
 $N[P_j]$  - номер набора модулей из табл.3.1.

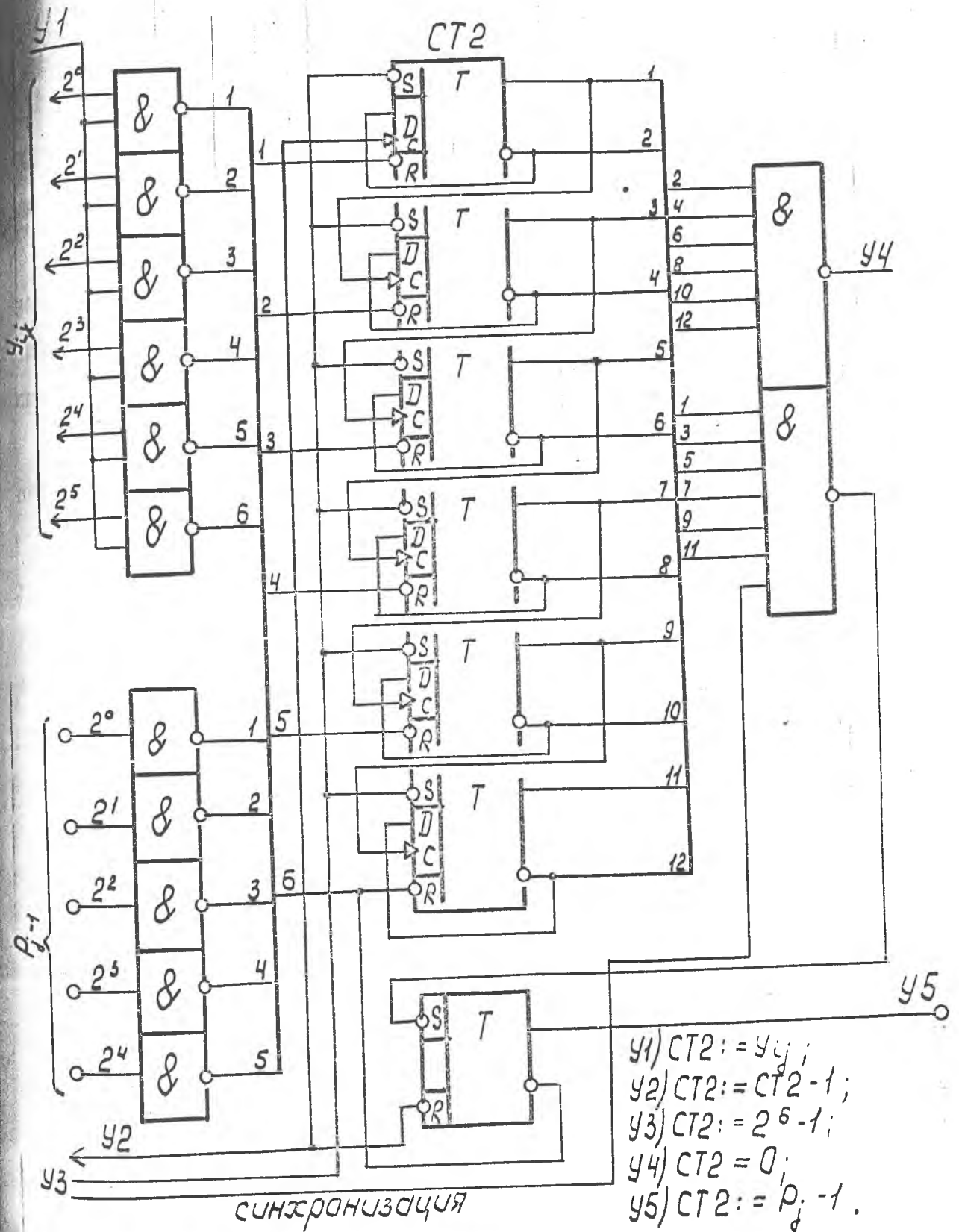


Рис.3.17. Принципиальная схема канала кодера СОК.



...яемым коэффициентом пересчета.

### Выводы по третьему разделу

1. Предложен метод уплотнения цифровых сообщений в коде СОК и подтверждена целесообразность его применения для формирования и передачи сообщений в низовых сетях АСУ ТП.
2. Показано, что системные требования по оптимизации параметров кодов СОК в наилучшей степени удовлетворяются при комплексировании последних в каждом канале с методом вычетов и дальнейшим универсальным кодированием.
3. Максимальное быстродействие кодеров СОК достигается при переходе к безранговой, а также нормализованной формам СОК.
4. Установлено, что наибольшим быстродействием и простотой характеризуется реализованный по унитарной схеме многоканальный кодер СОК, который рекомендован в качестве базового для создания каскадного кодера.

#### 4. РАЗРАБОТКА МЕТОДА КАСКАДНОГО ФОРМИРОВАНИЯ СООБЩЕНИЙ НА ОСНОВЕ КОДОВ СОК

##### 4.1. Определение условий обратимости каскадного сжатия цифровых сообщений и разработка схем пе- редачи данных с его применением

Решение задачи каскадного сжатия сообщений в коде СОК для уплотнения измерительной информации, вводимой в ЭВМ, изложено в работе [83], где разработана соответствующая программа-модель и получены оценки уменьшения объема сообщений при различных параметрах кодирования. Ниже приводится решение идентичной задачи для формирования и передачи сообщений в многоканальных СПД.

Пусть дана дискретная  $n$ -канальная система передачи информации, на входе которой через равные интервалы времени формируются результаты измерений в виде вектора отсчетов

$$N_{ik} = \{ Y_{i1}, Y_{i2}, \dots, Y_{ij}, \dots, Y_{ik} \},$$

где  $i$  - номер измерения;  $j$  - номер канала.

В соответствии с условием единственности кодирования отсчетов методом вычетов в каждом из каналов выбираем такой модуль кодирования  $q_j$ , чтобы удовлетворялось неравенство (2.13), тогда

$$b_{ij} = \text{res } Y_{ij} \pmod{q_j}.$$

Последнее уравнение определяет алгоритм преобразования сообщений в первом каскаде.

Чтобы обеспечить удовлетворение однозначности прямого и обратного преобразования СОК в многоканальной системе необходимо найти систему попарно взаимнопростых модулей  $\{P_j\}$  таких, чтобы

$$q_j \leq P_j, \quad (4.1)$$

В результате выполнения (4.1) автоматически удовлетворяется принципиальное условие согласования метода вычетов с кодами СОК

$$0 \leq v_{ij} \leq p_j - 1, \quad (4.2)$$

которое обеспечивает обратимость каскадного сжатия информации.

При выполнении (4.2) второй этап преобразования кодов реализуется согласно выражению

$$N_{ik}(\beta) = \text{res} \sum_{j=1}^K v_{ij} v_j \pmod{\mathcal{P}}. \quad (4.3)$$

Процедуры дешифрации данных в соответствии с формулами (3.9) и (2.14) выполняются в обратной последовательности:

1) извлечение вычетов из кода

$$v_{ij} = \text{res} N_{ik}(\beta) \pmod{\mathcal{P}}; \quad (4.4)$$

2) восстановление сточеров по значениям вычетов

$$y_{ij} = \hat{E} \left[ \frac{y_{i-1,j} - v_{ij}}{q_j} + 0,5 \right] q_j + v_{ij}. \quad (4.5)$$

Схема СПД, реализующая передачу результатов измерений в реальном масштабе времени. неизменным методом, представлена на рис.4.1. Особенностью данной схемы, где на уровне внутреннего каскада принят код СОК, является, как указано в [93,94], автоматическая передача признака канала  $j$ , независимо от порядка поступления входных сообщений  $y_{ij}$ , а также возможность их параллельной дешифрации на приеме.

На рис.4.2 приведена схема СПД, в которой, кроме передачи измерительной информации, организован канал или несколько каналов для передачи сообщений, возникающих стохастически, например, типа аварийных сигналов или данных планово-экономического и отчетного характера. Как видно из рисунка, рассматриваемая схема СПД позволяет получить на уровне преобразователя СОК блочный код, который включает как нормализованную информацию, так и сообщения других типов. Тем самым осуществляется возможность организации и

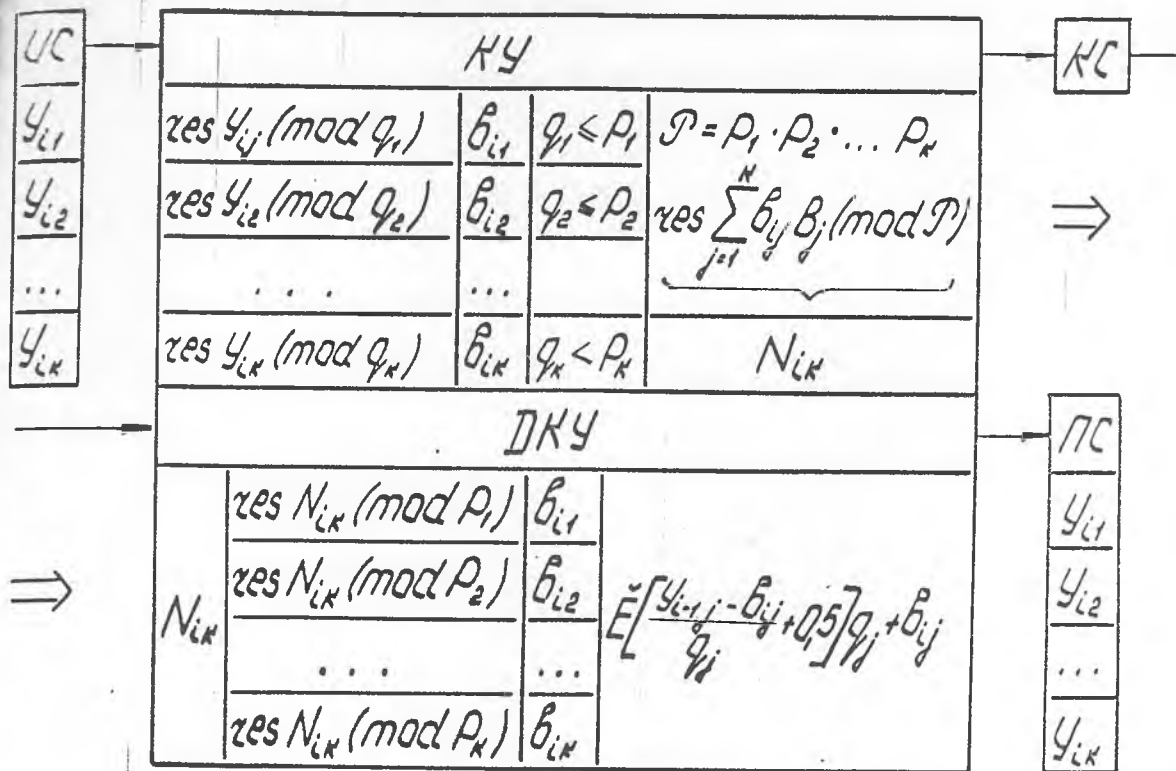


Рис. 4.1.

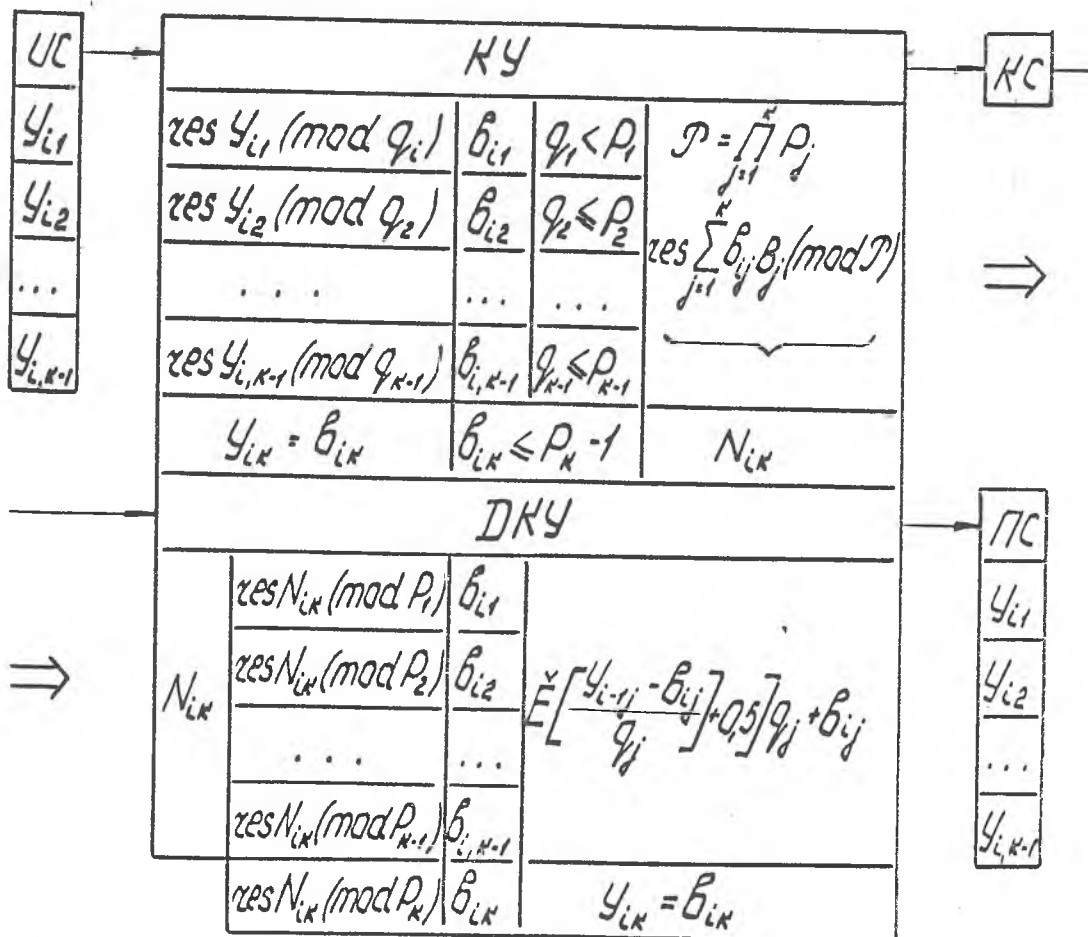


Рис. 4.2.

одновременной передачи разнотипной информации путем реализации независимых цифровых каналов на уровне внутреннего каскада скатывания данных. Как будет показано в подразделе 4.3, положительным качеством такой СПД является возможность обобщенной защиты кодовых слов одновременно по всем каналам.

В СПД, имеющей радиальную структуру [107], время цикла опроса может превышать допустимый шаг дискретизации контролируемых параметров по времени. В этом случае требуется упругая задержка данных на объекте и накопление  $\Pi$ -значений отсчетов  $U_{ij}$ .

На рис.4.3 показана схема СПД, в которой используется указанный принцип передачи информации. Данная схема отличается от предыдущих наличием лидирующего кодового слова  $N_{ik}(a)$ , формируемого из рангов отсчетов  $\sigma_{ij}$  в соответствии с выражением

$$N_{ik}(a) = \text{res} \sum_{j=1}^k \sigma_{ij} B_{\nu} \pmod{\mathcal{P}}, \quad (4.6)$$

где  $\nu = j + k - 1$ ;  $0 \leq \sigma_{ij} \leq P_{\nu} - 1$ .

Необходимость посылки кодового слова  $N_{ik}(a)$  в начале передачи массива данных  $N_{ik}(b)$ ,  $i \in \overline{1, n}$  обусловлена рекурентностью процедуры дешифрации отсчетов, кодируемых методом вычетов.

Вычисление рангового числа  $N_{ik}(a)$  по формуле (4.6) обеспечивает одинаковый формат длины кодовых слов  $N_{ik}(b)$  и  $N_{ik}(a)$ , а также позволяет использовать в преобразователе СОК один набор модулей  $\{P_i\}$ , независимо от признака кода  $N_{ik}(\cdot)$ . В то же время это накладывает ограничение на величину коэффициента скатывания внешнего каскада кодирования, который в данном случае не превышает двух.

Аналогично схеме, представленной на рис.4.2, организуется СПД пучками со смешанным каскадным скатыванием. Однако при этом для сохранения свойств однозначности ранговых слов  $N_{ik}(a)$ , отражающих состояние объекта по контролируемым параметрам в некоторый

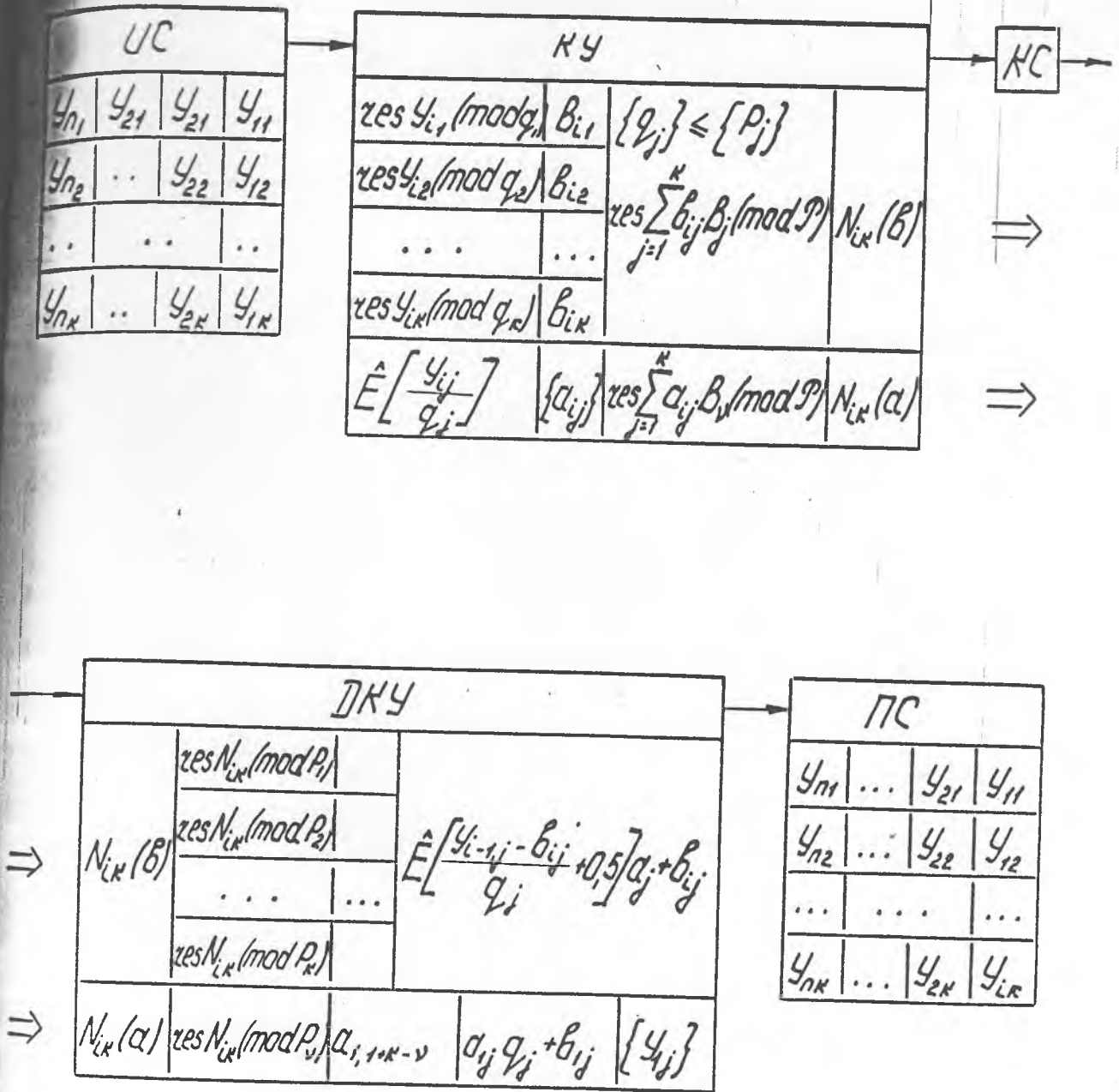


Рис. 4.3.

рированный момент времени  $\zeta$ , должен существовать запрет на передачу информации по внутреннему каскаду.

При длительном накоплении данных на контролируемом объекте наличием специализированных или универсальных мини-ЭВМ в пункте передачи, может производиться поиск оптимальных параметров каскадного сжатия и осуществляться его реализация. В данном случае оперативно изменяются наборы  $\{q_j\}$  и  $\{p_j\}$ , что требует их передачи в качестве ключевых слов в начале массива уплотненных сообщений. Схема СПД с такой организацией каскадного сжатия сообщений приведена на рис.4.4.

Особенностью данной схемы является передача, в качестве лидирующего, ключевого слова  $N_{ок}(P)$ , несущего информацию о наборе модулей кодирования  $\{P_j\}$  внутреннего каскада сжатия. Требование сохранения формата кодовых слов в пределах от нуля до  $P-1$  определяет необходимость в разработке специальной процедуры расшифровки ключевых слов  $N_{ок}(P)$  и  $N_{ок}(q)$  на приеме.

Если для всех  $j \in \overline{1, K}$ ,  $q_j = P_j$ , кодирование методом вычетов ведется по модулю  $P_j$ , то код  $N_{ок}(q)$  не формируется и исключается из передачи (см.рис.4.4), что является одной из модификаций исследуемой СПД.

Описанная схема каскадного сжатия информации может также эффективно применяться при исследовании свойств источника информации с целью его рационального кодирования, определении оптимальных параметров каскадных кодеров СОК, передаче массивов сообщений в высшие отделы иерархии АСУ ТП, а также при их хранении на внешних накопителях и организации банков данных. Рассматриваемая схема СПД может быть модифицирована аналогично схеме, представленной на рис.4.2.

Наконец, каждая из рассмотренных схем СПД допускает развитие в сторону организации временного разделения подканалов по пара-

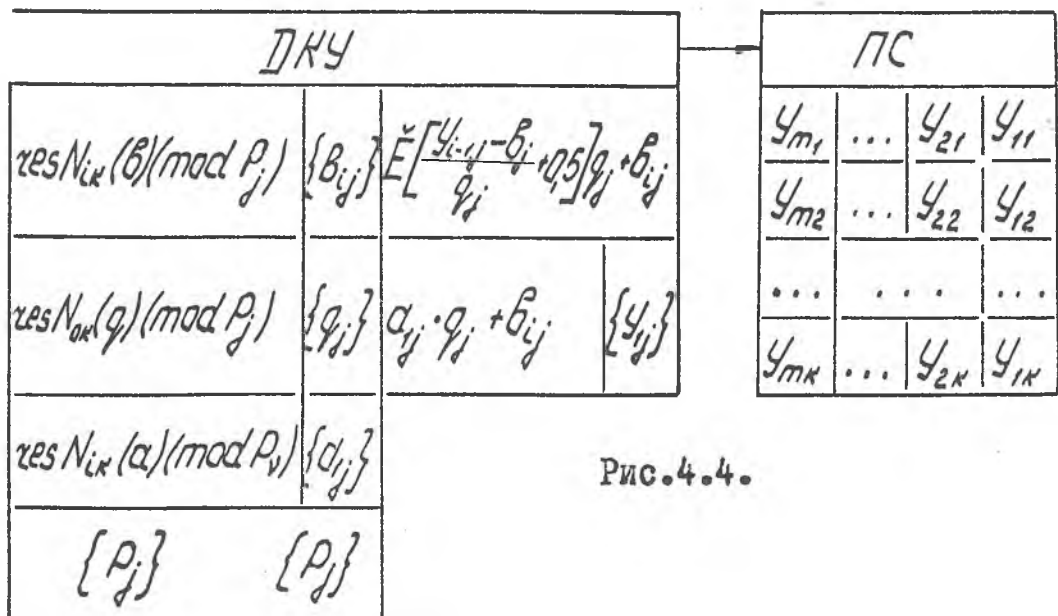
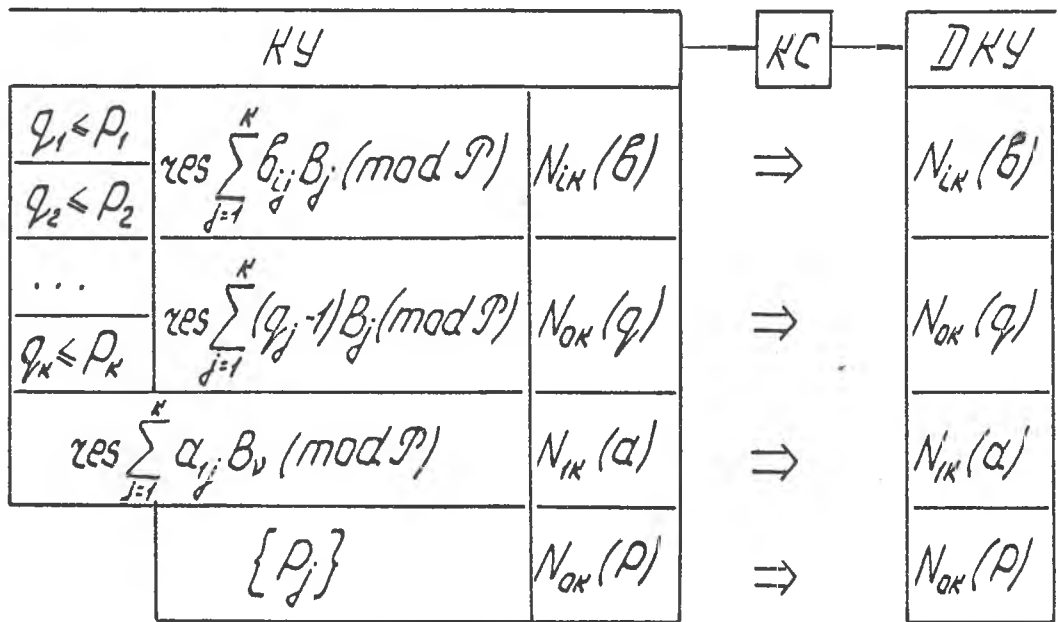
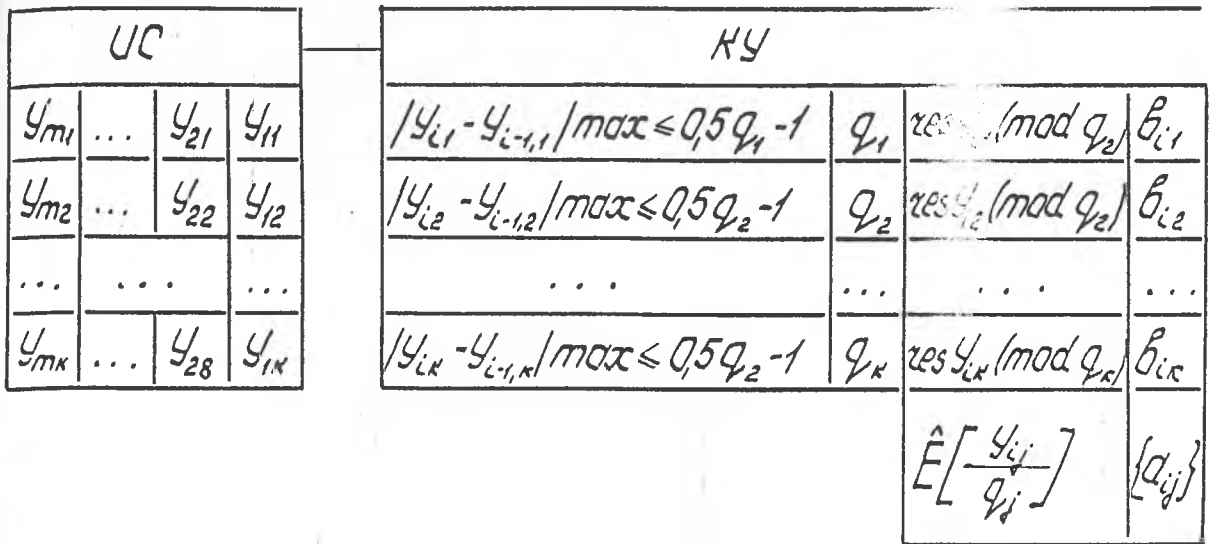


Рис. 4.4.



...  $Y_{ij}$ , в одном или нескольких каналах с признаком  $j \in \overline{1, K}$ . При этом в качестве опорной точки начала отсчета  $i$  наиболее удобно брать момент кодирования и соответственно момент расшифровки кодового слова  $N_{1k}(Q)$ , если параметры по  $j$ -му каналу циклически контролируются на интервале  $i = \overline{1, n-1}$  и слово  $N_{0k}(P)$  - если формируется массив  $i = \overline{0, m}$ .

Таким образом, проведенный анализ позволяет установить условия однозначности каскадного преобразования сообщений на основе метода вычетов и кодов СОК, а также иллюстрирует широкие возможности реализации схем многоканальных СПД на уровне низовых сетей АСУ ТП.

#### 4.2. Исследование алгоритмов каскадного сжатия сообщений методом моделирования на ЭВМ

Моделирование алгоритмов работы СПД исследуемого типа производится с целью:

- разработки программ-моделей для изучения источников информации и выбора оптимальных параметров каскадного кодирования сообщений;
- анализа качеств алгоритмов кодирования и дешифрации передаваемых данных, выполняемых программным путем на ЭВМ;
- поиска и реализации резервов дальнейшего уплотнения данных при их передаче в высшие отделы иерархии АСУ ТП или подготовки к хранению в банках данных.

Пусть входной массив информации представляет квантованные по уровню и дискретизованные по времени результаты измерений по  $K$  - каналам и описывается прямоугольной матрицей [83]

$$\begin{pmatrix} Y_{11} & Y_{12} & \dots & Y_{1j} & \dots & Y_{1k} \\ Y_{21} & Y_{22} & \dots & Y_{2j} & \dots & Y_{2k} \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ Y_{m1} & Y_{m2} & \dots & Y_{mj} & \dots & Y_{mk} \end{pmatrix}, \quad (4.7)$$

где  $U_{ij}$  - дискретные отсчеты контролируемых процессов;  $j \in \overline{1, K}$  - количество каналов;  $i \in \overline{1, M}$  - число отсчетов по каждому из каналов.

Модель СПД с каскадным сжатием информации, допускающей накопление данных (см. рис. 4.4) для  $q_i = P_j$ , состоит из двух подпрограмм - сжатия и декодирования информации.

Первая из подпрограмм включает блоки:

1) ввода и накопления в памяти ЭВМ массива  $M$  ( $m, k$ ) по столбцам;

2) определения параметров сжатия входных данных методом вычетов по столбцам матрицы (4.7);

3) расчета параметров уплотнения информации в системе остаточных классов по результатам п.2;

4) каскадного сжатия входных данных по параметрам, найденным в п.п.1,2.

Вторая подпрограмма декодирования включает блоки:

1) дешифрации ранговых слов  $N_{ik}(d)$ ;

2) восстановления отсчетов  $U_{ij}$ .

При разработке настоящей модели принято, что информация передается по каналу, в котором обеспечивается необходимая безошибочность передачи двоичных кодов. Поэтому вопросы защиты данных от ошибок не входят в ее состав. Соответствующие рекомендации по данным вопросам приведены в разделе 4.3.

На рис. 4.5 представлена блок-схема алгоритма сжатия сообщений рассматриваемой модели. На указанной схеме операторы 3, 4, 5, 7, 8, 10, 11 представляют подпрограмму двукратного ввода массивов входных данных по столбцам матрицы (4.7). Условный оператор 6 разветвляет вычислительный процесс на две ветви. В конце ввода каждого  $j$ -го массива условным оператором 8 программа выводится на вычисление величины модуля кодирования  $P_j$  (оператор 9).

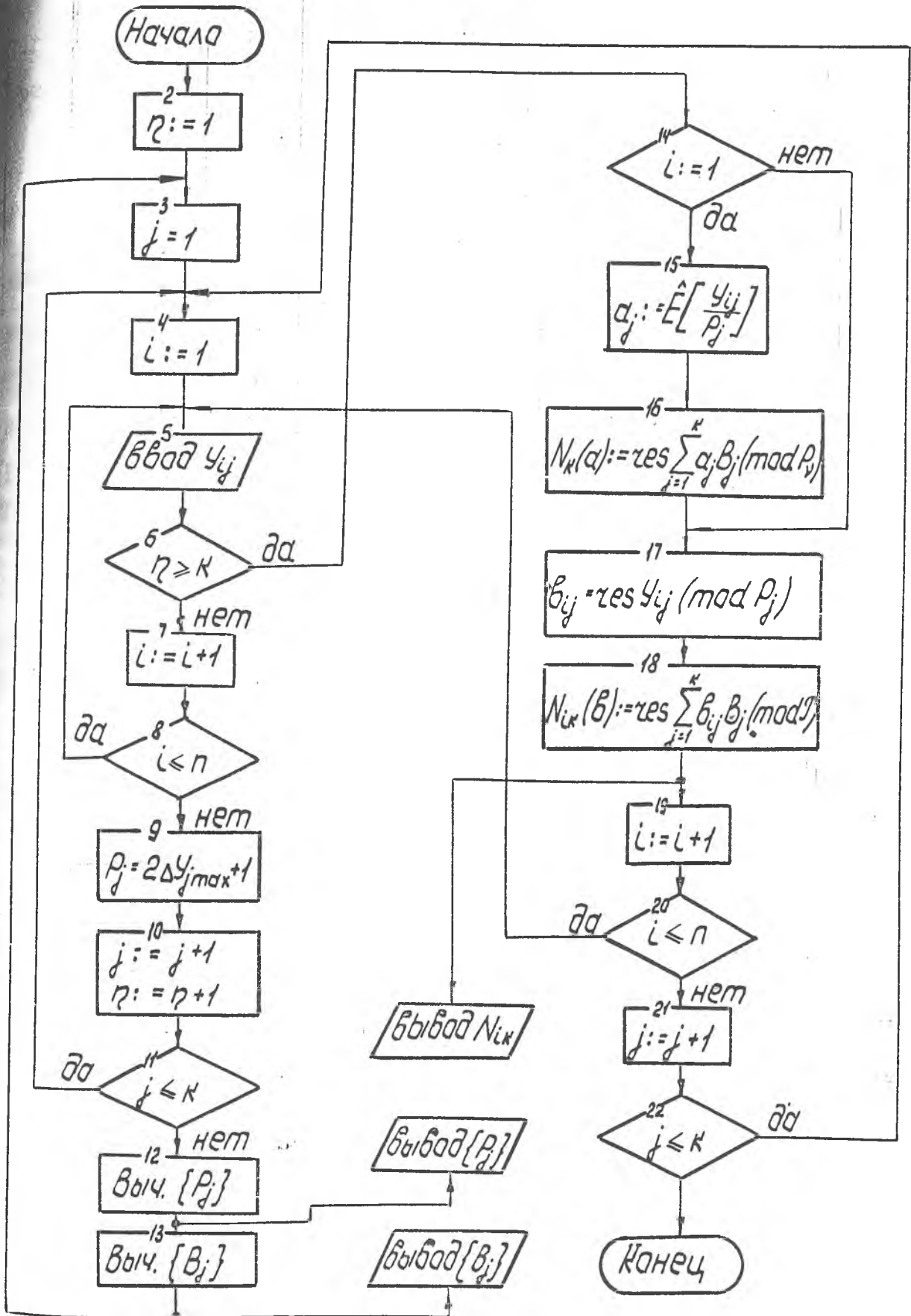


Рис.4.5. Блок-схема алгоритма сжатия сообщений каскадным методом.

После ввода числа массивов, равного  $K$ , посредством условного оператора II (по выходу "нет"), управление передается подпрограмме расчета параметров преобразования СОК, которая включает:

- оператор I2 нахождения системы взаимнопростых модулей  $\{P_j\}$ , которая удовлетворяет условию (4.1);
- оператор I3 расчета ортогональных базисов СОК  $\{B_j\}$  и величины обобщенного модуля кодирования  $\mathcal{P}$  в соответствии с выражениями (3.6) и (3.7).

При реализации оператора I2 для вычисления системы взаимно попарно-простых модулей  $\{P_j\}$  применен алгоритм Эвклида [126]. Результаты определения параметров кода СОК в виде массивов  $\{P_j\}$  и  $\{B_j\}$ , как показано на рис.4.5, выводятся на печать и управление передается оператору 3 для организации второго цикла ввода массива информации (4.7).

Так как после первого цикла ввода данных выполняется условие  $p \geq k$ , управление передается оператору I4, который в свою очередь разветвляет процесс по признаку  $i=1$ . При этом вычисление рангов отсчетов (оператор I5) производится только для первой строки матрицы (4.7), после чего оператором I6 формируется ранговое число  $N_{1k}(\alpha)$  по формуле (4.6).

Оператором I7 производится сокращение избыточности отсчетов  $U_{ij}$  методом вычетов по столбцам матрицы  $M(m, k)$ , а оператор I8 последовательно накапливает в ячейках памяти (адресах) кодовые слова  $N_{ik}(\beta)$  согласно выражению

$$N_{ij}(\beta) = \text{res}(\beta_{ij} B_j + N_{i,j-1}(\beta)) \pmod{\mathcal{P}},$$

где  $N_{i0}(\beta) = 0; j \in \overline{1, k}$ .

По окончании повторного ввода входных данных производится вывод результатов каскадного скатия в виде массива, представляющего собой вектор-столбец кодовых слов

$$N_{ik}(\cdot) = \begin{pmatrix} N_{ik}(\alpha) \\ N_{ik}(\beta) \\ N_{ik}(\beta) \\ N_{kk}(\beta) \end{pmatrix} ?$$

оглавлением которого служат массивы ключевых слов  $\{P_j\}$  и  $\{B_j\}$ .

Моделирование описанного алгоритма проводилось на ЭВМ "Наир-2" (программа приведена в Приложении П 7).

Отличительной особенностью рассмотренного алгоритма является представление в уплотненном виде массива входных данных, требующих в  $K$ -раз большей емкости ОЗУ при адресном размещении  $U_{ij}$ . Однако необходимость двукратного ввода кодируемой информации существенно снижает быстродействие ее преобразования в ЭВМ. При наличии достаточной емкости оперативной памяти ЭВМ данный алгоритм может быть модифицирован путем размещения всего массива (4.7) в ОЗУ. Изменение программы при этом незначительно и состоит в передаче управления (после выполнения оператора I3) оператору I4 (см. рис. 4.5), а также организации цикла на уровне подпрограммы, представленной блоками (I4-22). Последний алгоритм реализован на ЭВМ "МИР-2" в виде программы "МОДЕЛЬ-1", записанной на языке "Аналитик" (см. Приложение П 8).

Недостатком рассматриваемого алгоритма является выделение  $m \cdot k$  адресов для размещения коротких слов  $U_{ij}$  и  $m$  адресов для размещения длинных слов  $N_{ik}(\cdot)$ .

Необходимость размещения в ОЗУ кодовых слов  $N_{ik}(\cdot)$  может быть устранена, если кодирование вести не по столбцам матрицы (4.7), а по строкам. Это позволяет с помощью оператора I8 за один цикл пробега параметра  $j$  получить полное значение кодового слова  $N_{ik}(\cdot)$  и вывести его на печать. Программа, реализующая указанный алгоритм "МОДЕЛЬ-2" приведена в Приложении П 9.

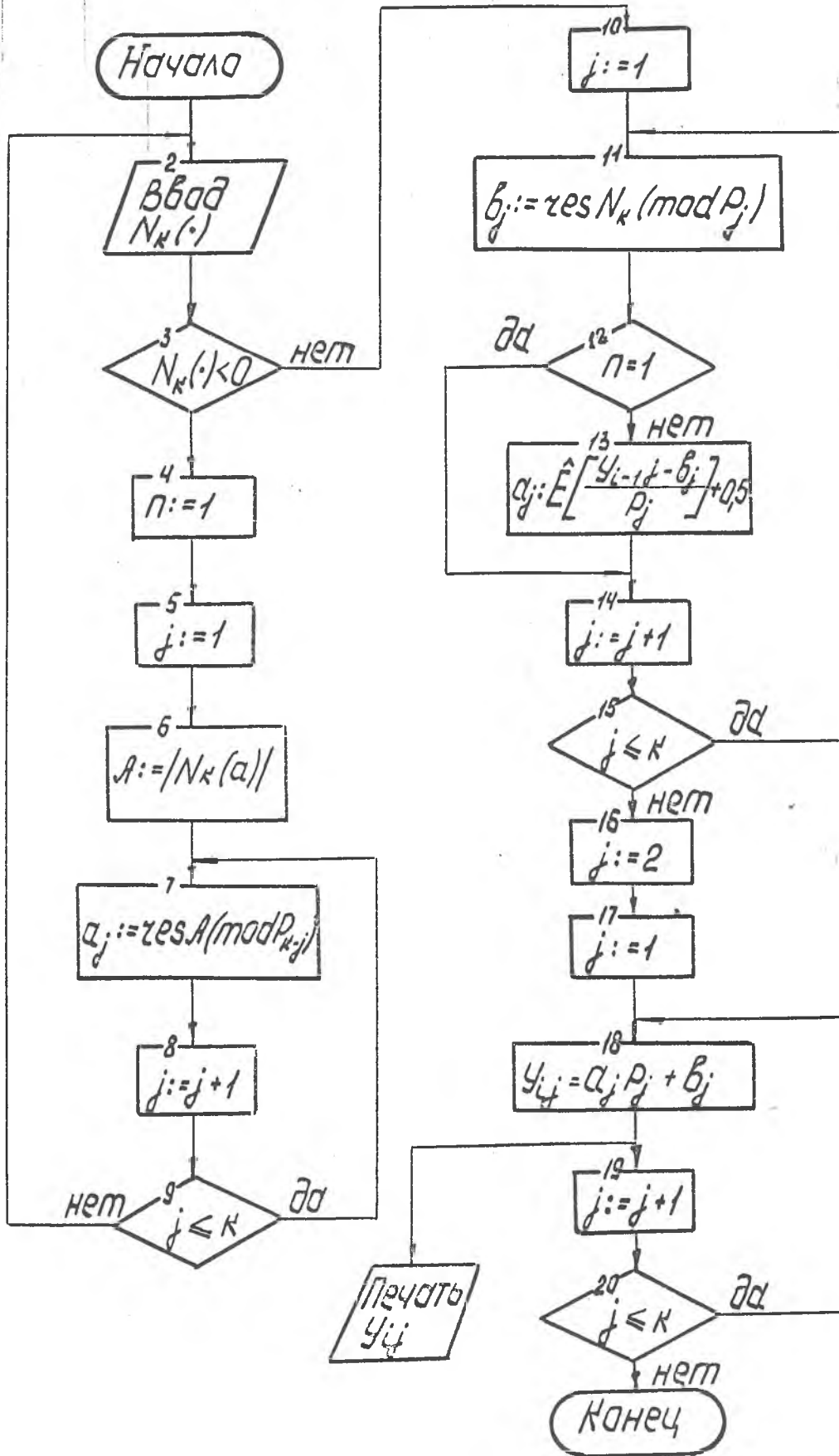


Рис.4.6. Блок-схема декодирования сообщения, представленного кодами СОК.

Нетрудно заметить, что описанные алгоритмы обладают адальтирующимися свойствами и позволяют оптимальным образом уменьшить объем входных сообщений посредством их каскадного кодирования. Поэтому их применение дает возможность исследовать свойства источников информации с целью рационального кодирования последних.

С другой стороны, разработанные программы каскадного сжатия данных могут быть эффективно применены для сокращения избыточности измерительной информации, сформированной в массивы и подлежащей хранению или передаче по каналам связи.

Структурная схема алгоритма декодирования массива данных, сжатых каскадным методом, представлена на рис.4.6. Разработанная программа декодирования на языке "Аналитик" ЭВМ "МИР-2" имеет следующий вид:

```
"ПУСТ"ДЕКОДЕР1."ВВОД"ЗЗ;"ДЛЯ"J=1"ЛАГ"1"ДО"М"ВЫП"У[1,J]=Э(Ж(НК[1]/P[1+K-J])×P[1+K-J]+.500000ю0)×P[J]+Э(Ж(НК[2]/P[J])×P[J]+.500000ю0);"ДЛЯ"И=2"ЛАГ"1"ДО"(1+М)"ВЫП""ДЛЯ"J=1"ЛАГ"1"ДО"К"ВЫП"(В[И,J]=Э((У[И-1,J]-В[И,J])/P[J]+.500000ю0)×P[J]+В[И,J]);"ВЫВОД"З4,И,J,У[И,J]"КОН"
```

Результаты исследований параметров быстродействия алгоритма декодирования на ЭВМ "МИР-2" приведены на рис.4.7, из которого видно, что при длине кодового слова  $N_{ck} < 16$  (формат машинных слов мини-ЭВМ) время его полного декодирования не превышает 1,5 с. Это удовлетворяет практическим требованиям по скорости преобразования сообщений для большого числа низовых сетей АСУ ТП, если учесть, что быстродействие современных мини-ЭВМ в десятки раз превышает быстродействие указанной машины.

Разработанные программы-модели для схем СПД, представленные:

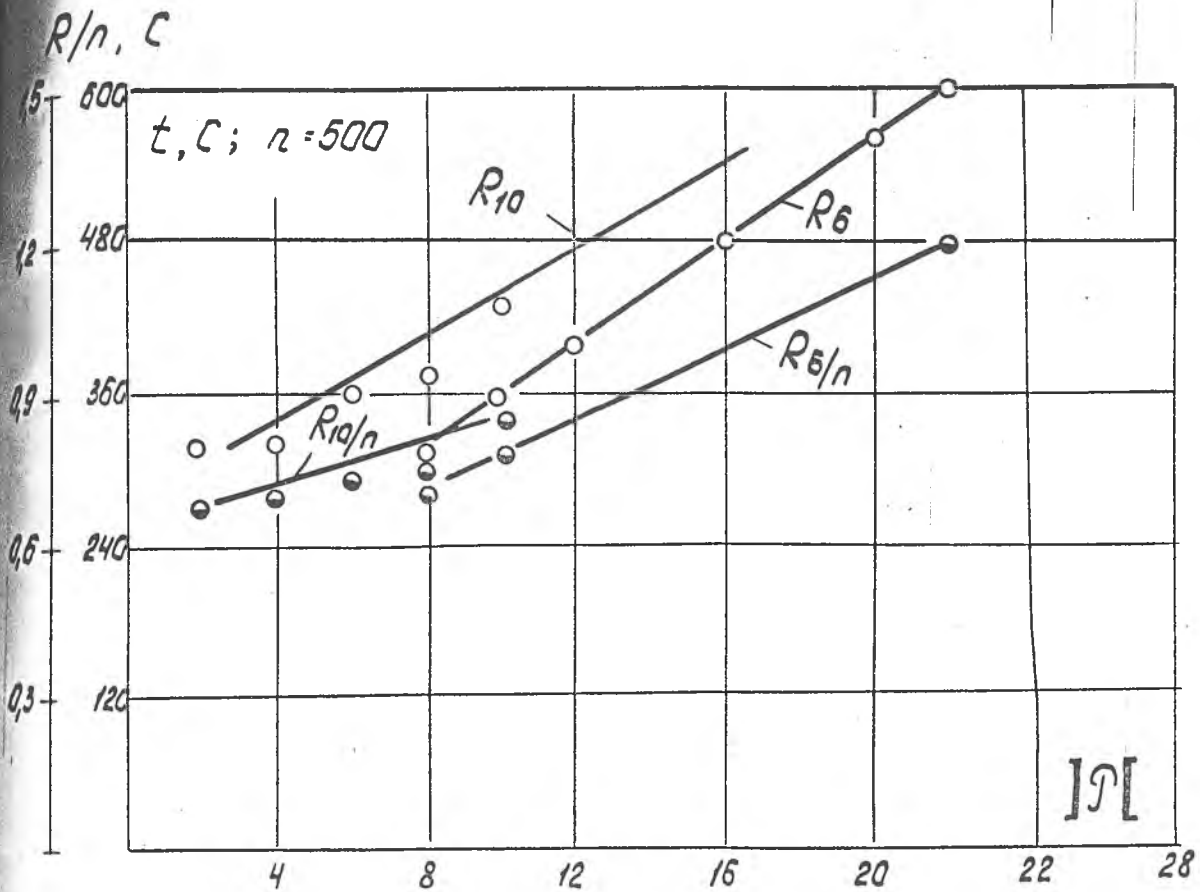


Рис.4.7. Время декодирования кодов СОК на ЭВМ "МИР-2".  $R_6$  -  $n$  чисел  $N_{iK} \leq 10^7 - 1$ ;  $R_{10}$  -  $n$  чисел  $N_{iK} \leq 10^{11} - 1$ ; ввод с ФСМ - 3,5 с; синконтроль - 2,0 с; транслирование - 3,0 с.



на рис.4.1-4.3, приведены в Приложении П 10.

Из анализа алгоритмов каскадного сжатия сообщений методом моделирования на ЭВМ следует, что они имеют достаточно простые блок-схемы и могут быть эффективно реализованы программным путем на ЭВМ, причем оптимальным, в смысле обеспечения максимального быстродействия и минимального объема требуемой оперативной памяти ЭВМ, является алгоритм, реализуемый программой "МОДЕЛЬ-2".

#### 4.3. Рекомендации по повышению помехоустойчивости передачи сообщений в коде СОК

Возрастание "беззащитности" информации в процессе сокращения ее избыточности требует эффективного решения вопросов помехоустойчивого кодирования формируемых сообщений. Поэтому разработке корректирующих кодов, применяемых в СПД, а также защите информационных массивов при их вводе-выводе, хранении и обработке на ЭВМ в настоящее время уделяется исключительно большое внимание. В то же время, несмотря на значительное число публикаций по указанной проблеме, решению задач информационной и аппаратурной совместимости методов сжатия и помехоустойчивого кодирования цифровых данных посвящено ограниченное число работ [83, 127-129]. Как отмечено в [5], в данном случае практически трудно непосредственно использовать результаты по помехоустойчивому кодированию, тем более с учетом конкретных методов сокращения избыточности сообщений, формируемых источником с заданными свойствами.

При выборе метода помехоустойчивого кодирования следует также учитывать возможность повышения достоверности передачи данных путем многократного повторения и организации СПД с решающей обратной связью [107, 130]. Примеры защиты информации от ошибок

ЭВМ [97], магнитных накопителей [131,164] и банках данных [97, 132], а также системный анализ СПД [88,89,106,133], в том числе применяемых в нефтяной промышленности [42-51], определяют перспективу развития систем с непосредственным вводом данных в ЭВМ (онлайновые системы), для которых, как показано в [134,135], более предпочтительными являются методы непосредственной защиты данных путем внутреннего кодирования с помощью избыточных кодов. В указанном смысле, в соответствии с рекомендациями [96-99, 104,132-135] наибольшую перспективу составляют методы сверточного кодирования. Особенностью рассматриваемого класса кодов является возможность обработки информации на ЭВМ без выполнения процедур декодирования. При объединении отдельных ЭВМ в вычислительную сеть использование сверточных кодов, обнаруживающих и исправляющих ошибки, становится еще более эффективным, поскольку сложная аппаратура кодирования и декодирования оказывается ненужной, а вычислительные машины непосредственно принимают входную информацию, возможно содержащую ошибки, которые исправляются в процессе ее обработки.

Таким образом, решая задачу выбора метода защиты информации от ошибок в условиях низовых сетей АСУ ТП (когда применяется каскадное скатие данных) необходимо уделить внимание вопросам:

- совместимости принципов образования корректирующего кода (в математическом и аппаратурном смысле) с методом каскадного скатия данных;

- обеспечения единства принципов помехоустойчивого кодирования на всех этапах переноса данных в низовых сетях АСУ ТП, включая формирование сообщений, передачу по каналам связи, ввод-вывод и обработку на ЭВМ, хранение во внешних носителях и банках данных;

- оценки требуемого уровня защиты и возникающей при этом

контролируемой избыточности сообщений.

Анализа процедур каскадного кодирования информации показывает, что во всех случаях они представляют собой модульные операции арифметической свертки типа

$$b = \text{res } N (\text{mod } A), \quad (4.8)$$

где  $b$  - наименьший неотрицательный вычет;  $N$  - преобразуемое кодовое слово;  $A$  - модуль, по которому выполняется свертка.

Учитывая, что на интервале внутреннего каскада кодирования устройства передачи информации [93] заключен канал связи, где передаваемые кодовые слова в наибольшей степени подвержены влиянию искажающих факторов, защита от ошибок на указанном уровне должна быть наиболее эффективной.

Изучение теории помехоустойчивого кодирования цифровых данных показывает, что операции свертки, называемые операциями контроля по модулю [104], широко применяются для построения кодов, обнаруживающих или исправляющих ошибки различного типа. К таким кодам относятся наиболее известные вычетные  $(n, k)$  - коды, неразделимые арифметические  $AN$  - коды и многоостаточные  $R$  - коды [96-99]. Поэтому требование согласованности алгоритмов каскадного сжатия данных и помехоустойчивого кодирования, целью которого является упрощение процедур преобразования сообщений и аппаратной реализации кодирующих и декодирующих устройств, будем искать в классе названных кодов. Заметим, что указанный выбор хорошо согласуется с современными тенденциями эффективного применения  $AN$  - кодов и многоостаточных кодов СОК для межмашинного обмена информацией [83, 97, 99, 134].

Сравнение выражения (4.8) с операцией образования  $(n, k)$  - кода [104]

$$B := (N, b), \quad (4.9)$$

где  $\delta$  - контрольный вычет по модулю  $A$ , показывает, что в каскаде сжатия данных методом вычетов присутствует аналогичная операция. Отличие состоит в том, что в первом случае вычет  $\delta$  однозначно представляет информационное слово  $N$  и необходимость регистрации или передачи последнего отсутствует. Поэтому задача защиты передаваемых информационных слов  $N$  при каскадном кодировании сводится к защите самих вычетов  $\delta$ , являющихся контрольными в  $(n, k)$  - коде.

При выборе метода защиты от ошибок вычетов также могут применяться различные избыточные коды, в том числе  $(n, k)$  - код. Применение последнего на уровне внешнего каскада сжатия может быть достаточно просто осуществлено, если модули кодера вычетов  $q_j$  и контрольные модули  $A_j$  связаны соотношением  $q_j = k_j A_j$  ( $k_j = 1, 2, \dots$ ) и удовлетворяют системе сравнений

$$\left. \begin{aligned} u_{ij} &\equiv b_{ij} \pmod{q_j} \\ u_{ij} &\equiv r_j \pmod{A_j} \end{aligned} \right\},$$

откуда  $b_{ij} \equiv r_j \pmod{A_j}$

Практически это позволит путем установки дополнительного счетчика по модулю  $A_j$  в процессе извлечения вычета  $b_{ij}$  из унитарного кода  $[u_{ij}]$ , одновременно получить контрольный вычет  $r_j$  и сформировать кодовое слово  $(b_{ij}, r_j)$ .

Аналогичная процедура защиты кодов  $N_{ik}(\cdot)$  с помощью  $(n, k)$  - кода может быть осуществлена на уровне внутреннего каскада сжатия данных путем выполнения двух сверток

$$\begin{aligned} N_{ik}(\cdot) &= r_{es} \sum_{j=1}^s b_{ij} B_j \pmod{P}; \\ r_k &= r_{es} N_{ik}(\cdot) \pmod{A_k}, \end{aligned}$$

в результате которого получаем выходной код  $\{N_{ik}(\cdot), r_k\}$

При этом отсутствует ограничение (4.9), так как в процессе преобразования вычетов  $b_{ij}$  в код СКК с помощью устройства кодирова-

нии, реализуемого по схеме (рис. 3.15), число  $N_{ik}(\cdot)$  формируется в виде унитарного кода  $[N_{ik}(\cdot)]$ .

Анализ эффективности рассмотренных способов защиты данных от ошибок с помощью  $(n, k)$  - кода позволяет утверждать, что применение указанного кода на уровне внешнего каскада сжатия нецелесообразно по следующим причинам:

1) для защиты вычетов  $b_{ij}$  требуется дополнительное оборудование по каждому из каналов, эквивалентное удвоению основного оборудования кодера вычетов;

2) коды  $b_{ij}$ , как правило, являются короткими и суммарная избыточность их защиты больше по сравнению с такой же защитой длинных кодовых слов  $N_{ik}(\cdot)$ ;

3) появление ошибки в коде  $b_{ij}$  в пределах  $0 \leq b_{ij} \leq q_j - 1$  не влияет на правильность кодирования и дешифрации цифровых данных по другим каналам, в то время, когда возникновение даже однократной ошибки в кодовом слове  $N_{ik}(\cdot)$ , может привести к искажению всех значений  $b_{ij}$ .

В то же время защита слов  $N_{ik}(\cdot)$  легко реализуется с помощью нескольких контрольных вычетов и позволяет осуществить исправление определенного класса ошибок после передачи сообщений или их считывания с накопителя.

Изучение возможности применения в СПД с каскадным сжатием сообщений арифметических  $AN$  - кодов, описываемых выражениями

$$[104] \quad B = AN; \quad B = 0 \pmod{A},$$

показывает, что на уровне внешнего каскада требуется применение дополнительного достаточно сложного оборудования для выполнения операции умножения на полином  $A_j$  в каждом из каналов. На уровне внутреннего каскада эта операция может быть реализована автоматически кодером СКК, что определяет высокую совместимость  $AN$  - кодов на указанном уровне.

Как показано в работах [95-99, II9], реализация такого принципа защиты кодовых слов от ошибок состоит в том, что система модулей СОК расширяется по основанию  $A$ , которое должно быть взаимнопростым с каждым из модулей  $P_j$ . При этом, если принять  $B_A = 0$ , то все ортогональные базисы СОК  $B_j$ , обобщенный модуль  $P$  и кодовое слово  $N_{iK}(\cdot)$  становятся кратными модулю  $A$ , т.е.

$$B_j \equiv 0 \pmod{A}; P \equiv 0 \pmod{A}; N_{iK}(\cdot) \equiv 0 \pmod{A}.$$

В частности, на уровне внутреннего каскада сжатия информации реализация  $AN$ -кода осуществляется путем добавления в схему кодера СОК, представленного на рис.3.15, дополнительного счетчика по модулю  $A$ .

При декодировании кодовых слов  $N_{iK}(\cdot)$  получение контрольного вычета  $B_A$  производится одновременно с расшифровкой значений  $B_{ij}$  по информационным каналам и также требует установки дополнительного устройства или счетчика по модулю  $A$ , конструктивно не отличающегося от аналогичных устройств других каналов.

Таким образом, среди исследуемого класса корректирующих кодов наиболее согласованными с методом каскадного формирования сообщений, как в математическом, так и в аппаратном аспектах, следует считать арифметические  $(n, R)$  и  $AN$ -коды, а также многоостаточные  $R$ -коды. Следует отметить также высокую совместимость  $AN$ -кодов с  $R$ -кодами, которая состоит в том, что если порождающий модуль арифметического кода удовлетворяет условию  $A > P_j \max$ , то он автоматически порождает  $R$ -код с кодовым расстоянием  $d = 2$ . Последнее обстоятельство позволяет достаточно просто осуществить переход по типу защиты кодовых слов  $N_{iK}(\cdot)$ , который представляется обратимым преобразованием

$$A \cdot N_{iK}(\cdot) + B_A = [\{B_{ij}\}, B_{СОК}],$$

если  $A = P_{СОК} > P_j \max$  и  $B_A = B_{СОК}$ .

Кроме того, совместное применение  $(n, k)$  и  $AN$ -кодов для защиты от ошибок  $N_{iK}(\cdot)$  позволяет использовать композиционный арифметический код [136], обеспечивающий исправления ошибок 2-х и более высокой кратности, а также пакеты ошибок.

Оценку ожидаемой избыточности и эффективности различных корректирующих кодов удобно провести путем сравнения скорости передачи информации, определяемой отношением  $R = k/n$ , при заданном кодовом расстоянии  $d$ . Здесь в качестве базового используем арифметический  $AN$ -код, который, как показано в [99] обеспечивает одинаковую корректирующую способность с соответствующим ему многоостаточным кодом СОК.

В [138] проведен анализ избыточности известных корректирующих кодов, где показано, что скорость передачи информации арифметических кодов для  $d = 3$  изменяется в пределах 0,64-0,96 при длине кодовых слов 16-300 бит. Для указанного кодового расстояния сравнимую и несколько большую скорость передачи обеспечивают только оптимальные циклические коды Рида-Маллера, Хемминга, Боуза-Чоуджури и дуальный циклический код. При значениях  $d \geq 4$ , как показано в [134], арифметические коды имеют скорость передачи порядка 0,62-0,78 и являются малоэффективными.

Следовательно, для обеспечения максимальной эффективности каскадного формирования сообщений с защитой кодовых слов  $N_{iK}(\cdot)$  от ошибок посредством арифметических кодов на уровне низовых сетей АСУ ТП необходимая достоверность передачи должна достигаться при обнаружении и исправлении однократных ошибок.

При конкретном выборе параметров корректирующих кодов для защиты кодовых слов  $N_{iK}(\cdot)$  следует также учитывать специфические особенности применяемого метода каскадного сжатия данных, которые состоят в том, что:

- 1) искажение кода вычета приводит к искажению отсчетов

только на величину  $\pm 0,5 (P_j - 1)$  независимо от диапазона их квантования;

2) искажение вычета не всегда приводит к искажению ранга вычисляемого отсчета  $U_{ij}$  по (2.14);

3) часть ошибок в кодовых словах  $N_{ik}(\cdot)$  обнаруживаются при выходе последних за пределы  $P$ ;

4) ранги восстанавливаемых отсчетов  $D_{ij}$  могут изменяться только на величину  $\pm 1$ .

В частности, свойство самокоррекции рангов отсчетов при возникновении ошибок в вычетах детально исследовалось нами в [129] для случая, когда распределение вычетов подчиняется равномерному закону. В результате была получена оценка суммарного количества самокоррекции рангов при избыточном кодировании методом вычетов

$$S_p^n = \sum_{j=1}^n [3p - 2(3j - 1)] (2j + 1),$$

где  $n = \hat{E} \left[ \frac{p-1}{2} \right]$ ;  $j$  - коэффициент избыточности.

Исследование поведения данной функции показало, что величина  $S_p^n$  асимптотически приближается к значению 0,32, причем вероятность правильного декодирования ранга отсчета при наличии ошибки в вычете возрастает при увеличении модуля кодирования и изменяется в пределах 0,82-0,97 при соответствующих значениях  $P = 7 - 12$ .

Приведенный пример избыточного кодирования при сжатии сообщений измерительного характера на уровне внешнего каскада кодера СОК позволяет предположить более высокую помехоустойчивость передачи информации по сравнению с расчетным уровнем защиты сообщений от ошибок посредством корректирующих кодов, так как самокоррекция рангов отсчетов может происходить автоматически в процессе декодирования вычетов. Вероятность правильного восстановления



отчетов по шкале рангов также будет возрастать при уменьшении динамики контролируемых нестационарных процессов, что отражает влияние возникающей избыточности отчетов при равномерной дискретизации слабодинамичных участков на повышение помехоустойчивости кодирования сообщений в каскадных кодах СОК. Однако практическое применение указанного эффекта требует более глубоких исследований, которые выходят за рамки настоящей работы.

#### 4.4. Эффективность каскадного кодирования сообщений в многоканальных системах передачи данных

В подразделе 3.3 показано, что двоичные коды  $N_{iK}(\cdot)$ , при их дальнейшем универсальном кодировании могут представляться префиксными кодами  $\{n, N_{iK}(\cdot)\}$ , суммарная длина которых при увеличении числа формируемых кодовых слов приближается к оценке  $R_{СОК} \approx 0,5 R_{\{q_{ij}\}}$ , где  $R_{\{q_{ij}\}}$  - скорость создания сообщений кодером вычетов. Таким образом, минимальное значение коэффициента уплотнения сообщений, обеспечиваемое внутренним каскадом кодирования в СОК независимо от статистических свойств кодируемых процессов, равно двум, т.е.  $R_{СОК} \geq 2$ . Учитывая, что уровень сокращения избыточности внешнего каскада в зависимости от точности измерений, способа отбора информации и свойств кодируемых процессов может достигать восьми (см. рис. 2.3), значение коэффициента может изменяться в пределах

$$2 \leq K_{эф} \leq 16. \quad (4.10)$$

Последняя оценка с учетом вводимой избыточности для защиты кодовых слов  $N_{iK}(\cdot)$  от ошибок позволяет прогнозировать эффективность применения каскадного скатия данных на уровне передачи информации по каналам связи, ее обработки в ЭВМ и хранения в нако-

пителях и машиночитаемых носителях информации.

Как показано в подразделе 4.1, схема СПД с каскадным сжатием данных допускает их передачу в реальном масштабе времени, а также с накоплением (см. рис. 4.1 и 4.3). В первом случае при заданной пропускной способности канала связи наиболее эффективной является передача кодовых слов  $N_{ic}(\cdot)$  одинаковой длины. Это позволяет максимально загрузить канал во времени и обеспечивает минимальную задержку передаваемых сообщений. Упрощается также решение вопросов блочной и битовой синхронизации принимаемых двоичных кодов и их проверки на комплектность.

При таких условиях организации СПД нижняя оценка эффективности применения каскадного сжатия данных в каналах связи

$$k_{эф} (к.с.) \geq 2. \quad (4.11)$$

Реализация схемы СПД с накоплением позволяет достигнуть уровень эффективности в канале, который совпадает с уровнем оптимального сокращения объема сообщений кодером на передающем конце канала связи. Естественно, что большое время задержки информации, а также относительная сложность алгоритма поиска оптимальных параметров каскадного сжатия определяет наибольшую эффективность указанной схемы СПД на высших ступенях иерархии АСУ ТП.

Организация СПД с каскадным сжатием и непосредственным вводом информации в ЭВМ позволяет снизить требования к мощности применяемых вычислительных машин и повысить эффективность их работы. Основными факторами эффективности при этом являются:

- уменьшение времени ввода - вывода массивов данных, представленных в уплотненном виде (включая время межмашинного обмена и обращения к внешним накопителям);

- повышение коэффициента заполнения оперативной памяти ЭВМ, оснащенной ОЗУ с фиксированной длиной адреса;

- выделение в  $K$ -раз меньшего числа адресов номинальной длины по сравнению с их количеством, необходимым для размещения массивов  $U_{ij}$ ;
- двукратное уменьшение общей длины выделяемой памяти при байтовом размещении входных данных;
- внутренняя защита от ошибок кодовых слов, повышающая достоверность обработки информации в ЭВМ;
- возможность межмашинного обмена информацией без дополнительных операций по защите сообщений от ошибок.

Кроме того, как показано нами [83], применение алгоритма каскадного сжатия к накопленным данным позволяет оптимальным образом их уплотнить и привести к виду, удобному для передачи, хранения и последующей обработки в ЭВМ.

Если учесть, что двоичная кодовая длина отсчетов, как правило, не превышает 7-10 бит, т.е. в среднем не превышает 6-ти бит, а длина ячейки памяти ЭВМ 16-32 бит, то коэффициент использования емкости ячейки не превышает 20 %. Согласование длины кодовых слов  $N_{ik}(\cdot)$  с разрядной сеткой ЭВМ конкретного типа при каскадном сжатии данных позволяет повысить коэффициент использования до 50 %, что соответствует повышению мощности машины по объему оперативной памяти на 30 %. Кроме того, в  $K$ -раз уменьшается число используемых ячеек. В частности, если  $K_{зф}$  изменяется в пределах 3-10, то объем освобождаемой памяти соответственно составляет 63-90 % от занимаемой массивом отсчетов  $U_{ij}$ .

В современных ЭВМ серии ЕС, а также в мини-ЭВМ третьего поколения [139] используется байтовый принцип заполнения ОЗУ, а также внешних накопителей. В данном случае автоматически обеспечивается приведение результатов каскадного сжатия к виду кодовых слов  $(\{n, N_{ik}(\cdot)\})$ , за счет их представления в ЭВМ с плавающей запятой. Уровень сокращения объема памяти в ЭВМ при этом совпадает

с общим уровнем каскадного сжатия данных согласно (4.10). Указанное обстоятельство может быть эффективно использовано, если имеются ограничения по сложности реализации кодера, устанавливаемого в удаленных районах, например на буровой.

Таким образом, уровень эффективности уменьшения необходимой мощности ЭВМ по объему памяти для машин с фиксированной длиной ячейки при каскадном сжатии данных равно

$$k_{эф}(\text{ЭВМ}) = K k_{эф}, \quad (4.12)$$

где  $K$  - число каналов кодера СОК.

Для ЭВМ с байтовым квантованием памяти указанная оценка

$$k_{эф}(\text{ЭВМ}) \geq 4. \quad (4.13)$$

Эффективность применения каскадного сжатия данных в накопителях и внешних носителях информации также определяется оценками (4.12) и (4.13), причем условие (4.13) удовлетворяет случаю регистрации данных на перфоленте, магнитных дисках, лентах и барабанах.

Таким образом, положительный эффект от реализации предложенного метода каскадного формирования сообщений и многоканального унитарного кодера СОК определяется следующими факторами:

- 1) объединение в одном устройстве ранее отдельно реализуемых блоков измерения, сокращения избыточности, уплотнения и помехоустойчивого кодирования сообщений;
- 2) совмещение во времени операций одновременного измерения и сокращения избыточности отчетов по всем каналам;
- 3) совмещение во времени операций уплотнения (с автоматическим кодированием адресной информации) и помехоустойчивого кодирования сообщений;
- 4) высокая структурная надежность кодера однородная по всем каналам;
- 5) отсутствие специальной буферной памяти;

6) изменение параметров кодера простым переключением модулей счетчиков по каналам;

7) получение выходных кодов в системе счисления с любым основанием.

Конкретные значения оценок эффективности применения каскадного формирования сообщений в многоканальных СПД, а также низовых сетях АСУ ТП, можно получить, переходя к конкретному расчету параметров каскадного кодера с учетом свойств источника информации. Решение указанной задачи, а также сопутствующих вопросов применительно к организации низовых сетей АСУТ бурения, изложено в следующем разделе настоящей работы.

#### Выводы по четвертому разделу

1. Предложен метод каскадного формирования сообщений на основе кодов СОК, для которого получены основные условия обратимости преобразований.

2. Разработаны схемы многоканальных СПД с каскадным кодированием сообщений в СОК и соответствующие им программы-модели.

3. В качестве оптимальной рекомендуется модель СПД без упругой задержки информации, обеспечивающая максимальное быстродействие при минимальном объеме оперативной памяти ЭВМ.

4. Показано, что наилучшую совместимость с кодами СОК в алгоритмическом и аппаратном аспектах обеспечивают арифметические  $(n, k)$  и  $AN$ -коды, а также многоостаточные  $R$ -коды.

5. Оптимальный уровень помехоустойчивости и эффективное применение метода каскадного формирования сообщений достигается при арифметическом кодовом расстоянии  $d = 3$ . При этом специфика каскадного кодирования позволяет достичь более высокого уровня защиты кодовых слов от ошибок за счет контролируемой избыточности метода вычетов.

## 5. РАЗРАБОТКА ТЕХНИЧЕСКИХ СРЕДСТВ ФОРМИРОВАНИЯ СООБЩЕНИЙ ДЛЯ НИЗОВЫХ СЕТЕЙ АСУТ БУРЕНИЯ

### 5.1. Структура и организация активного терминала оперативной системы управления бурением (АТОС-Б)

Активные терминалы оперативных систем управления наиболее рационально используются в качестве абонентских пунктов наземной сети передачи и обработки данных АСУ ТП, удаленных от центров управления объектов. Основными требованиями, предъявляемыми к такому классу терминалов являются: высокая надежность и компактность; максимальная приспособленность к специфике производства, включая уровень подготовки персонала на объекте, эргономические аспекты, а также конкретные свойства источника информации.

Реализация указанных системных требований при разработке терминала АТОС-Б определили его основные функции:

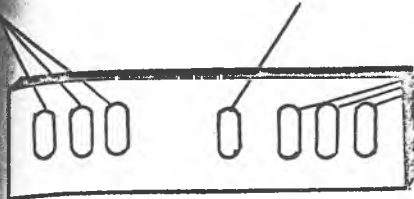
- рациональный отбор и компактное кодирование сообщений на буровой;
- эффективное отображение состояния объекта;
- накопление информации на регенерируемом магнитном носителе;
- ввод формализованных данных СРБМ;
- первичная фильтрация и обработка информации;
- помехоустойчивая передача сообщений по каналам связи;
- работа с удаленной ЭВМ в реальном масштабе времени.

В состав оборудования терминала АТОС-Б (рис.5.1) входит аппаратура, устанавливаемая непосредственно на буровой и в помещении бурового мастера. Здесь не отражены вопросы технической реализации аппаратуры сопряжения с ЭВМ, устанавливаемой на диспетчерском пункте УБР, так как указанная аппаратура предназначена

нос инстр. или  
инстр. на долото

номер параметра  
выбранной группы

цифровое значение  
параметра

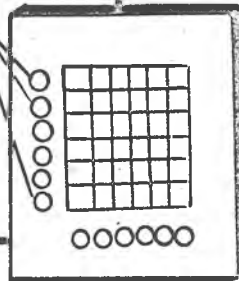


ЦИФРОВОЙ ИНДИКАТОР

Первичные преобразователи



состояние  
буровой

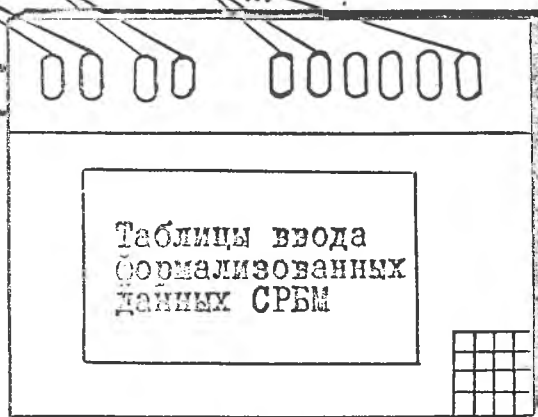
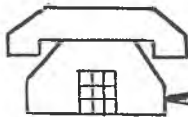
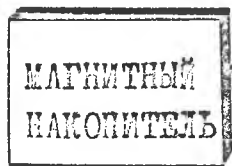


а)

параметры по вызову,  
контрольный код,  
данные СРБМ

часы

минуты



В К.С.

б)

ТЕЛЕФОН  
ОПЕРАТИВНОЙ СВЯЗИ

Рис.5.1. Состав оборудования терминала АТЭС-Б.

а) аппаратура, устанавливаемая на буровой;

б) аппаратура, устанавливаемая в помещении бурового мастера.

для обеспечения функционирования низовой сети АСУТ бурения, организация которой выходит за рамки настоящей работы.

Аппаратура терминала АТОС-Б состоит из адаптера и абонентского пункта, соединяемых линией связи длиной до 250 м.

Адаптер терминала обеспечивает:

- подключение не более 12-ти сельсинных преобразователей первичных параметров бурения;
- выбор оператором одного из шести состояний буровой;
- подключение группы из шести датчиков на вход адаптера соответственно состоянию БУ;
- одновременное измерение, аналого-цифровое преобразование и усреднение шести параметров;
- цифровое масштабирование и представление технологических параметров в действительных единицах;
- вычисление нагрузки на долото и механической скорости бурения;
- одновременную цифровую индикацию веса инструмента или нагрузки на долото и одного из параметров выбранной группы;
- формирование и передачу унитарных кодов шести усредненных параметров бурения и состояния БУ на абонентский пункт терминала.

Абонентский пункт обеспечивает:

- цифровую индикацию времени суток и одного из шести параметров бурения по вызову, соответствующих состоянию БУ;
- сокращение избыточности входной телеметрической информации методом вычетов;
- формализованный ввод и отображение данных СРБМ;
- компактное представление сообщений в коде СОК, включая канал суточного рапорта бурового мастера;
- защиту выходных слов от ошибок посредством композиционного арифметического корректирующего кода;



- регистрацию сообщений на регенерируемом магнитном носителе (с циклом 24 часа);

- передачу выходных двоичных кодов посредством встроенного бурового модулятора с внутренней битовой и блоковой синхронизацией.

Организация терминала АТОС-Б и реализация процедур вызова и ввода информации допускает одновременную независимую работу двух операторов с минимальной подготовкой, причем наличие автономных блоков питания и таймеров в адаптере и абонентском пункте терминала обеспечивает необходимую мобильность аппаратуры и ее живучесть в производственных условиях.

Техническая характеристика терминала АТОС-Б приведена в Приложении II I3.

Таким образом, разработанная структура терминала АТОС-Б позволяет решать достаточно широкий класс задач на уровне низовых сетей АСУТ бурения. Регистрация всей выходной информации в реальном масштабе времени на магнитном накопителе обеспечивает сохранение информации при возникновении отказов в каналах связи, устройстве сопряжения или ЭВМ и возможность формирования банка данных без пробелов.

#### 5.2. Разработка структуры выходного кода и процедуры ввода данных суточного рапорта бурового мастера

Результаты изучения буровой установки, как источника информации, а также рациональных принципов отбора и блочного помехоустойчивого кодирования сообщений, позволяет сформулировать основные требования к структуре каскадного кодера терминала, который должен включать:

- определенное число каналов телеметрии;

- специальный кодовый канал передачи данных по радио-экономического и служебного характера;
- канал внутренней защиты от ошибок формируемых кодовых слов с помощью неразделимого корректирующего  $AN$  - кода;
- канал внешней защиты двоичных чисел  $N_{ik}(\cdot)$  посредством арифметического  $(n, k)$  -кода.

В свою очередь, специализированный кодовый канал разделяется по времени на подканалы передачи признака ранговых слов  $N_{ik}(\alpha)$  и данных СРБМ.

В табл.5.1 показана рекомендуемая структура потока кодовых слов  $\{N_{ik}(\cdot)\}$ , регистрируемых на магнитной ленте и кодов  $\{N_{ik}(\cdot), \delta_{i,k+1}\}$ , передаваемых с буровой по каналам связи. Отмеченное различие в уровне защиты кодов, поступающих на регистрацию непосредственно на буровой и в канал связи, обусловлено различной степенью влияния искажающих факторов на сообщения в реальных каналах, устройствах регистрации и ввода-вывода данных в ЭВМ. В то же время, такое разделение является условным, так как в отдельных случаях может потребоваться внешняя защита регистрируемых кодов  $N_{ik}(\cdot)$  с целью обеспечения возможности обнаружения и исправления ошибок в накопителях, а при хорошем качестве каналов - требуемая достоверность передачи данных может достигаться при отсутствии внешней защиты.

Код, формируемый по каналу данных СРБМ, имеет следующую структуру:

$$\dots D_4 D_5 X X X D_0 D_1 D_2 D_3 D_4 D_5 X X \dots X D_0 D_1 \dots,$$

где  $X$  - разделительный символ;  $D_0 - D_5$  - код, вводимый оператором абонентского пункта.

Коды  $D_0 - D_5$  имеют различное содержание, которое указано в табл.5.2. Синхронизация передачи ранговых слов  $N_{ik}(\alpha)$  и возможность их идентификации и расшифровки после передачи или регистра-

Табл. 5.1. Структура выходного кода терминала.

I-й каскад	$\{\beta_{ij}\}$	$\alpha_{v+0,j} := \left[ \frac{y_{vj}}{q_j} \right]$	...	$\{\beta_{ij}\} := \text{res } y_{ij} \pmod{q_j}$	$(\beta_{ij} \pmod{q_j})$	$\alpha_{ij} := \left[ \frac{y_{0j}}{q_j} \right]$	Выходной код
Кандиды Информационные	$\beta_{v+1,1}$	$\alpha_{v+0, k-2}$	...	$\beta_{l+2,1}$	$\beta_{l+1,1}$	$\alpha_{l+0, k-2}$	Регистрация на магнитной ленте $\{N_{lk}(\beta)\}$
	$\beta_{v+1,2}$	$\alpha_{v+0, k-3}$	...	$\beta_{l+2,2}$	$\beta_{l+1,2}$	$\alpha_{l+0, k-3}$	
	...	...	...	...	...	...	
	$\beta_{v+1, k-2}$	$\alpha_{v+0, 1}$	...	$\beta_{l+2, k-2}$	$\beta_{l+1, k-2}$	$\alpha_{l+0, 1}$	
Специальный код АН+β-код	$\beta_{v+1, k+1}$	$\beta_{v+0, k+1}$	...	$\beta_{l+2, k-1}$	$\beta_{l+1, k-1}$	$\beta_{l+0, k-1}$	Передача в канале $N_{lk}(\beta), \beta_{l, k+1}$
	$\beta_{v+1, k}$	$\beta_{v+0, k}$	...	$\beta_{l+2, k}$	$\beta_{l+1, k}$	$\beta_{l+0, k}$	
(n, k)-код	$\beta_{v+1, k+1}$	$\beta_{v+0, k+1}$	...	$\beta_{l+2, k+1}$	$\beta_{l+1, k+1}$	$\beta_{l+0, k+1}$	Передача в канале $N_{lk}(\beta), \beta_{l, k+1}$
II-й каскад	$N_{v+1, k}(\beta)$	$N_{v+1, k}(\alpha)$	...	$N_{2k}(\beta)$	$N_{1k}(\beta)$	$N_{0k}(\alpha)$	

Табл.5.2. Содержание кодовых слов  $D_0 - D_5$ , передаваемых по каналу суточного рапорта бурового мастера.

$D_i$	Начало ввода СРБМ	Начало ввода раздела	Ввод позиций раздела
$D_0$	Разделительный символ Z	Разделительный символ Y	Номер позиции (0-12)
$D_1$	№ терминала	№ раздела	$D_1 - D_5$
$D_2$	часы (десятки)	состояние скважин группа операций	числовая информация, вводимая оператором
$D_3$	часы (единицы)		
$D_4$	минуты (десятки)	тип операции	
$D_5$	минуты (единицы)	шифр операции	

Табл.5.3. Фрагмент синхронизации ранговых слов  $N_{iK}(\alpha)$  по каналу защиты от ошибок в коде СОК при  $P_K=5$ ,  $\Delta t=2C$  и цикле формирования рангов отсчетов  $60C$ .

Канал	Содержание сообщений по каналам														...				
$P_K$	0	0	0	0	1	2	3	4	0	0	0	0	0	0	0	0	...		
1	$b_1$	$b_2$	$b_1$	$b_1$	$b_1$	$b_1$	$b_1$	$b_1$	$b_1$	$b_1$	$b_1$	$b_1$	$b_1$	$b_1$	$b_1$	$b_1$	...		
2	$b_2$	$b_2$	$b_2$	$b_2$	$b_2$	$b_2$	$b_2$	$b_2$	$b_2$	$b_2$	$b_2$	$b_2$	$b_2$	$b_2$	$b_2$	$b_2$	...		
3	$b_3$	$b_3$	$b_3$	$b_3$	$b_3$	$b_3$	$b_3$	$b_3$	$b_3$	$b_3$	$b_3$	$b_3$	$b_3$	$b_3$	$b_3$	$b_3$	...		
4	$b_4$	$b_4$	$b_4$	$b_4$	$b_4$	$b_4$	$b_4$	$b_4$	$b_4$	$b_4$	$b_4$	$b_4$	$b_4$	$b_4$	$b_4$	$b_4$	...		
СРБМ	X	X	X	X	$\alpha_1$	$\alpha_2$	$\alpha_3$	$\alpha_4$	C	X	$D_0$	$D_1$	$D_2$	$D_3$	$D_4$	$D_5$	X	X	...
i	27	28	29	30	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	...

осуществляется по каналу внутренней защиты кодера СОК; что отражено в табл.5.3. Учитывая, что передача признака рангового слова  $N_{i\kappa}(\cdot)$  реализуется по жесткому циклу, уровень защиты передаваемой информации от ошибок на указанном участке не уменьшается, так как при этом формируется корректирующий  $AN + \bar{b}$  - код с априорно известным параметром  $\bar{b}$ . Программа, обеспечивающая декодирование формируемых таким образом кодовых слов  $N_{i\kappa}(\cdot)$ , составленная на языке "АЛГОЛ-60" и реализованная на ЭВМ "БЭСМ-4М", приведена в Приложении П12.

Особенностью работы оператора при вводе информации с пульта является неравномерная скорость ввода. Учитывая, что передача сообщений на выходе терминала производится с равномерной скоростью, возникла необходимость выравнивания этого потока сообщений. В связи с этим, для создания "живого" режима работы оператора при вводе данных СРБМ и рационального использования пропускной способности выделенного канала кодера СОК, разработана процедура ввода сообщений указанного типа и специальная буферная память в виде проходного стека [39]. Сущность рассматриваемой процедуры ввода заключается в том, что при снижении скорости ввода сообщений оператором или при перерывах в передаче данных СРБМ автоматически формируются разделительные символы  $\mathcal{X}$ , которые заполняют стековую память с ритмом передачи выходных кодовых слов  $N_{i\kappa}(\cdot)$ . При увеличении скорости работы оператора последовательность разделительных символов  $\mathcal{X}$  автоматически стирается в памяти и заменяется кодами вводимой числовой информации.

Результаты испытаний опытного образца терминала АТОС-Б в производственных условиях (см. Приложение П13), а также алгоритма дешифрации кодовых слов  $N_{i\kappa}(\cdot)$  на машине "БЭСМ-4М" подтвердили практическую реализуемость и эффективность разработанных принципов кодирования сообщений, формируемых на уровне низкой сложности

АСУТ бурения.

### 5.3. Разработка специализированного процессора терминала

Работа процессора терминала АТОС-Б определяется циклограммой, представленной на рис.5.2, из которого следует, что на интервале времени дискретизации контролируемых процессов бурения процессор выполняет два цикла операций.

В первом цикле производится измерение технологических параметров бурения по всем каналам телеметрии и преобразование их в набор вычетов  $\{b_{i,1}, b_{i,2}, \dots, b_{i,k-2}\}$ . Во втором - происходит преобразование полученного набора вычетов (включая коды по каналу СРБМ  $b_{i,k-2}$  и контрольному модулю  $b_k$ ) в блочный помехозащищенный код СОК. При этом синхронно с указанными процедурами на протяжении большей части интервала времени  $\Delta t$  осуществляется передача в канал и регистрация в накопителе кодовых слов  $N_{i-1,k}(\cdot)$ . В промежутках времени между передачами сообщений модуляторы канала и магнитного накопителя формируют сигналы блоковой синхронизации.

Различия временных диаграмм цифровой индикации параметров бурения и выходных кодов  $N_{i,k}(\cdot)$  определяются условиями подключения индикатора к различным операционным устройствам. В первом случае (индикация  $U_{i,j}$ ) счетчик индикатора подключается к выходу соответствующего делителя устройства согласования с первичными преобразователями, во втором - соединяется со входом двоичного счетчика  $N_{i,k}(\cdot)$ .

В режиме "контроль" процессор обеспечивает формирование контрольных чисел  $N_{i,k}(P-1)$ . При этом преобразование СОК выполняется над вычетами  $b_{i,j} = P_j - 1, j \in \overline{1, k-2}$ , а устройство индикации обеспечивает визуальный контроль правильности априорно известных чисел  $N_{i,k}(P-1)$  в десятичной системе счисления. Коды  $N_{i,k}(P-1)$  могут

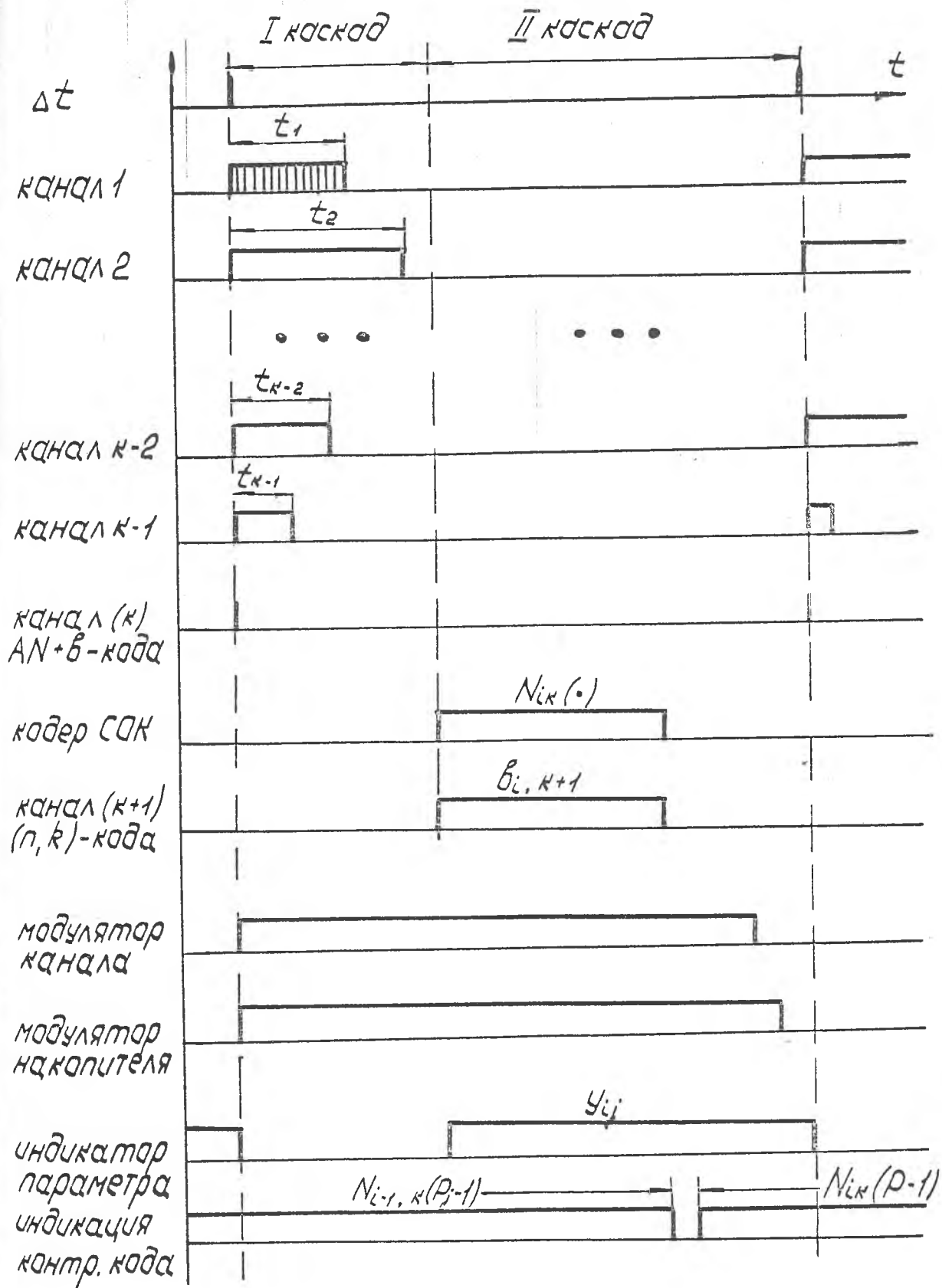


Рис.5.2. Временная диаграмма работы специализированного процессора,  $t_j$  - время измерения параметра.

также передаваться по каналу связи и регистрироваться в накопителе.

Структурная схема процессора терминала АТОС-Б представлена на рис.5.3. Синхронизация работы его операционных устройств осуществляется сигналами управляющего микропрограммного автомата ЧА 1 (рис.5.4), сигналами прямых выходов триггеров  $T_{COK}$  и  $T_d$ , а также синхриимпульсами таймера  $C_i$ . Работа цикла измерения начинается после установки триггеров  $T_U$  в единичное состояние. При этом формируемые адаптером унитарные коды телеметрируемых параметров бурения по каждому из каналов поступают на входы устройств согласования ( $OY_j$ ). Установка триггеров  $T_U$  в нулевое состояние производится по истечении интервала времени измерения сигналом  $C_5$ . В конце цикла измерения в  $OY_j$  накапливаются коды вычетов  $B_{ij}$  входных ординат  $Y_{ij}$  по модулю  $q_{ij}$ .

Если в процессе измерения существует сигнал от  $T_d$ , то в ранговых счетчиках  $CЧ(d_j)$  накапливаются коды рангов отсчетов  $d_{ij}$ , в противном случае - сюда заносится параллельным кодом значения вычетов по сигналу  $Y_{10}$ .

Перед началом преобразования  $COK$  в вычитающие счетчики  $CЧ(mod P)$  заносится коды, хранящиеся в  $CЧ(d_j)$ . Одновременно в  $CЧ(mod P_{k-1})$  заносится полубайтовый код, передаваемый по кодовому каналу.

Преобразование  $COK$  начинается по сигналу триггера  $T_{COK}$ , который разрешает прохождение импульсов высокой частоты  $C_2$  на входы счетчиков  $CЧ(mod P)$ , двоичного счетчика  $CЧ N_{ik} (\cdot)_2$  и 2-10-го счетчика  $CЧ(2-10)$ . Заключается рассматриваемое преобразование по сигналу "конец  $COK$ ", который вырабатывается на выходе логического элемента "И"  $\Lambda 1$  при одновременном поступлении на его входы осведомительных сигналов "0" нулевых состояний всех счетчиков  $CЧ(mod P)$ .



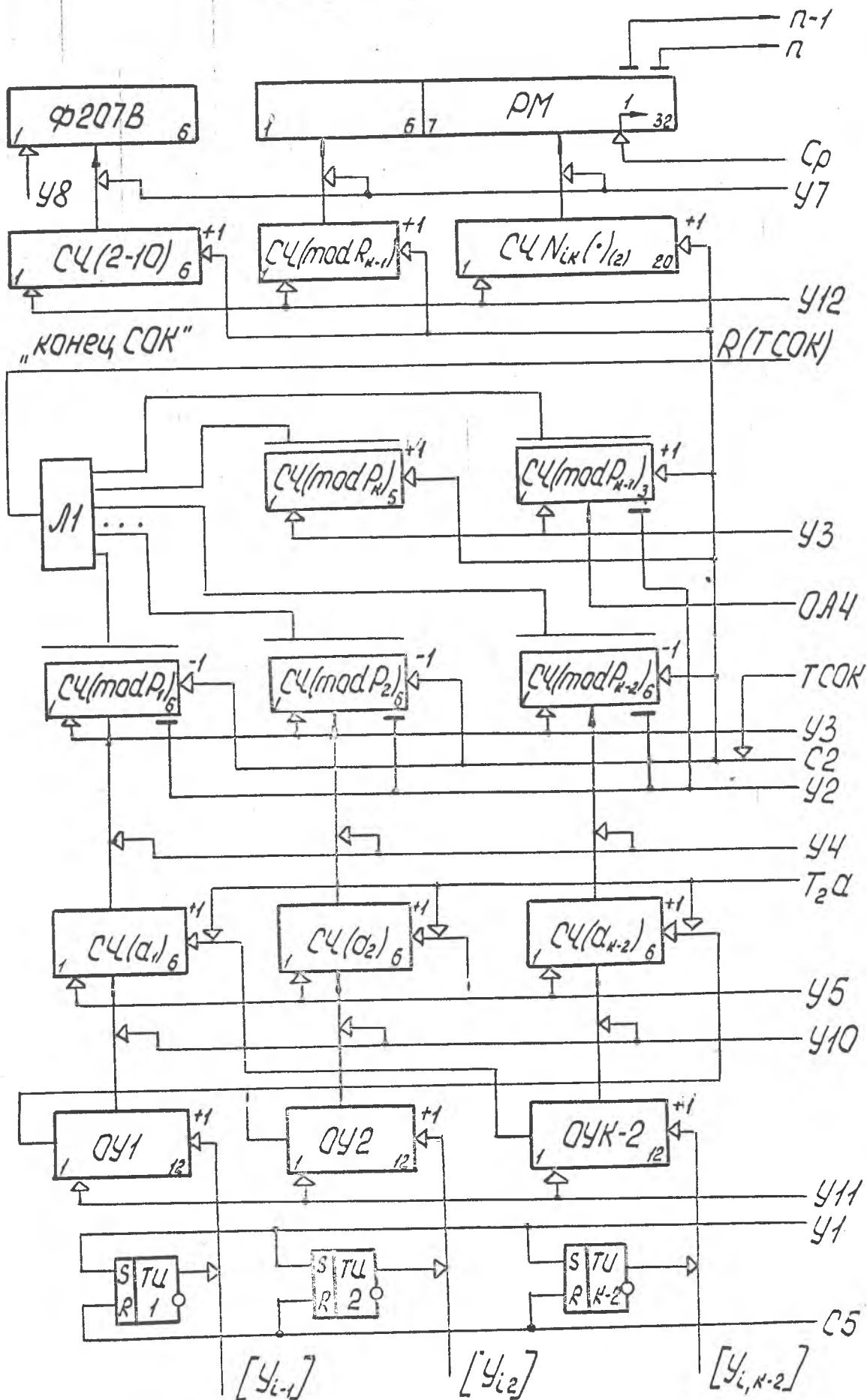


Рис. 5.3. Структура специализированного процессора терминала.

за счет включения в цикл преобразования СОК избыточных счетчиков по модулю  $P_k$  и  $P_{k+1}$  формируемое число  $N_{ik}(\cdot)$  всегда оказывается сравнимым с  $b_k$  и  $b_{k+1}$  по указанным модулям, чем обеспечивается его помехоустойчивое кодирование. Занесением кодов  $N_{ik}(\cdot)$  и  $b_{k+1}$  в регистр манипулятора РМ по сигналу 47 записывается процесс сокращения избыточности и блочного помехоустойчивого кодирования информации, результат которого отображается цифровым индикатором в десятичной системе счисления.

Осведомительные сигналы  $(n, n-1)$  двух последних триггеров сдвигающего регистра РМ предназначены для управления работой цифрового манипулятора, описанного ниже.

Для оптимизации работы процессора в целом его операционная система выполнена по схеме асинхронного цифрового автомата [140, 141], так как большинство функциональных узлов абонентского пункта терминала выполняют операции приема, преобразования и выдачи информации независимо. При этом подчиненные операционные автоматы (ОА) синхронизируются управляющим автоматом УА1, который реализует различные программы в зависимости от режима работы терминала. В свою очередь, управляющий автомат УА1 синхронизируется сигналами таймера, содержащего высокостабильный генератор стандартных сигналов.

На рис.5.5 показана структура операционной системы процессора терминала АТОС-В. Содержание микроопераций, выполняемых по сигналам установки  $U$ , запуска  $B$ , внешней  $C$ , внутренней  $P$  и тактовой  $\{\alpha, \beta\}$  синхронизации, а также под действием входных  $\{x\}$  и выходных  $\{z, k\}$  микрокоманд УА1, приведено в табл.5.4. Содержание микрокоманд управления  $\{41-415\}$ , которые формируются на выходе комбинационной части автомата (КЧ), и их логическое описание приведено в табл.5.5. Там же отмечена последовательность выполнения микрокоманд при работе процессора в

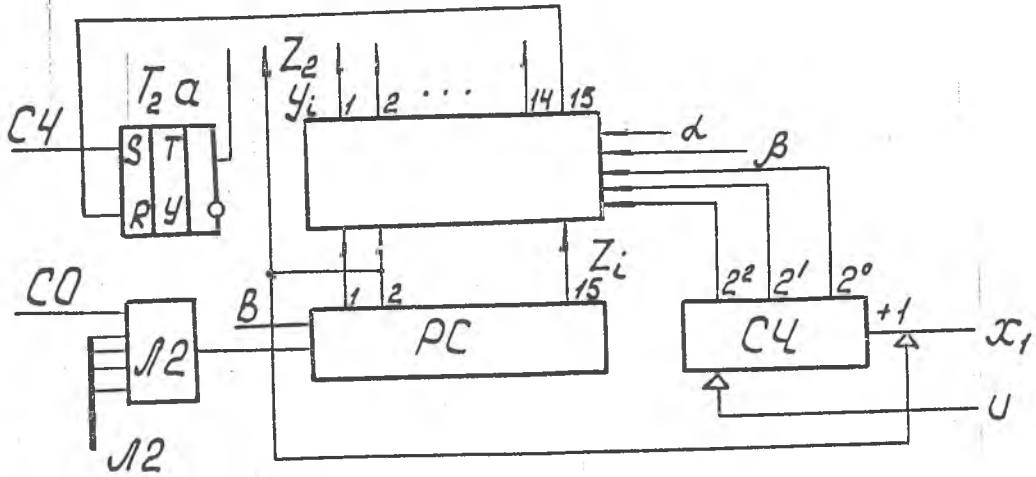


Рис.5.4. Управляющий микропрограммный автомат процессора.

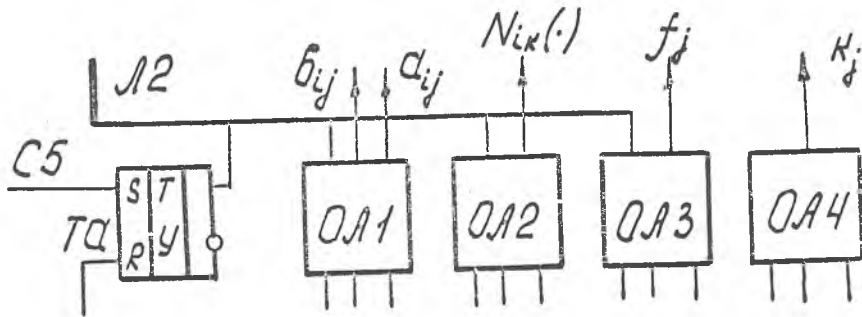


Рис.5.5. Состав операционной системы процессора терминала.

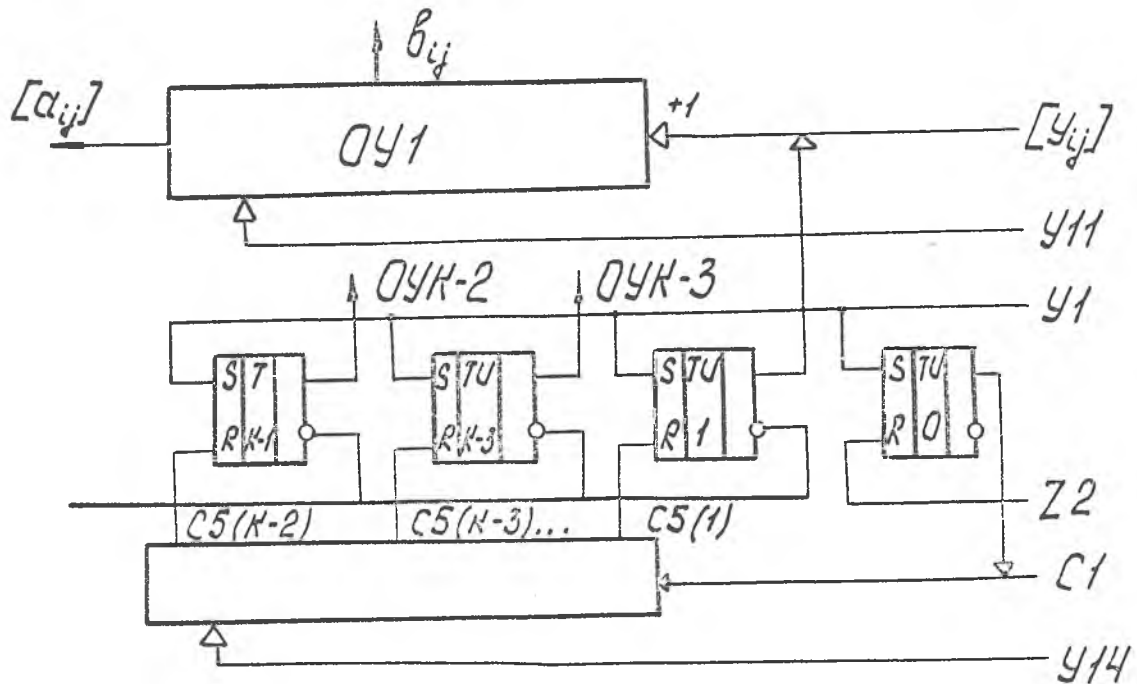


Рис.5.6. Операционный автомат согласования с первичными преобразователями.

чных режимах, задаваемых программным счетчиком (СЧ).

Командой "начало" управляющего автомата УА1 является сигнал В, под воздействием которого в первый разряд распределителя (РС) заносится единица Z1. Под воздействием тактовых импульсов СО указанная единица пробегает все значения ZL. Если присутствует входной сигнал X1, вырабатываемый при работе процессора в режиме накопления и выдачи данных пучками, то последовательность формирования микрокоманд У1-У15 согласована с работой СЧ, управляемого сигналами Z2. В противном случае указанный счетчик находится в нулевом состоянии, что обеспечивает естественный порядок выполнения микрокоманд. С помощью логического элемента "И" Л2, включенного в цепь обратной связи УА1, обеспечивается остановка РС путем прерывания потока сигналов СО на время выполнения микропрограммы одного из подчиненных операционных автоматов ОА1-ОА3. Команда "конец" в УА1 вырабатывается под воздействием микрооперации У15, обеспечивающей установку триггера управления (ТУ) в нулевое состояние.

Структурная схема операционного автомата ОА1, управляющего работой устройств согласования с преобразователями ОУj, представлена на рис.5.6. Автомат ОА1 обеспечивает реализацию одновременных измерений по K-2 каналам телеметрии и выполняет следующий набор операций:

$$\begin{array}{ll} \text{У1)} & \text{ТУ}_j := 1; \\ \text{У11)} & \text{ОУ}_j := 0; \\ \text{У14)} & \text{СЧ}_{\text{тв}} := 0; \\ \text{С1)} & \text{СЧ}_{\text{тв}} := \text{СЧ}_{\text{тв}} + 1. \end{array}$$

Операционный автомат ОА1 предназначен для реализации алгоритма работы преобразователя СОК (рис.5.7) и описывается набором микроопераций:

$$\begin{array}{ll} \text{У2)} & \text{СЧ}(\text{mod } P_j) := 0; \\ \text{У3)} & \text{СЧ}(\text{mod } P_j) := 1; \\ \text{У6)} & \text{ТСОК} := 1; \\ \text{У10)} & \text{СЧ}(d_j) := \delta_j; \end{array}$$

Табл. 5.4.

Символ	Содержание	Пояснения
U	$CЧ := 0; CЧ \pmod{n} := 0;$	Установка в нулевое состояние
B	$PC(1) := 11;$	Предустановка
CO	$Л2(1) := 1;$	Синхроимпульсы 500 кГц
C1	$CЧ t_u := CЧ t_{u+1};$	Синхроимпульсы 100 кГц
C2	$CЧ \pmod{P_i} := CЧ(\cdot) - 1;$	Синхроимпульсы 5,0 мГц
C3	$CЧ \pmod{P_j} := CЧ(\cdot) + 1;$	Синхроимпульсы 1,0 кГц
C4	$T_2 \alpha := 1; T1(ОЛЧ) := 0;$	Синхроимпульсы формирования
-1-	$PC(ОЛЧ) := 0; CЧ(ОЛЧ) := 0;$	рангового слова $N_{i,k}(\alpha)$
C5	$T_2 \gamma := 0;$	Частота дискретизации $\Delta t$
x1	$CЧ(УЛ1) := CЧ(\cdot) + 1;$	Разрешение режима накопителя
-1-	Z2	Управляющие сигналы ОЛЧ
Z2	$T1(ОЛЧ) := 1; T2(ОЛЧ) := 1;$	Тактовые сигналы УЛ-1
$\alpha$	$KУ(2n) := 1;$	Тактовые импульсы
$\beta$	$KЧ(2n+1) := 1;$	Выходов КЧ
$[\alpha_{k+i,j}]$	$CЧ(\alpha) := CЧ(\cdot) + 1;$	Импульсы унитарного кода $\alpha_{ij}$
$[f_i]$	$ОУ_j := ОУ_j + 1;$	Частотно-модулированные сигналы
$[f_j]$	$KС := [f_j]_i;$	Выходные сигналы ОУЗ
$0_j$	$CЧ \pmod{P_j} = 0;$	Обведомительные сигналы нуля
$T_2 \alpha$	$CЧ(\alpha_j) := CЧ(\alpha_j) + 1$	Разрешение накопления $\alpha_{ij}$
$T_2 СОК$	$CЧ \pmod{P_j} := CЧ(\cdot) - 1$	Сигнал „начало“ СОК

Табл. 5.5.

Символ микро-операции	Содержание микрокоманды	Режим работы	Накопление						Выдача					Логическое описание выхода комбинационной схемы УА1(КЧ)	
			1	2	3	1	2	3	4	5					
У1	$T_2 U_i = 1$	+	+	+	+	-	-	-	-	-	-	-	-	-	$У1 = Z1 \wedge \alpha \wedge \bar{T}3$
У2	$COK_i = 1$	+	+	+	+	+	-	-	-	-	-	+	+	+	$У2 = Z2 \wedge \beta \wedge \bar{T}3 \wedge \bar{T}1 \wedge \bar{T}3$
У3	$СЧ(\text{mod } P_j) = 1$	+	+	+	+	+	-	-	-	-	-	+	+	+	$У3 = Z3 \wedge \alpha \wedge \bar{T}3 \wedge \bar{T}1 \wedge \bar{T}3$
У4	$СЧ(\text{mod } P_j) = СЧ(\alpha_j)$	+	+	+	+	+	-	-	-	-	-	+	+	+	$У4 = Z4 \wedge \beta \wedge \bar{T}3 \wedge \bar{T}1 \wedge \bar{T}3$
У5	$СЧ(\alpha_j) = 0$	+	+	+	+	-	-	-	-	-	-	+	+	+	$У5 = Z5 \wedge \alpha \wedge \bar{T}3 \wedge \bar{T}1 \wedge \bar{T}3$
У6	$T_2 COK_i = 1$	+	+	+	-	-	-	+	+	+	+	+	+	+	$У6 = Z6 \wedge \beta \wedge \bar{T}3 \wedge \bar{T}1 \wedge \bar{T}2$
У7	$T_2 M_i = 1$	+	+	+	-	-	+	+	+	+	+	+	+	+	$У7 = Z7 \wedge \alpha \wedge \bar{T}2 \wedge \bar{T}1 \wedge \bar{T}2$
У8	$\phi 207B_i = 0$	+	+	+	-	-	+	+	+	+	+	+	+	+	$У8 = Z8 \wedge \beta \wedge \bar{T}2 \wedge \bar{T}1 \wedge \bar{T}2$
У9	$PМ_i = СЧ N_{i,k} (\cdot)$	+	+	+	-	-	+	+	+	+	+	+	+	+	$У9 = Z9 \wedge \alpha \wedge \bar{T}2 \wedge \bar{T}1 \wedge \bar{T}2$
У10	$СЧ(\alpha_j) = ОУ_j (\beta_j)$	+	+	+	+	+	-	-	-	-	-	+	+	+	$У10 = Z10 \wedge \beta \wedge \bar{T}3 \wedge \bar{T}1 \wedge \bar{T}3$
У11	$СЧ_j = 0$	+	+	+	+	+	-	-	-	-	-	+	+	+	$У11 = Z11 \wedge \alpha \wedge \bar{T}3 \wedge \bar{T}1 \wedge \bar{T}3$
У12	$СЧ N_{i,k} (\cdot) = 0$	+	+	+	-	-	+	+	+	+	+	+	+	+	$У12 = Z12 \wedge \beta \wedge \bar{T}2 \wedge \bar{T}1 \wedge \bar{T}2$
У13	$T7(OУ_j) = 1$	+	+	+	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	$У13 = Z13 \wedge \alpha \wedge \bar{T}2 \wedge \bar{T}1 \wedge \bar{T}2$
У14	$СЧ t_u = 0$	+	+	+	-	-	-	-	-	-	-	-	-	-	$У14 = Z14 \wedge \beta \wedge \bar{T}3$

$$\begin{aligned} \text{У4)} \quad C_4(\text{mod } P_j) &:= C_4 d_j; & \text{С2)} \quad C_4(\text{mod } P_j) &:= 1 \\ \text{У5)} \quad C_4(d_j) &:= 0; & \text{Тd)} \quad C_4(d_j) &:= d_{k-1-v}. \end{aligned}$$

Микропрограмма работы  $ОА2$  зависит от режимов функционирования  $УА1$ . В частности, последовательность микрокоманд  $Уi$  различается (см. рис. 5.4), если в преобразователе  $СОК$  формируется код  $N_{ik}(6)$  или  $N_{ik}(6)$ .

Работа  $ОА2$  начинается после выполнения микрокоманды  $У6$  и установки в единичное состояние  $ТСОК$ . При этом разрешается прохождение импульсов высокой частоты  $С2$  на вход вычитающих счетчиков  $C_4(\text{mod } P_j)$ . Осведомительные сигналы нулевых состояний указанных счетчиков "0" поступают на входы логического элемента "И"  $Л1$  и в случае их совпадения перебрасывает  $ТСОК$  в нулевое состояние. Высокий потенциал в цифровом выходе поступает на вход логического элемента  $Л2$  и является микрокомандой "конец преобразования  $СОК$ " для  $УА1$ .

Операционный автомат  $ОА3$  интерпретирует работу цифрового частотного модулятора двоичных сигналов. Способ манипуляции определяется работой автомата  $УА2$ , входными переменными которого являются осведомительные сигналы состояния двух последних триггеров сдвигающего регистра (см. рис. 5.8), микрокоманда  $У7$  и тактирующие импульсы  $Z2$ .

Работа  $ОА3$  начинается после установки в единичное состояние триггера модулятора ( $ТМ$ ). При этом в регистр  $РМ$  заносится двоичный код  $N_{ik}(\cdot)$  и разрешается прохождение импульсов  $С3$  на вход счетчика с управлением модулем  $C_4(\text{mod } T_j)$ . Триггер  $Т1$  предназначен для преобразования генерируемой частоты следования пологих импульсов с выхода  $C_4(\text{mod } T_j)$  в прямоугольные колебания с амплитудой равной два. В счетчике  $C_4(\text{mod } n)$  подсчитывается количество периодов формируемой манипулятором частотной последовательности.

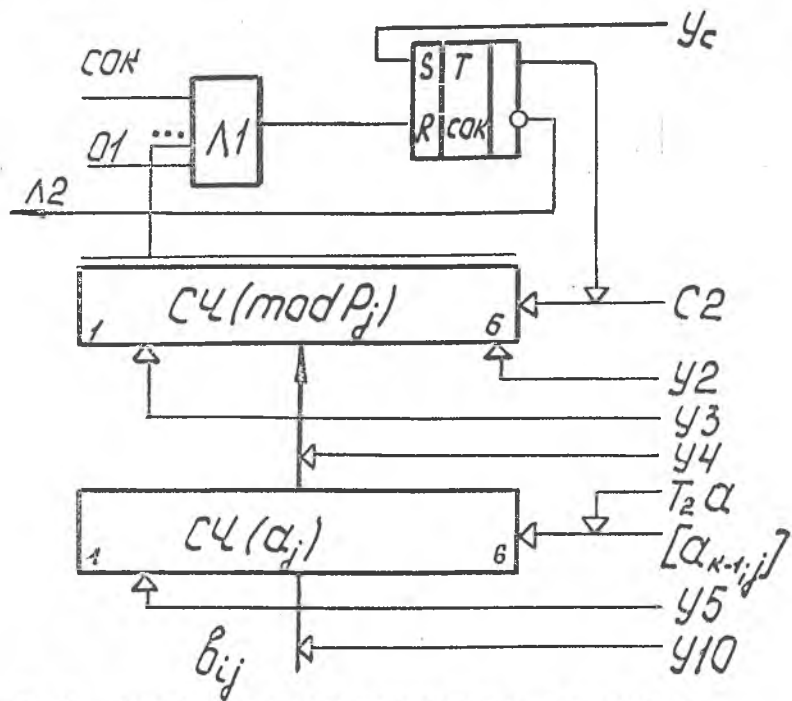


Рис.5.7. Элемент операционного автомата кодера ССК.

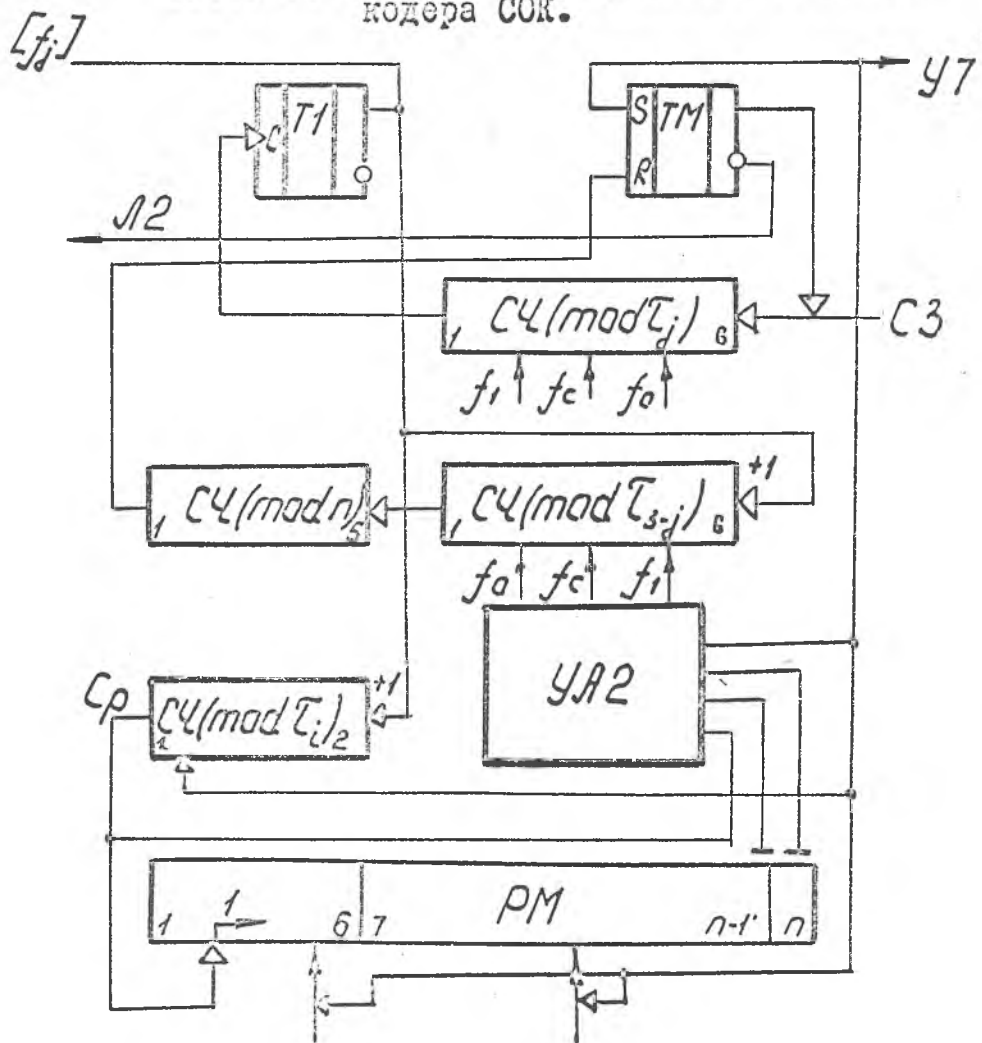


Рис.5.8. Операционный автомат модулятора.



Причем с целью получения битовых посылок одинаковой длительности на различных частотах, коэффициент пересчета  $CЧ(mod \tau_{3,j})$  изменяется обратно пропорционально модулю  $CЧ(mod \tau_j)$ . В счетчике  $CЧ(mod n)$  подсчитывается число сформированных частотных посылок, поэтому его коэффициент пересчета ( $n$ ) равен длине регистра  $PM$ . Счетчик  $CЧ(mod \tau_j)$  предназначен для упругой задержки на несколько тактов сигнала сдвига в регистре  $PM$  и обеспечения формирования на выходе манипулятора сигнала блоковой синхронизации большой длительности на частоте  $f_c$ .

После передачи в канал связи  $n$  частотных посылок ( $f_j$ ) импульс перехода через модуль  $CЧ(mod n)$  перебрасывает триггер  $TM$  в нулевое состояние, чем заканчивается работа модулятора в одном цикле.

Закон функционирования управляющего автомата  $УА2$  определяется требованиями реализации способа квазитрочной манипуляции двоичных сигналов с внутренней синхронизацией, предложенного нами в [142, 143]. Сущность указанного способа состоит в том, что третий характеристический признак манипуляции  $f_c$  используется для передачи однократных повторений двоичных сигналов 0 и 1. На рис. 5.9 показан пример манипуляции двоичного кода предложенным способом, а также граф - схема цифрового автомата Мили и закодированный граф микропрограммы его работы, синтезированного каноническим методом, изложенным в [106, 141].

Схема  $УА2$ , реализованная на тактируемом  $D$ -триггере, приведена на рис. 5.10. На схеме введены следующие обозначения:  $\alpha_1, \alpha_2$  - двоичные значения прямых выходов двух последних триггеров регистра  $PM$ ,  $B$  - сигнал предустановки  $УА2$  в исходное состояние;  $C_p$  - тактирующие входные сигналы;  $У_0, У_c, У_1$  - микрокоманды управления цифровым манипулятором;  $ТТС$  - триггер управления признаком манипуляции  $f_c$ .

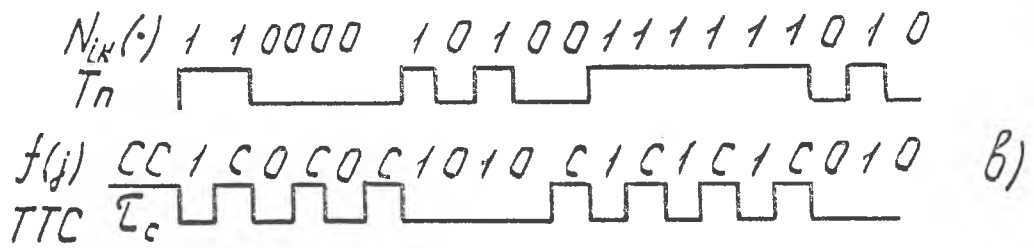
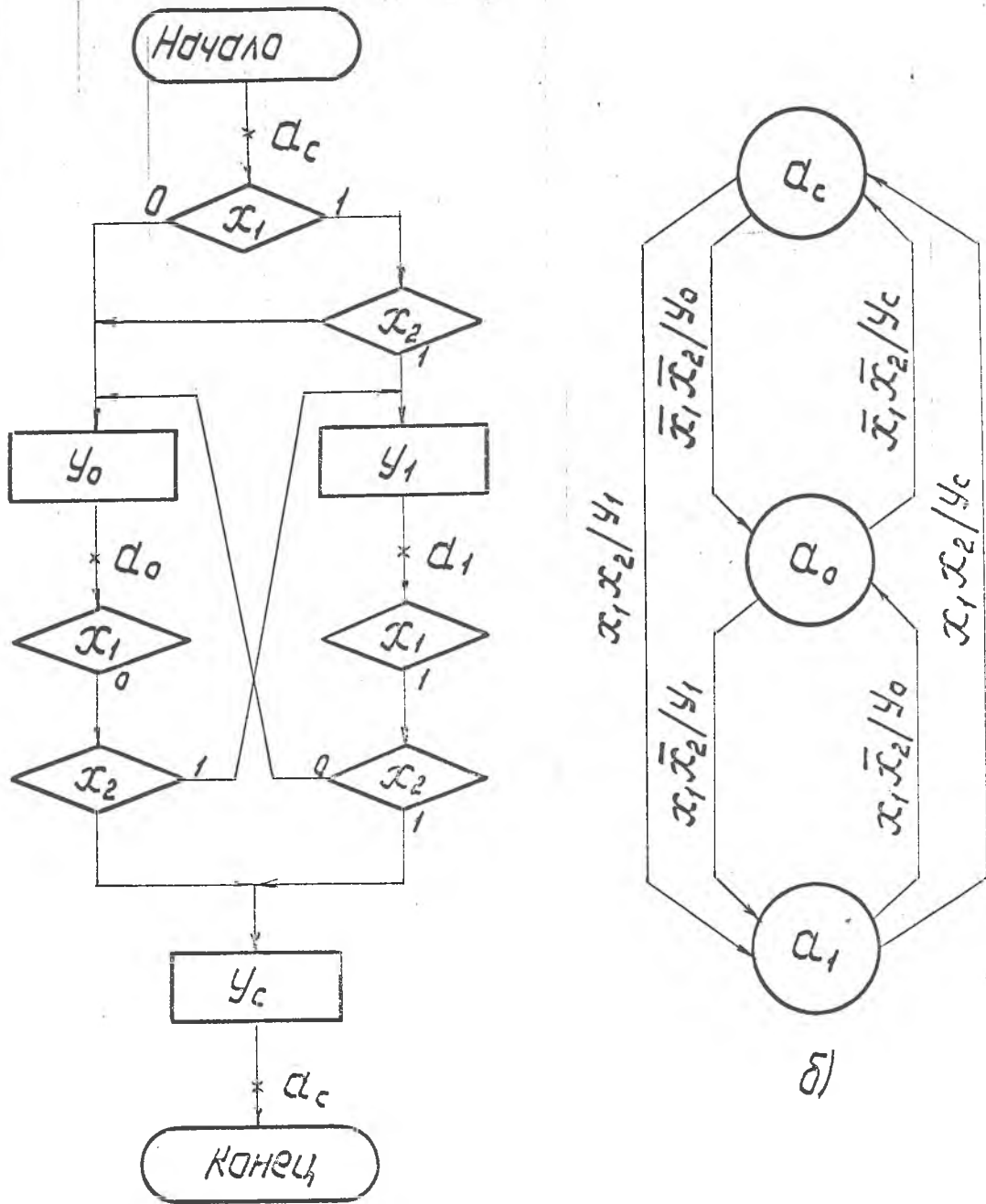


Рис.5.9. Граф-схема цифрового автомата модулятора.

Микропрограмма управления кодовым каналом для передачи данных суточного рапорта бурового мастера реализуется операционным автоматом ОАЧ (рис.5.II), который выполняет набор микроопераций:

$$\begin{aligned} \text{С2)} \text{ СЧ}(\text{mod } P_{k-1}) &:= \text{СЧ}(\text{mod } P_{k-1}) - 1; \\ \text{С4)} \text{ РС} &:= 0; \text{ СЧ} := 0; \text{ Z2)} \text{ Л1(З)} &:= 1; \\ \text{У4)} \text{ СЧ}(\text{mod } P_{k-1}) &:= \langle d_{ij} \rangle | \langle \gamma \rangle | \langle x \rangle | \langle D_i \rangle | \end{aligned}$$

где  $d_{ij}$  - признак рангового числа  $N_{ik}(\sigma)$ ;  $\gamma, x$  - разделительные символы;  $D_i$  - код данных СРЕМ.

На выходе ОАЧ формируется последовательность микрокоманд имеющих содержание:

$$\begin{aligned} \text{K1)} \text{ СЧ}(\text{mod } P_{k-1}) &:= \gamma; & \text{K3)} \text{ СЧ}(\text{mod } P_{k-1}) &:= d_{ij}; \\ \text{K2)} \text{ СЧ}(\text{mod } P_{k-1}) &:= x; & \text{K4)} \text{ СЧ}(\text{mod } P_{k-1}) &:= D_i. \end{aligned}$$

Предустановка ОАЧ в исходное состояние производится синхронным импульсом СЧ (см. табл.5.I). По сигналам Z2 происходит сдвиг единицы в распределителе и последовательное формирование микрокоманд  $K_j$ . На третьем такте микрокомандой K3 в единичное состояние устанавливается триггер T2, чем обеспечивается остановка РС и прохождение тактирующих импульсов Z2 на вход СЧ. Таким образом, на время работы указанного счетчика (5 импульсов) разрешается прохождение спрашивающих сигналов Z2 стековой памяти абонентского пункта терминала.

На четвертом такте микрокомандой K4 в единичное состояние устанавливается триггер T2, который низким потенциалом инверсного выхода  $\overline{T2}$  запрещает прохождение импульсов Z2 на вход РС. Остановка РС на четвертом такте обеспечивает прохождение спрашивающих сигналов Z2 на вход распределителя пульта данных суточного рапорта до тех пор, пока триггер T2 не перебросится в нулевое состояние сигналом СЧ. При этом осуществляется прерывание считывания данных с указанного пульта, в соответствии с ал-

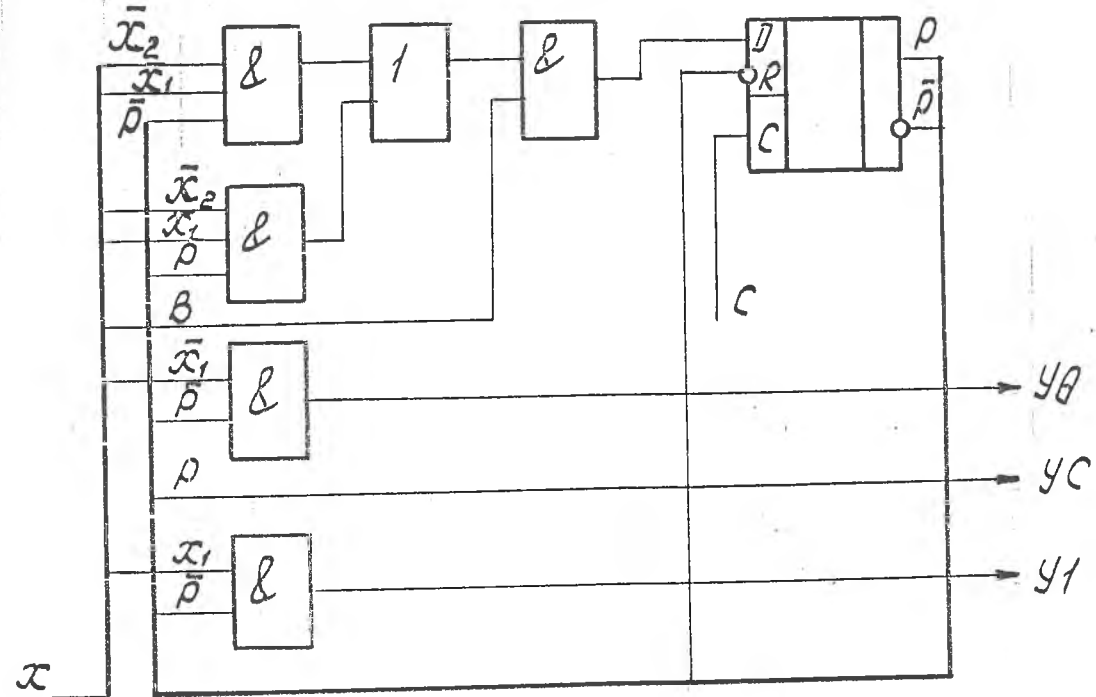


Рис.5.10. Схема управляющего автомата цифрового модулятора.

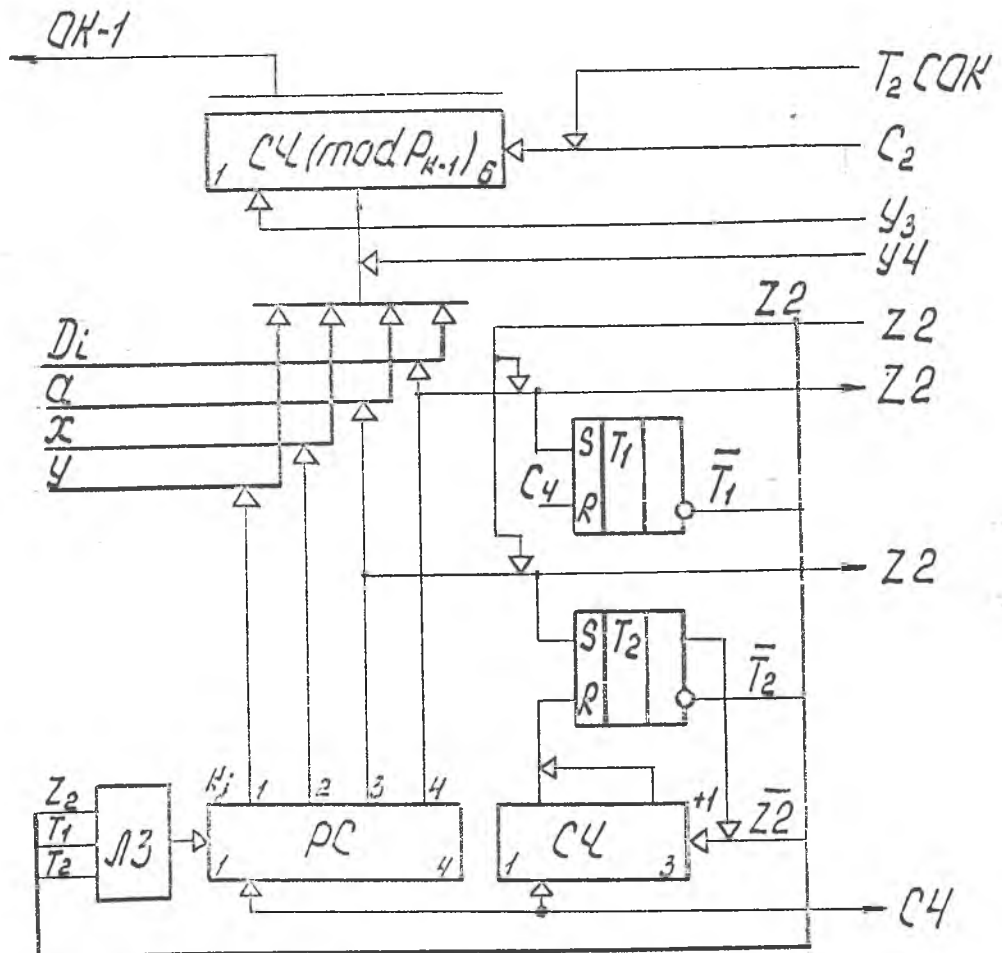


Рис.5.11. Операционный автомат кодового канала.

итмом передачи информации по кодовому каналу. Макетирование процессора терминала АТОС-Б осуществлено в 1973-74 г.г. при непосредственном участии автора. Внешний вид макета показан на рис. П 14 Приложения. Схемы субблоков макета АТОС-Б отрабатывались на ДТЛ-микросхемах серии 217. В качестве цифровых индикаторов использованы серийно выпускаемые модули Ф 207, модификаций Г, также реализованные на микросхемах указанной серии, что существенно упростило решение вопросов стыковки периферийного оборудования макета АТОС-Б с операционными устройствами.

Целью макетирования являлась проверка эффективности технической реализации принципов сокращения избыточности и блочного помехоустойчивого кодирования цифровых данных, а также отработка элементов модема СНД, реализующего способ квазитрочичной манипуляции с внутренней синхронизацией. Испытание отдельных субблоков, исследование вопросов согласования их работы, выявление и устранение состязаний элементов, а также производственные испытания макета, позволили создать базу к проектированию опытного образца терминала АТОС-Б на ДТЛ-микросхемах серии 155.

#### 5.4. Разработка схемотехнических решений операционных узлов терминала на уровне адаптера и абонентского пункта

##### 5.4.1. Многоканальный преобразователь угла поворота вала в код

Предложенная нами схема многоканального преобразователя угла поворота ротора сельсина в цифровой код [67] отличается от известных решений высоким уровнем помехоустойчивости работы, а также небольшим числом проводных линий связи для дистанционной передачи показаний. Указанный преобразователь (см. рис. 5.12) содержит генератор импульсов 1, делитель частоты 2, синтезатор 3

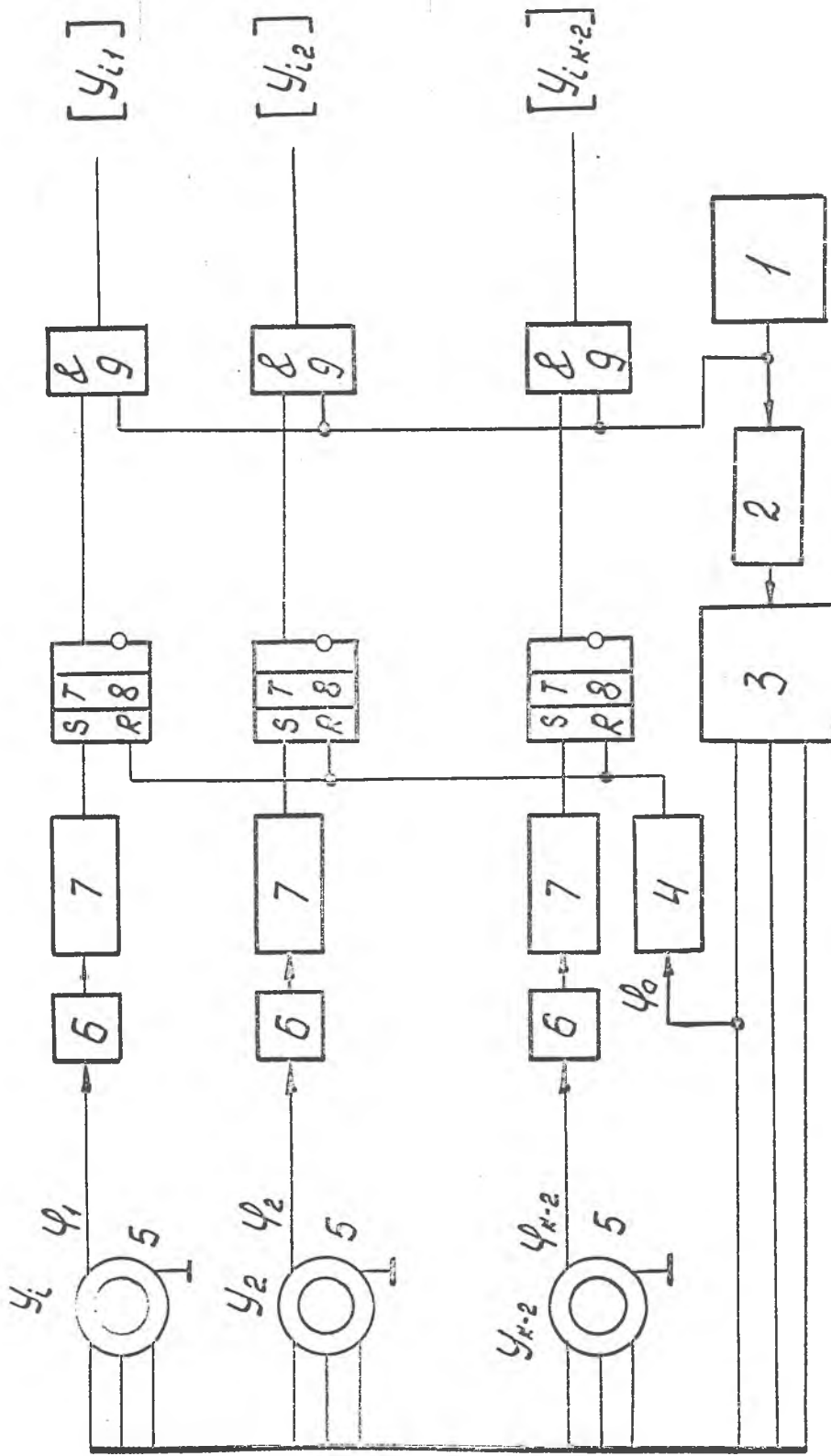


Рис. 5.12. Структура многоканального устройства преобразования угла поворота вала в код.

трехфазового напряжения, формирователь 4 импульсов и в каждом канале измерения сельсин 5, фильтр 6, формирователь 7 импульсов, триггер 8 и логический элемент "Ц" 9.

Сущность работы рассматриваемого аналого-цифрового преобразователя состоит в том, что на трехлучевые обмотки всех сельсинов с выходов синтезатора 3 подается трехфазное прямоугольное напряжение с частотой  $f/6n$ , где  $f$  - частота кварцованного генератора I;  $n$  - модуль делителя 2. При этом в сельсинах 5 создается электромагнитное поле, вектор индукции которого пробегает по всем фиксированным положениям за время одного периода. В результате, в однолучевых обмотках сельсинов 5 наводится шестиступенчатый синусоидальный сигнал. Фильтром 6 из полученного сигнала выделяется первая гармоническая составляющая, по порождению которой через "Ц" в последнем направлении вырабатывается импульс, синхронизирующий соответствующий триггер 8 (предварительно установленный в состояние "I") в нулевое состояние. Таким образом, время пребывания соответствующего триггера 8 в единичном состоянии пропорционально фазовому сдвигу между сигналами трехлучевых однолучевых обмоток соответствующих сельсинов. Данный фазовый сдвиг пропорциональный в каждом канале углу поворота ротора сельсина. Это обеспечивает одновременное формирование уникальных цифровых измеренных углов поворота на выходах логических элементов "Ц" 9.

Описанный преобразователь на шесть каналов, реализованный полностью на микросхемах, является основным периферийным узлом адаптера терминала АТЭС-Б и обеспечивает непосредственную связь с бортовой аппаратурой последнего с серийно выпускаемым на Ивано-Франковском приборостроительном заводе комплектующих датчиков технологических параметров бурения. При этом, за счет снятия моментной нагрузки с роторов сельсин-датчиков, ранее включаемых по традиционной схе-

сельсинной пары и перехода к питанию обмоток сельсинов напряжением 5 в (вместо 127 в), в значительной мере повышается надежность самих датчиков, их динамический диапазон и точность измерений, а также снижается энергопотребление и взрывоопасность схемы.

#### 5.4.2. Устройство для измерения механической скорости бурения

Известные устройства [144] для измерения механической скорости бурения реализуемые на основе сельсинного датчика имеют большое число движущихся деталей, что снижает их надежность, а наличие сельсинной передачи в индикаторном режиме приводит к возникновению дополнительных потребностей.

Сущность работы предложенного нами устройства 145 для измерения указанного параметра состоит в том, что механическая скорость бурения определяется путем вычисления модульной разницы фаз поворота ротора сельсина-датчика за калиброванный интервал времени, причем числовые значения указанных углов измеряются преобразователем "угол-код". При этом вычисление приращения угла поворота ротора сельсина производится по формуле

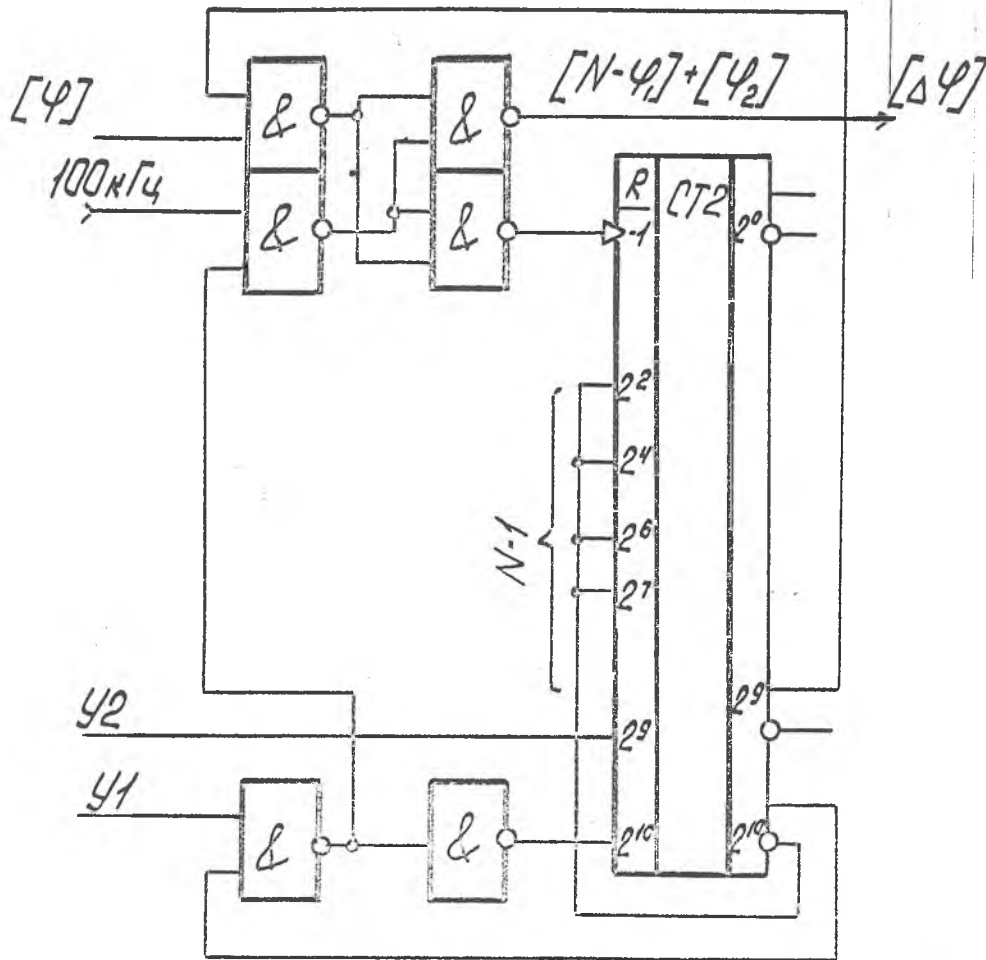
$$\Delta \varphi = \text{res} (N - \varphi_1 + \varphi_2) (\text{mod } N), \quad (5.1)$$

где  $N$  - диапазон квантования угла равного  $360^\circ$ ;  $\varphi_1$  - результат измерения в некоторый момент времени;  $\varphi_2$  - результат последующего измерения, полученный после истечения калиброванного интервала времени.

Вычисление величины  $\Delta \varphi$  пропорциональной механической скорости бурения по формуле (5.1) позволило эффективно решить два вопроса:

1) максимально упростить измерение механической скорости бурения за счет устранения неправильных показаний при переходе дат-





$$\psi_1) CT2 := N; [\Delta\psi] := N - \psi_1;$$

$$\psi_2) CT2 := N - \psi_1; [\Delta\psi] := \psi_2$$

Рис. 5.13. Принципиальная схема вычислительного узла устройства хранения механической скорости бурения ( $N = 450$ ).

счета через нулевое значение фиксируемого угла поворота.

2) упростить техническую реализацию устройства на микросхемах за счет использования в качестве вычислителя суммирующего двоично-десятичного счетчика цифрового индикатора адантера, применяемого для цифровой индикации других параметров бурения.

Сущность решения второго вопроса состоит в том, что в каждом цикле измерения унитарный код  $\varphi_2$  поступает на вход вычитающего счетчика, предварительно установленного в состояние  $N$ , и одновременно на вход счетчика цифрового индикатора, куда перед этим занесен код  $N - \varphi_1$ , ранее хранимый в вычитающем счетчике. В результате этого, за счет двух последовательных суммирований по модулю  $N$  кодов  $N - \varphi_1$  и  $\varphi_2$  в счетчике цифрового индикатора формируется искомый код  $\Delta\varphi$ .

На рис.5.13 представлена принципиальная схема устройства измерения механической скорости, реализованная на элементах серии 155 в виде функционально законченного узла, работа которой полностью описывается приводимой на рисунке последовательностью микрокоманд.

### 5.4.3. Элементы цифрового модема СПД

В АСУ ТП бурения нефтяных и газовых скважин для оперативной связи между буровой установкой и ДП, как правило, выделяется одна радио или проводная линия телефонной связи в тональном диапазоне частот. Широкая распространенность и сравнительно низкая стоимость линий указанного типа, используемых в УБР для диспетчерской связи и передачи с буровой телеметрической информации, позволяет рассматривать их в качестве потенциальных для организации СПД на нижней ступени иерархии АСУТ бурения. Реализация предложенных принципов сокращения избыточности и помехоустойчивого кодирования сообщений на буровой в значительной степени

прощает задачу создания СПД на указанном уровне.

Так, организацию цифрового канала со скоростью передачи 60 - 300 бод целесообразно осуществить в диапазоне 2800 - 3400 Гц, если для телефонной связи выделить укороченный тональный диапазон (300 - 2800 Гц). При этом разделение каналов эффективно осуществляется с помощью стандартных фильтров типа ДК 2,8 с частотой разделения 2,8 кГц.

Аппаратурная реализация такого канала требует решения вопросов блоковой и битовой синхронизации, синтеза структуры цифрового модема, а также выбора схемных решений приемных фильтров.

Описание схемы модулятора терминала АТОС-Б как операционного автомата, в котором реализован предложенный нами [142,143] способ квазитроичной манипуляции с внутренней синхронизацией, приведено в разделе 5.2 (см. рис.5.8). Методика расчета параметров модулятора изложена в [146], а организация системы передачи данных нижнего звена АСУТ бурения - в работе [147].

Применение принципа квазитроичной манипуляции с внутренней синхронизацией, принадлежащего к классу способов генерации неприводимых сменно-послечных кодов [148], позволяет в значительной степени упростить реализацию демодулятора, а также применить высокостабильные нелинейные цифровые фильтры (НЦФ) [149,150], в качестве селекторов принимаемых частотных сигналов.

На рис.5.14 представлена функциональная схема демодулятора, который состоит из НЦФ, включающего элементы F, G, СТ2, СТ10, ДС, Л1-Л4, Т1-Т4, решающей схемы СТfj, Т4, устройства блоковой и битовой синхронизации СТ2В, СТп, Л5, Л6, Л7 и выходного регистра (RG) с шиной выдачи информации Л8.

Работа демодулятора происходит следующим образом

Входной синусоидальный сигнал преобразуется фазовым сдвигателем

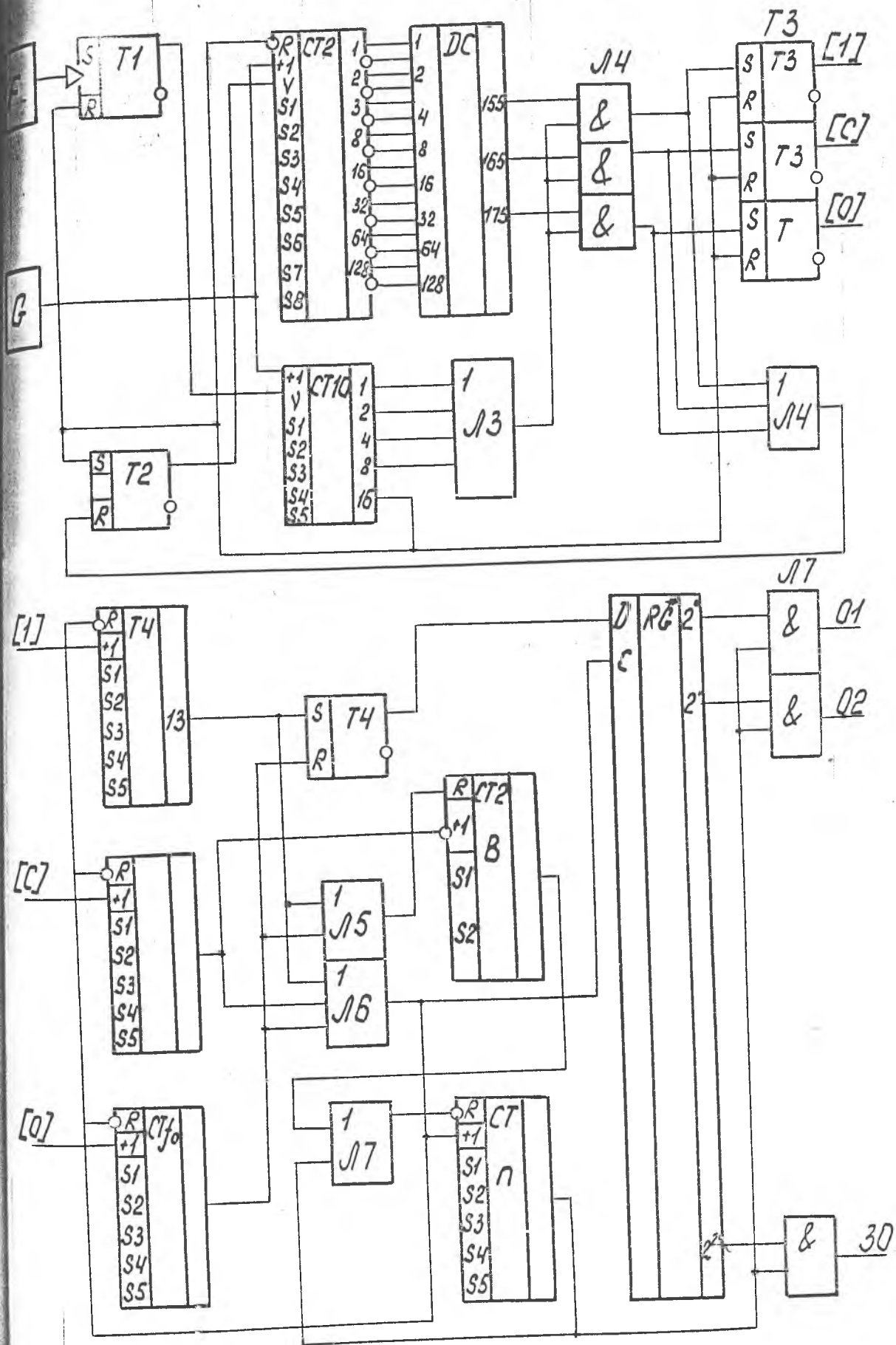


Рис.5.14. Принципиальная схема демодулятора.

(F) в прямоугольные импульсы и по переднему фронту очередного импульса перебрасывает триггер T1 в состояние "1". Последний разрешает прохождение импульсов от генератора стандартных сигналов (G) на вход счетчика CT2A. Логическая схема Л3 формирует импульс подставки определенной длительности  $T_n$ , который на указанное время открывает ключи Л4. Выходной импульс счетчика CT10 осуществляет сброс в нулевое состояние группы триггеров T3 и счетчика CT2A и устанавливает в "1" триггер T2, который разрешает счетчику CT2A начать счет импульсов, заполняющих период измеряемой частоты. По приходу очередного импульса снова запускается счетчик CT10 и на выходе Л3 вырабатывается высокий потенциал. Если один из выходных импульсов дешифратора ДС совпадает по времени с указанным потенциалом подставки, то на выходе соответствующего ключа Л4 вырабатывается импульс, устанавливающий один из триггеров T3 состояние в "1". Одновременно сигнал с выхода логической схемы Л4 устанавливает триггер T2 в нулевое состояние, чем заканчивается работа НЦФ в цикле анализа одного периода входного сигнала.

Решающая схема, реализованная на счетчиках  $CT_{f_1}$ ,  $CT_{f_2}$ ,  $CT_{f_0}$ , позволяет выработать признак принятой частотной посылки. Модули пересчета указанных счетчиков могут устанавливаться в виде чисел составляющих 60-70 % от количества периодов в посылках передаваемых сигналов. Если счетчик  $CT_{f_1}$ , или  $CT_{f_0}$  вырабатывает импульс переполнения, то триггер T4, соответственно устанавливается в единичное или нулевое состояние. При передаче посылки  $f_c$  состояние указанного триггера не изменяется, что обеспечивает преобразование сигналов квазитроичной манипуляции в двоичный код. Учитывая, что принятый метод манипуляции предусматривает обязательную смену признака каждой частотной посылки, выходные сигналы счетчиков  $CT_{f_j}$  одновременно являются импульсами битовой синхрони-

зации. Последние вырабатываются на выходе схемы Л6 и обеспечивают сброс счетчиков СТf, сдвиг в регистре RG и добавление единицы к содержимому счетчика количества принятых посылок СТn.

Сигналы блоковой синхронизации, передаваемые в виде частотной посылки  $f_c$  тройной длительности, выделяются счетчиком СТ2В. При этом выходной сигнал СТ2В через схему Л7 осуществляет сброс счетчика СТ2В в нулевое состояние. Логический элемент Л5 предназначен для организации сброса счетчика СТ2В в нулевое состояние после прихода каждой частотной посылки  $f_1$  или  $f_0$ .

Выдача принятого демодулятором и накопленного в регистре RG комплектного  $N$  - разрядного двоичного кода  $N_{ik}(\cdot)$  производится выходным сигналом счетчика СТn, который также устанавливается в нулевое состояние.

Предложенные новые принципиальные схемотехнические решения основных периферийных узлов терминала АТОС-Б, реализованы на микросхемах среднего уровня интеграции, что позволило создать весь комплекс аппаратуры терминала на единых принципах полностью на дискретных элементах.

#### Выводы по пятому разделу

1. Определена организация и функции терминала АТОС-Б, состоящего из адаптера и абонентского пункта.

2. Разработана структура выходного кода терминала, а также процедура ввода и передачи данных СРБМ.

3. Разработана программа декодирования сообщений, формируемых терминалов АТОС-Б, реализованная на ЭВМ "БЭСМ-4М".

4. Разработана принципиальная схема специализированного процессора терминала по микросхемам, выполняющего функции измерения сокращения избыточности и помехоустойчивого кодирования сообщений каскадным методом.

5. Предложены эффективные схемотехнические решения основных периферийных узлов терминала АТЭС Б:

- а) многоканальный преобразователь угла поворота вала в цифровой код;
- б) устройство для измерения механической скорости бурения;
- в) цифровой модем, реализующий квазитрочную частотную манипуляцию с внутренней битовой и блоковой синхронизацией.

### ВЫВОДЫ ПО РАБОТЕ

Основные результаты работы сводятся к следующему:

1. Разработана методика оценки скорости создания сообщений для источников информации, характеризующихся квазистационарными свойствами, на основе предложенного в работе подхода к классификации их состояний, которая реализована на примере изучения свойств потоков сообщений, формируемых промышленными установками бурения.

2. В результате выполненного анализа известных методов "сжатия" информации с использованием предложенного критерия эффективности сформулирована и поставлена задача разработки эффективных методов формирования сообщений для низовых сетей АСУ ТП. В новой постановке развитие получили неадаптивные методы сокращения избыточности информации в классе теоретико-числовых преобразований, которые в многоканальных системах обеспечивают сравнимый эффект уменьшения объема сообщений с методами однопараметрической адаптации при существенном упрощении аппаратной реализации.

3. Предложен метод каскадного формирования сообщений в коде СОК, который позволяет совместить в одном кодере выполнение, сформулированных в работе, системных принципов отбора и преобразования

информации:

а) одновременное формирование в цифровом виде ансамбля параметров, характеризующих источник сообщений в заданном состоянии;

б) сокращение избыточности информации по каждому каналу;

в) объединение каналов и блочное помехоустойчивое кодирование сообщений на выходе кодера;

г) адресное разделение информационных каналов при накоплении, передаче и обработке сообщений.

4. Выведены аналитические выражения, устанавливающие условия однозначного кодирования цифровых отсчетов их наименьшими неотрицательными вычетами по некоторому модулю. Согласно полученным формулам для гауссовских шумных сигналов и условий сокращения их спектра кодирование методом вычетов может выполняться наиболее эффективно. Разработана схема кодера вычетов на основе счетчика с управляемым модулем, реализованная на типовой микросхеме, характеризующаяся высокой структурной однородностью.

5. Найдены рациональные способы повышения быстродействия и упрощения процедур преобразования ССК и предложенного в работе его нормализованного представления (НССК), а также параметры их комплексирования с методом вычетов и последующим универсальным кодированием, при котором достигается максимальный уровень защиты сообщений.

6. Получены условия обратимости каскадного формирования сообщений в коде ССК с модифицированным уплотнением информации в пределах 4-16, адресным разделением информационных каналов, а также помехоустойчивым кодированием посредством арифметических  $(n, k) = AN$  - кодов, которые как в символическом, так и в аппаратном аспектах согласуются с итерационным кодированием в ССК при оптимальном кодовом расстоянии  $d = 3$ .



7. Синтезирована операционная структура специализированного терминала для низовых сетей АСУТ бурения, а также разработан ряд принципиальных схемотехнических решений основных узлов терминала, включая многоканальный преобразователь параметров бурения в цифровую форму, устройство для измерения механической скорости бурения, устройство для передачи информации в коде СОК и цифровой модем с трехчастотной манипуляцией.

8. Разработанная аппаратура, изготовленная при участии автора на современной элементной базе, испытана в производственных условиях. Полученный экономический эффект от внедрения терминала на одной из буровой установок в 1978 году составил 28,9 тыс.руб. (прогнозируемая эффективность от внедрения низовой сети АСУ ТП на базе комплекта из 10-ти терминалов составляет 290 тыс.руб.). Техническая документация на аппаратуру передана СКБ СА Ивано-Франковского приборостроительного завода для доработки применительно к технологии завода и подготовки терминала к серийному производству.

Л И Т Е Р А Т У Р А

1. МАНОВЦЕВ А.П. Введение в цифровую радиотелеметрию. М., "Энергия", 1967.
2. ОЛЬХОВСКИЙ Ю.Б., НОВОСЕЛОВ С.Н., МАНОВЦЕВ А.П. Сжатие данных при телеизмерениях. М., "Советское радио", 1971, с.304.
3. СВЕНСОН А.Н., РУДЕНКО В.В., ТЫННАЯ К.Т. Системы передачи квазистационарного сигнала. Киев, "Наукова думка", 1974, с.127.
4. СОЛОВЬЕВ В.Ф. Рациональное кодирование при передаче сообщений. М., "Энергия", 1970, с.64.
5. ШТАРЬКОВ Ю.М. Проблема сокращения избыточности дискретных данных в теории информации. Сб. "Кодирование в сложных системах". М., "Наука", 1974, с.154-163.
6. МЕЛИК-ШАХНАЗАРОВ А.М., БРАГО Е.Н., САВИН В.В. Методы и устройства преобразования, сжатия и отображения информации для объектов нефтяной промышленности. Материалы Всесоюзной конференции "ИИС-73", Ивано-Франковск, 1974, с.5-9.
7. КУЛИКОВСКИЙ Л.Ф., МИРОНОВ В.П., РОЖАНСКИЙ Э.Л. Оптимальные методы сбора и обработки информации в условиях автоматизированной системы управления процессом бурения. Материалы Всесоюзной конференции "ИИС-73", Ивано-Франковск, 1974, с.144-147.
8. КУЛИКОВСКИЙ Л.Ф., УШМАЕВ В.И. Информационно-измерительные системы для управления процессом бурения. М., "Недра", 1972, с.174.
9. БРАГО Е.Н., ТУТЕВИЧ О.В. Способ уменьшения избыточности информации в системах контроля процессов бурения. РИТС ВНИИОЭНИГ, "Автоматизация и телемеханизация нефтяной промышленности", № 4, 1975, с.11-14.
10. БРАЖНИКОВ В.А., ФУРНЭ А.А., МАРЧЕНКО Б.П. Система адаптивной регистрации информации для исследований на ЭВМ процесса бурения. Материалы Всесоюзной конференции "Информационные системы автоматического контроля и управления", М., 1972.

- ИЛБИН В.А. Телеконтроль и телеуправление рассредоточенными объектами. М., "Госэнергоиздат", 1963, с.312.
12. КАГАН А.И., КРИКУН З.Н., ОРКИН О.А. Устройство телемеханики с каналом связи по силовым сетям нефтяных промыслов. Сб. Автоматизация нефтяной промышленности. Вып. I, Грозный, Чечено-Ингушское издательство, 1968, с.50-63.
  13. КРИКУН З.Н. Комплексная система КЕНТАВР. Машины и нефтяное оборудование. ЦНИИТЭнефтегаз, 1965.
  14. АФОНИН Л.А., ЗОЗУЛЯ П.И., КРИКУН З.Н. Аппаратура высокочастотного канала телемеханики (ВКТ) по силовым распределительным сетям нефтяных промыслов напряжением 6/0,4 кв. "Автоматизация нефтедобывающей промышленности", Труды Грозненского филиала ВНИИКАнефтегаз, вып. I, М., "Недра", 1968.
  15. КАЛУГИН И.Я., ЛЕОНОВ А.И., УРАЗАЕВ К.З., МАХОВ В.В., ИВАНОВ В.И. Аппаратура для диспетчерского контроля технологических процессов бурения глубоких скважин. М., ВНИМОЭНГ, 1973, с.98.
  16. НАКОНЕЧНЫЙ В.И., ДЗЯДЖК Р.В. Исследование устройства централизованного контроля буровых установок РИТС методом статистического моделирования. РИТС ВНИМОЭНГ. "Автоматизация и телемеханизация нефтяной промышленности", № 5, 1974, с.14-16.
  17. БАРАНОВ П.А., ХАРИТОНОВ Н.Н., ЗОЗУЛЯ П.И., ВИНОГРАДОВ В.И., ГОРБУНОВ С.К., МАКСИМОВ В.В., ЧИКАЛО В.В. Система диспетчеризации буровых работ с проводным каналом связи КУВ-1. Сб. "Автоматизация в нефтедобывающей промышленности", вып. 3, Нальчик, 1972.
  18. ЛЕОНОВ А.И. Новая система диспетчерской связи и телеконтроля буровых АСУП бурения. РИТС ВНИМОЭНГ "Автоматизация и телемеханизация нефтяной промышленности", №3, 1973.
  19. ГРИШИН В.Г., ТОМУС Ю.Б., БАБИН В.Л., БАВИН В.А. Некоторые направления создания системы радиодиспетчеризации и телеметрии для бурения в Западной Сибири. РИТС ВНИМОЭНГ "Автоматизация и телемеханизация нефтяной промышленности", №1, 1974, с.20-22.

- ЕМЕНЦОВ Г.Н., ЛОКОТОШ Б.Н., КУКУРУДЗ С.Ф., ДИТЧУК В.И.,  
ДУМИН И.И. Автоматизация и средства контроля при бурении  
скважин. Ужгород, "Карпаты", 1975, с.134.
- БРЫСИН В.И., КРУПЕЛЬСКИЙ В.Г., РОМАНОВ И.В., КУЗНЕЦОВ Г.М.,  
СОРОКОТЯГИН В.И. Устройство контроля основных технологических  
параметров процесса бурения нефтяных и газовых скважин.  
РИТС ВНИИОЭНГ "Автоматизация и телемеханизация нефтяной  
промышленности", №2, 1973, с.28-30.
22. Диспетчерский телемеханический информационный комплекс для  
контроля и управления технологическими процессами бурения  
нефтяных и газовых скважин (ТИБ-1). Проспект. Министерство  
геологии СССР, 1975.
23. ПОРТЕР Л.Г., БАСОВИЧ В.С. Приборы наземного контроля процессов  
бурения. Серия: Техника и технология геологоразведочных ра-  
бот; организация производства. М., ВИАМС, 1971, с.140.
24. ЗОЗУЛЯ П.И., КОРЖУНОВ В.И., СОРОКОТЯГИНА А.Е., ВИНОГРАДОВ В.И.  
Устройство диспетчерского телеконтроля буровых работ ТРЕ-2.  
Сб. ЦНИИТЭИ приборостроения "Опыт разработки и внедрения  
АСУ буровыми работами", ТС-13, Москва, 1976, с.4-5.
25. ЛУЧУК А.М. Генерирование и разделение частотных сигналов в  
телемеханике. Киев, "Техніка", 1966.
26. Автоматизированная система управления буровыми работами. Вып.3,  
Чечено-Игушское книжное издательство, Грозный, 1976, с.78-89.
27. ГРЕКОВ В.Н., ДЕНИСЕНКО Н.И., ПОРТЕР Л.Г., ХИЗГИЛОВ А.И.,  
ЭСКИН М.Г. Устройство для сбора информации о параметрах процес-  
са бурения в форме удобной для ввода в ЭВМ. РИТС ВНИИОЭНГ  
"Автоматизация и телемеханизация нефтяной промышленности",  
№ 1, 1973.
28. КУЛИКОВСКИЙ Л.Ф., БЕЛОУСОВ В.М., ГРАЧЕВ Ю.В., СТЕПАНЯН А.А.,  
ФИНГЕРИТ М.А. Информационно-измерительная техника для управле-  
ния процессом бурения. Куйбышев, 1969.
29. КУЛИКОВСКИЙ Л.Ф., УЛМАЕВ В.И. Информационно-измерительная сис-  
тема циклического контроля процесса бурения. "Нефть и газ",  
1967, № 6.

- Система контроля и оптимального управления процессом турбинного бурения (СКУ-2). ВНИИТнефть, Куйбышев, 1971.
- УШМАЕВ В.И., МИРОНОВ В.П. Система совмещенной дискретной регистрации параметров процесса бурения. Труды Куйбышев НИИ НП, вып.28, 1968, с.163-168.
2. БРАЖНИКОВ В.А., ФУРНЭ А.А. Система сбора информации для исследования процесса бурения на ЭЦВМ Изв.ВУЗов "Нефть и газ", №3, 1973.
3. ЧЕГОЛИН П.М., ЯРУСОВ А.Г. Проблемы создания системы оптимального управления режимами бурения. РИТС ВНИИОЭНГ, сер. "Автоматизация и телемеханизация нефтяной промышленности", №5, 1974, с.3-5.
34. ЧЕГОЛИН П.М., ЯРУСОВ А.Г., ЕФИМОВ Е.Н. Математическое обеспечение автоматизированной системы управления разведочным бурением. УСИМ, №4, 1977, с.124-127.
35. Проектирование проводки скважины фирмой Бароид. Экспресс-информация ВНИИТИ, №27, 1968, реф. №146.
36. ИВАНОВА М.Н. Создание автоматизированных систем сбора, хранения и обработки информации по разведочным скважинам в США. Обзор ВИЭМС. Серия: Научно-техническая информация в геологии, № I, М., 1969.
37. СТОЛЯРОВ Д.В. Совершенствование технологии и оптимизации режимов бурения. Обзор ВНИИОЭНГа, серия: Бурение, М., 1970, с.29.
38. КАСТРОП Дж. Автоматический сбор, обработка и телеметрия данных по бурению. "Инженер-нефтяник", №9, 1971, с.36-52.
39. Новые буровые установки с электрическим приводом. Обзор зарубежной литературы. Серия: Машины и оборудование нефтегазовой промышленности. М., ВНИИОЭНГ, 1972, с.63-79.
40. УШМАЕВ В.И. Централизованный контроль технологических параметров процесса бурения. Обзор ВНИИОЭНГа. Серия: Машины и оборудование нефтегазовой промышленности. М., 1972, с.75.
41. Электронно-вычислительная техника в нефтедобывающей промышленности США. Обзор зарубежной литературы. ВНИИОЭНГ, серия:

- Ижча. М., 1973, с.28-36.
2. СИНЕЛЬНИКОВ А.В. Автоматизация и средства контроля бурения скважин. М., "Гостехиздат", 1960, с.366.
  3. МЕЛИК-ШАХНАЗАРОВ А.М. Информационно-вычислительные системы и их применение в нефтяной промышленности. Изв.ВУЗов, "Нефть и газ", №4, 1970, с.108-112.
  44. АЛИЕВ Т.М., МАМИКОНОВ А.Г., МЕЛИК-ШАХНАЗАРОВ А.М. Информационные системы в нефтяной промышленности. М., "Недра", 1972, с.240.
  45. МИРОНОВ В.П. и др. Основные принципы построения автоматизированной системы управления бурением. НТС "Нефть и газ Тюмени", №1, 1971, с.25-26.
  46. СТЕПАНЯН А.А., ФИНТЕРИТ М.А., КАТКОВ В.М. Цифровая система оперативного управления бурением. Сб.: "Вычислительная техника", Куйбышев, 1972, вып.1, с.94-99.
  47. СКРЫПНИК С.Г., ЛЕОНОВ А.И. Основные задачи и организация работ по созданию автоматизированной системы управления технологическими процессами (АСУТ) бурения нефтяных и газовых скважин. РНТС ВНИИОЭНГ "Автоматизация и телемеханизация нефтяной промышленности", №2, 1973, с.2-7.
  48. ШИШКИН О.П., ПАРФЕНОВ А.Н. Основы автоматики и автоматизации производственных процессов. М., "Недра", 1973, с.406.
  49. МИЩЕВИЧ В.И. Вопросы совершенствования техники, технологии буровых работ и создания автоматизированной системы управления технологическими процессами бурения. "Нефтяное хозяйство", 1974, №2, с.1-6.
  50. ФУРНЭ А.А., БРАЖНИКОВ В.А. Основные технические требования к устройствам цифровой регистрации информации по бурению скважин. РНТС ВНИИОЭНГ "Автоматизация и телемеханизация нефтяной промышленности", №4, 1974, с.11-15.
  51. ПОГАРСКИЙ А.А. Создание автоматизированной системы управления технологическими процессами (АСУТ) бурения нефтяных и газовых скважин. РНТС "Организация и управление нефтяной и газовой промышленности", №3, ВНИИОЭНГ, М., 1975.

2. ВЕНТЦЕЛЬ Э.С. Теория вероятностей. "Наука", М., 1964.
3. Инструкция к заполнению единой формы суточного рапорта бурового мастера. М., Миннефтепром, 1974, с.20.
54. КУЛИКОВСКИЙ Л.Ф., УШМАЕВ В.И. Частота измерений при дискретном контроле процессов бурения. Труды Куйбышев НИИ НП, сер. Бурение, вып.28, 1965, с.169-174.
55. УШМАЕВ В.И. Цифровой индикатор осевой нагрузки в бурении. ВНИИОЭНГ, Серия: Машины и оборудование нефтегазовой промышленности. М., 1971.
56. КИЯШКО Д.А., СТРЕЛЕНЯ Л.С. Обработка информации о процессе бурения методами математической статистики. Бурение. Труды Куйбышев НИИ НП, вып.41, 1969, с.196-203.
57. БРОЙТМАН Н.М., МЕДВЕДЕВА Л.И. Дискретная регистрация режима колонкового разведочного бурения. Сб. "Техника и технология разведочного бурения", вып.2, Алма-Ата, 1974, с.41-45.
58. МИРОНОВ В.П., БАРИЧЕВ А.В., РЕВЯКИН С.В. Адаптивный отбор информации в ИИС для бурения. РИТС ВНИИОЭНГ, "Автоматизация и телемеханизация нефтяной промышленности", №3, 1973, с.27-30.
59. КАВАЛЕРОВ Г.И., МАНДЕЛЬШТАМ С.М. Введение в информационную теорию измерений. М., "Энергия", 1974, с.376.
60. БЕЛИМА А.С., БОЛЫЧЕВЦЕВ А.Д., ГРЕБЕНЬ И.И. Теоретические основы централизованного контроля технологических процессов. Киев, "Вища школа", 1973, с.242.
61. АХИЕЗЕР Н.Н. Лекции по теории аппроксимации. М., "Гостехиздат", 1947.
62. ЛЕВИТСКИЙ К.О. О скорости создания сообщений при телеизмерении концентрации нефти в буровом растворе в призабойной зоне люминисцентным методом. РИТС ВНИИОЭНГ "Автоматизация и телемеханизация нефтяной промышленности", №4, 1974, с.39-44.
63. РОМАНЕНКО А.Ф., СЕРГЕЕВ Г.А. Вопросы прикладного анализа случайных процессов. М., "Советское радио", с.26-28.

- ЛЕВИССОН Д. Скорость создания сообщений. Теория и применение. Сб. "Обработка изображений при помощи цифровых вычислительных машин". М., "Мир", 1973, с.87-97.
65. ЗОЙМОВ А.Н., РУБАНОВ В.Г. Информация, получаемая при поочередном наблюдении компонент векторного случайного процесса. "Кибернетика", №5, 1972, с.118-122.
66. ЗОЙМОВ А.Н., РУБАНОВ В.Г. Оптимизация процессов первичной обработки информации в АСУ. Киев, "Техніка", 1976, с.144.
67. НИКОЛАЙЧУК Я.Н., ЗЕВЕЛЕВ С.Я., ГНАТИВ Л.А. Авторское свидетельство на изобретение № 622140. Бюллетень № 32, 1978.
68. БОЖНЕВ В.П., НИКОЛАЙЧУК Я.Н. Устройство согласования с частотными датчиками. Сб. "Элементы АСУ в нефтяной промышленности". Киев, "Техніка", 1977, с.44-47.
69. ШУРЫГИН И.Т., НОВИКОВ Л.Г. Счетчики импульсов с коэффициентом счета, управляемым с помощью двоичного кода. "Приборы и системы управления", №6, 1972, с.30-31.
70. ШУШКОВ Е.И., ЦОДИКОВ М.Б. Многоканальные аналогоцифровые преобразователи. Л., "Энергия", 1975, с.160.
71. ФИТИНГОФ Б.М. Оптимальное кодирование при неизвестной и меняющейся статистике сообщений. Сб. Проблемы передачи информации, т.2, №2; 1966, с.3-12.
72. ШТАРЬКОВ Ю.М., БАБКИН В.Ф. Комбинаторный метод универсального кодирования для дискретных стационарных источников. Труды Международного симпозиума по теории информации. Цахкадзор, 1973.
73. КОННОР Ж., БРЕЙНАРД С., ФИМБ О. Внутрикадровое кодирование изображений для передачи по цифровому каналу. Сб. "Обработка изображений при помощи цифровых вычислительных машин". М., "Мир", 1973, с.60-76.
74. СВИРИДЕНКО В.А. Анализ систем со сжатием данных. М., "Связь", 1977, с.184.
75. ШТАРЬКОВ Ю.М. Адаптивное кодирование дискретных источников.



- Сб. Кодирование в сложных системах. М., "Наука", 1974, с.164-169.
76. ДЕВИС Р., ИОККИ Р. Кодирование методом вычетов и применение его в космической связи. "Зарубежная радиоэлектроника", № 9, 1963, с.3-21.
77. УИИЦ А. Кодирование изображений посредством преобразований. Сб.:Обработка изображений при помощи цифровых вычислительных машин. М., "Мир", 1973, с.98-112.
78. Сокращение избыточности. Тематический выпуск. "ТИИЭР", Т.55, № 3, 1967, с.250.
79. СКОТНИКОВ В.П. Эффективность суммирующих кодов. Материалы IУ Всесоюзной конференции по теории передачи и кодирования информации. Ташкент, 1969.
80. ПОНСЕН У. Использование преобразования Адамара для кодирования и сжатия сигналов изображения. "Зарубежная радиоэлектроника", №3, 1972, с.30-56.
81. БИЗИНЬЯНИ, РИЧАРДЕ, УИИАН. Система КИМ с улучшенным воспроизведением серых тонов и система КИМ на основе грубой и точной шкалы - два новых метода сокращения полосы дискретного телевизионного сигнала. -ТИИЭР, Т.54, №3, 1966, с.45-62.
82. НИКОЛАЙЧУК Я.Н., БОЖНЕВ В.П., ЗЕВЕЛЕВ С.Я. Применение методов теории чисел для сжатия измерительной информации в системах телеконтроля процессов бурения. Материалы Всесоюзной конференции молодых ученых нефтяных вузов. Москва, МНИИ и ГП, 1975.
83. НИКОЛАЙЧУК Я.Н., БОЖНЕВ В.П. Метод уплотнения информации, вводимой в ЦВМ. "УСИМ", №1, 1977, с.108-110.
84. ХАЗАЦКИЙ В.Е. Разностный метод кодирования. "Автоматика и телемеханика", 1966, №10, с.175-181.
85. ГАЙСКИХ В.А., ГУСЕВ В.П. Кодовая дельта-модуляция. "Автоматика", №5, 1974, с.49-53.
86. ИБРАГИМОВ В.А., КРИЖИ В.И., НИКОЛАЙЧУК Я.Н. Кодирование

- информации методом вычетов. РНТС ВНИИОЭНГ "Автоматизация и телемеханизация нефтяной промышленности", №1, 1974, с.26-28.
87. ГЛУШКОВ В.М. Введение в АСУ. Киев, "Техніка", 1974, с.319.
  88. МАМИКОНОВ А.Г. Методы разработки автоматизированных систем управления. М., "Энергия", 1973, с.336.
  89. Управляющие вычислительные машины в АСУ технологическими процессами (под ред. Т.Харрисона) Т.2. М., "Мир", 1976, с.532.
  90. Системы передачи данных и сети ЭВМ. М., "Мир", 1974, с.215.
  91. БАБКИН В.Ф., КРЮКОВ А.Б. Кодирование дискретных функций с заданной суммой значений. Сб. -Кодирование в сложных системах. М., "Наука", 1974, с.184-188.
  92. Компактор данных. Патент США, кл.235-154, № 3185823, 1965.
  93. ЛОКОТОВ Б.Н., КРИКУН Э.Н., НИКОЛАЙЧУК Я.Н., ШИРМОВСКИЙ Г.Я. Устройство для передачи информации. Авторское свидетельство № 430423, Бюллетень № 20, 1974.
  94. НИКОЛАЙЧУК Я.Н. О представлении информации в многоканальных информационно-измерительных системах. Сб. "Измерение, контроль и автоматизация в нефтяной и газовой промышленности" Киев, "Техніка", 1974, с.54-59.
  95. АКУШСКИЙ И.Я., ЮДИЦКИЙ Д.И. Машинная арифметика в остаточных классах. М., "Советское радио", 1968, с.439.
  96. Обнаружение и исправление ошибок в дискретных устройствах. М., "Советское радио", 1972, с.356.
  97. ДАДАЕВ Ю.Г. О применении арифметических кодов, исправляющих ошибки, в ЦВМ. Сб. Кодирование в сложных системах. М., "Наука", 1974, с.78-82.
  98. ТОРГАНЕВ В.А. Система остаточных классов и надежность ЦВМ. М., "Советское радио", 1973, с.118.
  99. КАСАМИ Т., ТОКУРА Н., ИВАДАРА Т., ИНАГАКИ Я. Теория кодирования. М., "Мир", 1978, с.576.

100. ЗЕВЕЛЕВ С.Я., КРИКУН Э.И., НИКОЛАЙЧУК Я.Н. Выбор оптимальных параметров кодирования методом вычетов. РНТС ВНИИОЭНР "Автоматизация и телемеханизация нефтяной промышленности", №2, 1975, с.3-5.
101. ЛЕВИН Б.Р. Теоретические основы статистической радиотехники М., "Советское радио", 1969, с.152.
102. НИКОЛАЙЧУК Я.Н., ЗЕВЕЛЕВ С.Я. Преобразование спектров сигналов при кодировании информации методом вычетов. "Разведка и разработка нефтяных и газовых месторождений". Львов, № 12, 1975, с.135-142.
103. ГУБАРЕВ В.Г. К вопросу о статистических характеристиках шумов квантования. "Автометрия", № 3, 1968, с.37-61.
104. ХЕТАГУРОВ Я.А., РУДНЕВ Ю.П. Повышение надежности цифровых устройств методами избыточного кодирования. М., "Энергия", 1974, с.272.
105. ГОРЕЛИКОВ Н.И., СМЕЛЯНСКИЙ И.Л., ТАМБЕРГ Ю.Г. Состояние и перспективы применения интегральных микросхем в электроизмерительной технике. "Приборы и системы управления", №9, 1975.
106. МАЙОРОВ С.А., НОВИКОВ Г.И. Принципы организации цифровых машин, Л., "Машиностроение", 1974, с.432.
107. ОВЧИННИКОВ В.Н. Организация передачи информации в автоматизированных системах управления. М., "Энергия", 1974, с.128.
108. МАРТИН Дж. Сети связи и ЭВМ. М., "Связь", 1975, с.207.
109. СВОБОДА А. Развитие вычислительной техники в Чехословакии. Система счисления остаточных классов (СОК). Кибернетический сборник № 8, М., "Мир", 1964.
110. САБО Н. Определение знака в избыточных системах счисления остаточных классов. Кибернетический сборник, №8, М., "Мир", 1964.
111. ФАЙН С.Б. Некоторые вопросы машинной арифметики системы остаточных классов. Труды ВЦ АН Груз.ССР, 1964.

- II2. ПУХОВ Г.Е. Об одном возможном принципе построения математических машин. - Известия ВУЗов, Электромеханика, №8, 1965.
- II3. ГОГОБЕРИДЗЕ М.Г. Перевод чисел из системы остаточных классов в позиционную систему счисления. "Сообщения АН Груз. ССР", 1966, 41, №2, с.407-414.
- II4. Системы обработки и передачи информации. Труды ЛИАП, 1967, вып.54.
- II5. Использование избыточности в информационных системах. Л., "Наука", 1970.
- II6. Теория и применение математических машин. Издательство БГУ, Минск, 1972, с.144.
- II7. ЖЕНГ С. Алгебра. М., "Мир", 1968, с.564.
- II8. ГЛУХМАН В.Л., ЧЕРКАСОВ Ю.И. Использование СОК для помехоустойчивой передачи цифровой информации в реальном масштабе времени. Сб. "Электронная техника", сер.И, Микроэлектроника, 1972, вып.5 (39).
- II9. ГЛУХМАН В.Л. Моделирование системы передачи данных (СПД) с непосредственной коррекцией в коде СОК. Журн.УСИМ, 1974, № 3, с.85-89.
- I20. ГОЛД Б., РЭЙДЕР Ч. Цифровая обработка сигналов. М., "Советское радио", 1973, с.368.
- I21. Патент Японии № 50-29306.
- I22. КРИКУН З.Н., НИКОЛАЙЧУК Я.Н., ШИРМОВСКИЙ Г.Я. Выбор алгоритма и схемы умножения в устройствах цифрового уплотнения измерительной информации. "Разведка и разработка нефтяных и газовых месторождений", Львов, №12, 1975, с.142-148.
- I23. НИКОЛАЙЧУК Я.Н. Числоинтульсное множительное устройство. Положительное решение на выдачу авторского свидетельства по заявке № 2505120/18-24 (053690) от 27 октября 1978 г.
- I24. КРИКУН З.Н., НИКОЛАЙЧУК Я.Н., БОЖНЕВ В.П. Представление измерительной информации в нормализованной системе счисления остаточных классов.

- Изв. ВУЗов "Нефть и газ", №6, 1976, с.81-86.
125. БУЗА Н.К., КОЛЯДА А.А. Некоторые исследования безраунговых систем в остаточных классах. Вестник БГУ, серия I, №2, Минск, 1970, с.14-19.
126. БУХШТАБ А.А. Теория чисел. М., "Просвещение", 1966, с.384.
127. БРЕУСОВ В.И. Мультиксерточное и блоково-мультиксерточное помехоустойчивое кодирование в системах ЭЦВМ. Сб. Кодирование в сложных системах. М., "Наука", 1974, с.58-68.
128. КАПЕЛЛИНИ В. Некоторые бортовые системы переработки информации, предназначенные для сжатия полосы частот и кодирования с коррекцией ошибок. Сб. Управление в космосе. Т 2. М., "Наука", 1972, с.130-138.
129. НИКОЛАЙЧУК Я.Н., ШИРМОВСКИЙ Г.Я. О свойстве самокоррекции рангов ординат при передаче информации методом вычетов. Сб. Элементы и технические средства АСУ. Киев, "Техніка", 1976, с.38-42.
130. КАТКОВ Ф.А. (ред.). Эффективные методы и средства передачи данных в АСУ. Киев, КДНТИ, 1975, с.32.
131. ДМИТРИЕВ В.И., ИВАНОВ А.В. Простой способ коррекции ошибок на магнитном носителе. Труды Московского энергетического института, вып.140, 1972, с.95-105.
132. ДАВЫДОВ А.А. Исправление ошибок при хранении и передаче информации в управляющих системах с вычислительными машинами. "Автоматика и телемеханика", №10, 1973, с.116-128.
133. РАБИН М. Основы современной системотехники. М., "Мир", 1975, с.528.
134. ДАВЫДОВ А.А. Коды, исправляющие ошибки при обмене информацией между вычислительными машинами. "Техническая кибернетика", №4, 1971.
135. ДОЛЛ Д. Разработка эффективных систем передачи данных. Сб. Новая техника в системе управления производством за рубежом, №6, М., "Прогресс", 1972, с.410-423.

136. ДАДАЕВ Ю.Г. Арифметические коды, исправляющие ошибки. М., "Советское радио", 1969, с.167.
137. ПИТЕРСОН У., УЭЛДОН Э. Коды, исправляющие ошибки. М., "Мир", 1976 .
138. РАХМАТКАРИЕВ Э.У. Анализ избыточности помехоустойчивых кодов. Сб. Кодирование в сложных системах. М., "Наука", 1974, с.115-153.
139. РЕЗАНОВ В.В., КОСТЕЛЯНСКИЙ В.М. Управляющие вычислительные комплексы СМ-1 и СМ-2. "Приборы и системы управления", № 10, 1977.
140. ГЛУШКОВ В.М. Синтез цифровых автоматов. М., "Физматгиз", 1962, с.416.
141. БАРАНОВ С.И. Синтез микропрограммных автоматов. Л., "Энергия", 1974, с.215.
142. НИКОЛАЙЧУК Я.Н., ЗЕВЕЛЕВ С.Я. Многоканальное устройство для передачи и приема двоичной информации. Авторское свидетельство № 563731, Вестник №24, 1977.
143. ЗЕВЕЛЕВ С.Я., НИКОЛАЙЧУК Я.Н. Синтез структуры цифрового модема с трехчастотной модуляцией. РИТС ВНИМОЭНП "Автоматизация и телемеханизация нефтяной промышленности", №4, 1977, с.10-13.
144. Авторское свидетельство СССР № 340772, М., кл<sup>2</sup> Е21 В 45/00, 1966.
145. ЗЕВЕЛЕВ С.Я., НИКОЛАЙЧУК Я.Н. Устройство для измерения механической скорости бурения. Положительное решение ВНИИГПЭ о выдаче авторского свидетельства на изобретение по заявке № 2524034/03 (118635) от 30 июня 1978 г.
146. КРИКУН Э.Н., НИКОЛАЙЧУК Я.Н., ЗЕВЕЛЕВ С.Я. Расчет параметров цифрового трехчастотного манипулятора для систем передачи данных. Сб. "Элементы АСУ в нефтяной промышленности", Киев, "Техніка", 1977, с.39-44.

17. КРИКУН Э.Н., НИКОЛАЙЧУК Я.Н., ЗЕВЕЛЕВ С.Я. Система передачи данных нижнего звена АСУТ бурения. Сб. "Методы построения систем и аппаратуры передачи информации", Киев, РДЭНТИ, 1976, с.28.
18. КАТКОВ Ф.А., МАСЛОВ В.В. Многочастотные устройства передачи дискретной информации. Киев, "Техніка", 1971, с.84.
19. МАШБИЦ Л.М. Цифровая обработка сигналов в радиотелеграфной связи. М., "Связь", 1974, с.192.
150. КРИКУН Э.Н., НИКОЛАЙЧУК Я.Н., ЗЕВЕЛЕВ С.Я. Демодулятор квазитроичного частотно-манипулированного сигнала на основе нелинейного цифрового фильтра. Сб. Проблемы передачи и преобразования информации. Киев, Институт кибернетики АН УССР, 1977, с.57-61.
151. Joung F.S. Computer controlled drilling. "Drilling", vol.30, Nr 1, 1968.
152. KENNEDY I.L. System links tape - punched drilling data and time - charging computer. - Oil and Gas J., 13/1, vol.67, Nr 2, 1969, p.95-99.
153. JOUNG F.S. Computerized drilling control. "Journal of Petroleum Technology", vol. 21, Nr 24, 1969.
154. Computerized drilling pays off. Petrol. Engr, IV, vol. 42, Nr 4, 1970.
155. Con computador automatizan la perforacion. Petroleo Internacior., IX, vol. 29, Nr 9, 1971.
156. Drilling control goes to the computer.- Petrol. and Petrochem Internat., II, vol. 12, Nr 2, 1972.
157. KENNEDY JOHN L. Data monitoring on today's rig. "Oil and Gas J.", 71, Nr 39, 1973, p. 125-126.
158. BAKOWSKI E. Kompleksowe pomiary przy wierceniu. Gsta, Nr.2., 1974, s. 62-63.

1. VALACH M. Vznik kodu a ciselne zbytkovych trid. Stroje na zpracovani informaci, sbornik III, Nak I, CSAV, 1955.
2. STONE I. Multiple burst error correction with the chinese remainder theorem. "Journal of the Society for Industrial and Applied Mathematics, 1963, March, v.11, Nr 1.
3. BANERJI DILIP K., BRZOZOWSKI Janusz A. On translation algorithms in residue number systems. "IEEE Trans. Comput". 1972, 21, Nr 12.
4. BANERJI DIPIL K. A novel implementation method for addition and subtraction in residue number systems. "IEEE Trans. Comput", 1974, 23, Nr 1.
5. WATSON R.W., HASTINGS C.W. Self checked computation using residue arithmetic. "Proc. IEEE", 1966, v.56, Nr 12.
6. LIGNOC DEMETRIOS. Error detection and correction in mass storage equipment. "Comput. Des.", 1972, 11, Nr 10.



П Р И Л О Ж Е Н И Е

Табл. П I (начало)

№ поз	Бурение	С П О	Промывка
0	Мех. бурение	Наращивание инстру.	Промывка скважины
I	Бурение второго ствола	Подъем инстру-мента	Приготовление раствора
2	Проработка основного ствола	Спуск инструмента	Промывка скважины с дегазацией
3	Проработка второго ствола	Спуск инструмента визируемый	Обработка раствора химреакентами
4	Проработка перед долблением	Раскачивание буровой колонны	Утяжеление раствора
5	Проработка перед спуском колонны	Раскачивание обсадной колонны	Понижение уровня жидкости в скважине
6	Забуривание второго ствола	Извлечение труб левым инструментом	Восстановление циркуляции
7	Расширка скважины	Извлечение съемной трубной секции	Заполнение обсадной колонны при спуске
8	Шаблонирование скважины	Спуск (I-7)	Заполнение бур. труб раствором
9	Шаблонирование обсадной колонны	Подъем (4-II)	Установка ванны (I-3)
10	Фрезерование металла на забое	Разборка (I-6)	Опрессовка (4-6)
II	Фрезерование инструмента	Оборка (3-7)	Цементирование (7-9)
12	Разбуривание цементного моста	-	-

Табл. I.I (продолжение)

№ ПОЗ.	Испытание	Компоновка	Ожидание
0	Испытание пластов на инструменте	Смена долота	Распорядений
I.	Испытание пластов на кабеле	Перетяжка талевого каната	Распорядений на завершение строительства
2	Исследования геофизические	Отсоединение бурового планга от вертлюга	Ремонтных работ
3	Исследования зон поглощения	Отсоединение снайдера	Рабочей силы
4	Исследование зон притока	Крепление кабельных сонций при спуске	Затвердевания цемента
5	Расшифровка замера кривизны	Переключение снайфа тр-ра вл. бура	Неблагоприятные погодные условия
6	Ориентировка турбобура	Пороснастка талевого системы	Запрещение Р Г Т И
7	Проверка (I-4)	Смена (I-12)	Обогрев оборудования
8	Замер (5-7)	Навигирование (I-5)	Отключение электроэнергии
9	Торпедирование (I-9)	Отвинчивание (2-5)	Ожидание (I-12)
10	Подготовка (I-9)	Установка (6-12)	Ремонт-1 (I-12)
11	Заключительные работы (6-12)	-	Ремонт-2 (I-11)
12	-	-	Прочие простои

Табл.П.2 (начало)

№ поз	С П О		Промывка			
	Спуск-подъем		Разборка-сборка			
I	УБТ в дополн. шурф	X	Расширителей	X	Установка банны	Нефтяной
2	Винтовых обсадных труб	X	Центраторов	X		Кислотной
3	Стыкосварных обсадных труб	X	Секционного турбобура			Водяной
4	Съемной грунтоноски		У Б Т		Опрессовка	Свечей бур. труб на буровой
5	Насосно компрессорных труб		Колонии бурильных труб			Обсадных труб на буровой
6	Ловильного инструмента		Забойного металло-пламоуловителя			Колонии обсадных труб
7	Фрезера		X	Дополнительных элементов компоновки	Цементирования	Обсадной колонии
8	X	У Б Т из дополнит. шурфа		-		Секций обсадной колонии
9	X	Турбобура с приспичного моста		-		Хвостовина
10	X	Электробура		-		-
11	X	Обсадных труб		-		-
12		-		-		-

Табл.П.2 (продолжение)

Приложение I.I

№ поз.	Испытание		Компоновка
	Проверка	Подготовка - Заключит. работы	Смена
I	Турбобура	Связанные к бурению	Турбобура
2	Контактных соединений электробура	К переходу на бурение трубами другого диаметра	Талевого каната
3	Превенторной установки	Обсадных труб перед спуском колонны	Кабеля в ведущей трубе
4	-	К спуску стык-сварных обсадных труб	Рабочего переводника ведущей трубы
5	З а м е р	Глубины забоя	Кольцевого токоприемника
6		Кривизны	Двухмуфтового предохранительного переводника
7		Глубины цементного моста	Погружного контакта
8		Долота	Подъемного крюка
9	Торпедирование	Инструмента	Вертлюга
10		Обсадной колонны	Ведущей трубы
11		Зон поглощения	Бурового шланга
12	-	К цементированию обсадной колонны	Двигателя внутреннего сгорания

Таблица П.2 (конец)

Компоновка		О ш и д а н и е		
Навинчивание - - отвинчивание		Ошидание	Ремонт-I	Ремонт-II
1	Бурильной головки на турбодолото	Оборудования	А К Б	Манифольда
2	Долота	Обсадных труб	Буровой лебедки	Палатой Вышки
3	Колонкового долота	Тампонажных агрегатов	Бурового насоса	Приемного моста
4	Переводников	Геофишеров	Бурового шланга	Пре вентора
5	Ведущей трубы	Трансперта	Вертулки	Ротора
6	У Б Т за палец	Инструмента	Воздухо- провода	Стелка
7	Спайдера	Бурильные трубы	Вышки	Талевого блока
8	Фланца колонной головки	Турбобуров	Гидравличес- кого тормоза	Топливо- провода
9	Предестала колонной головки	Электро- оборудования	Глиномешалки	Трансмиссии
10	Цементного моста	Цементка	Двигателя внутреннего спирания	Элеватора
11	Фонтанной арматуры	Раствора	Кронблока	Электро- оборудования
12	Колонной головки	В о д е	Кронблока	-

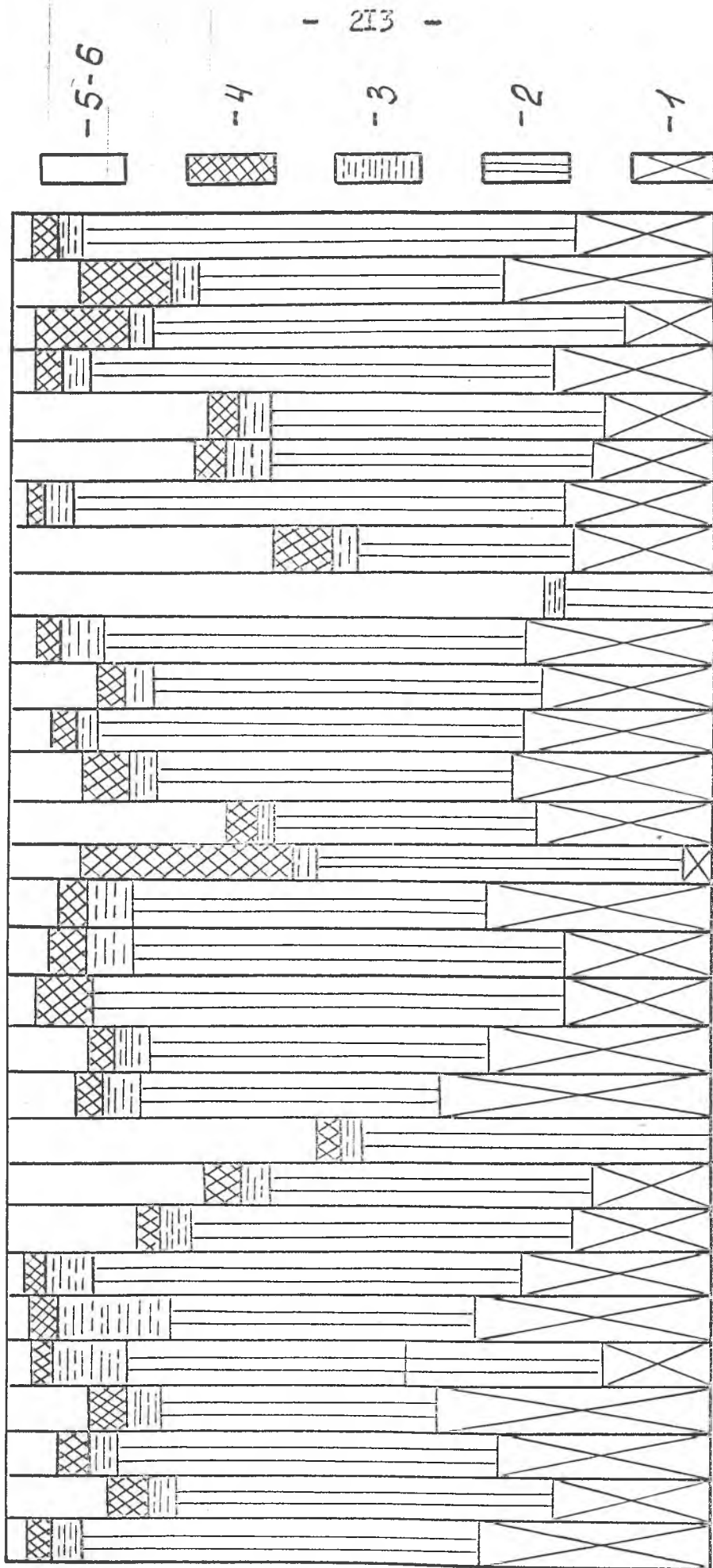


Рис. II. Диаграмма классифицируемых состояний установок бурения.  
 Буровая Ив.-Френковск - I. Забой: на I.IV.75 - 4193 м; на 30.IV.75 - 4279;  
 бурение ротором.

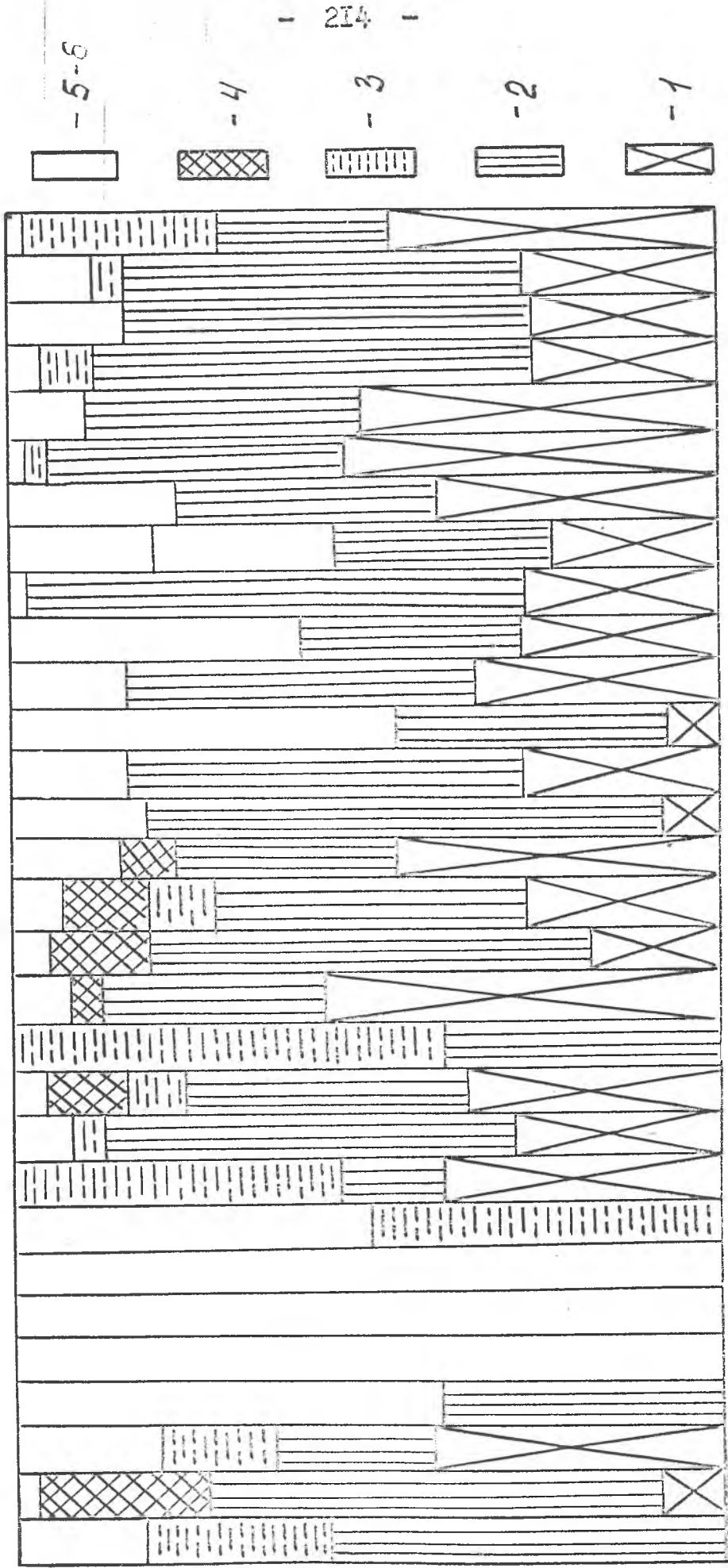


Рис. 2. Диаграмма классифицируемых состояний установки бурения.  
 Буровая 19-ДК. Забой: на 1.1У.75 ~ 4565 м; на 30.1У.75 ~ 4640 м; бурение ротором.

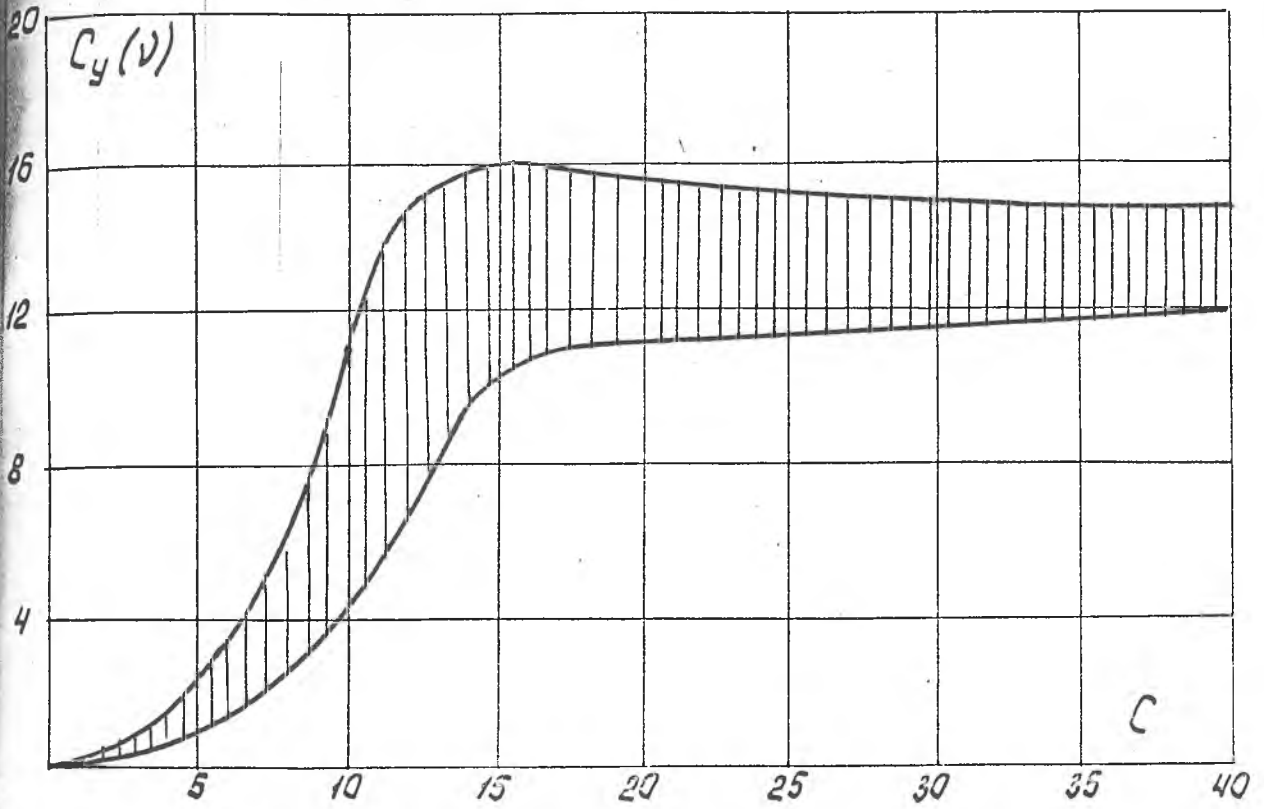


Рис. П 3. Область экспериментальных значений структурной функции веса инстрмента.

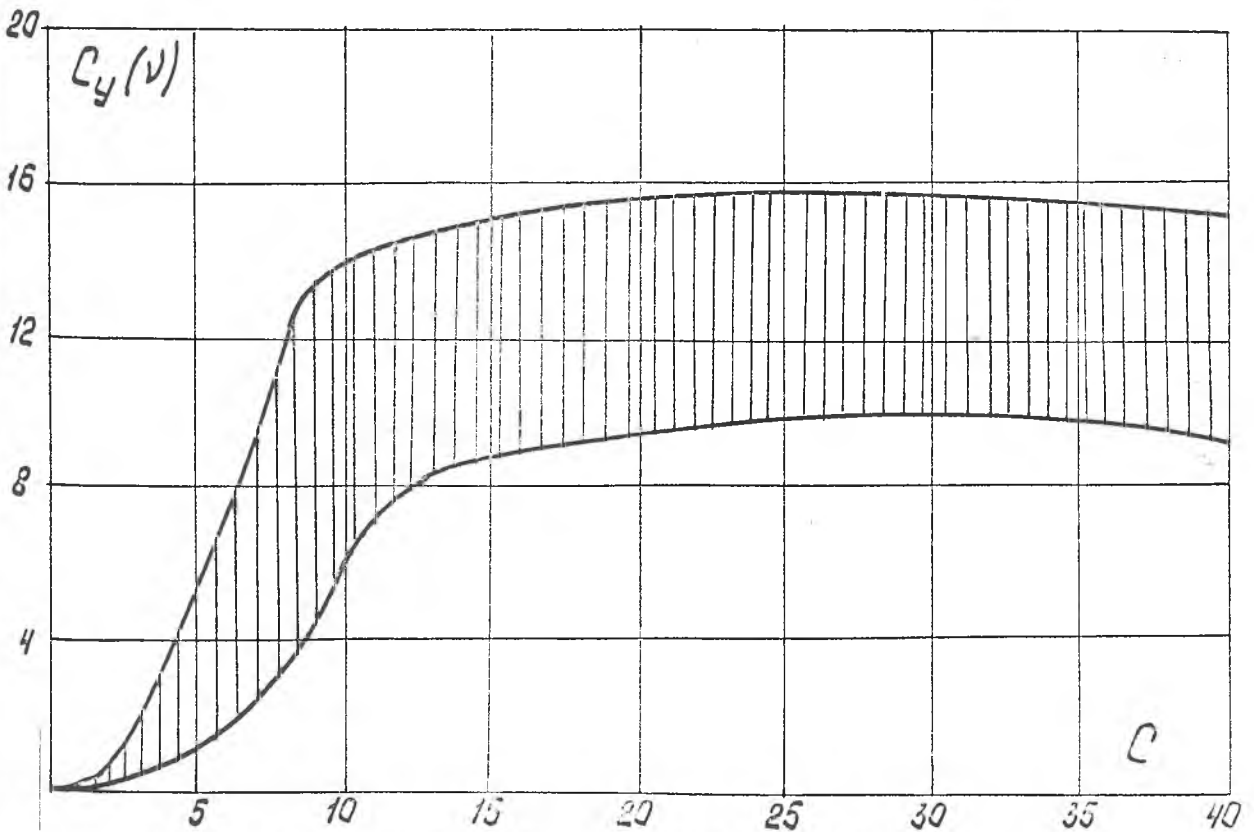


Рис. П 4. Область экспериментальных значений структурной функции момента на трубах.



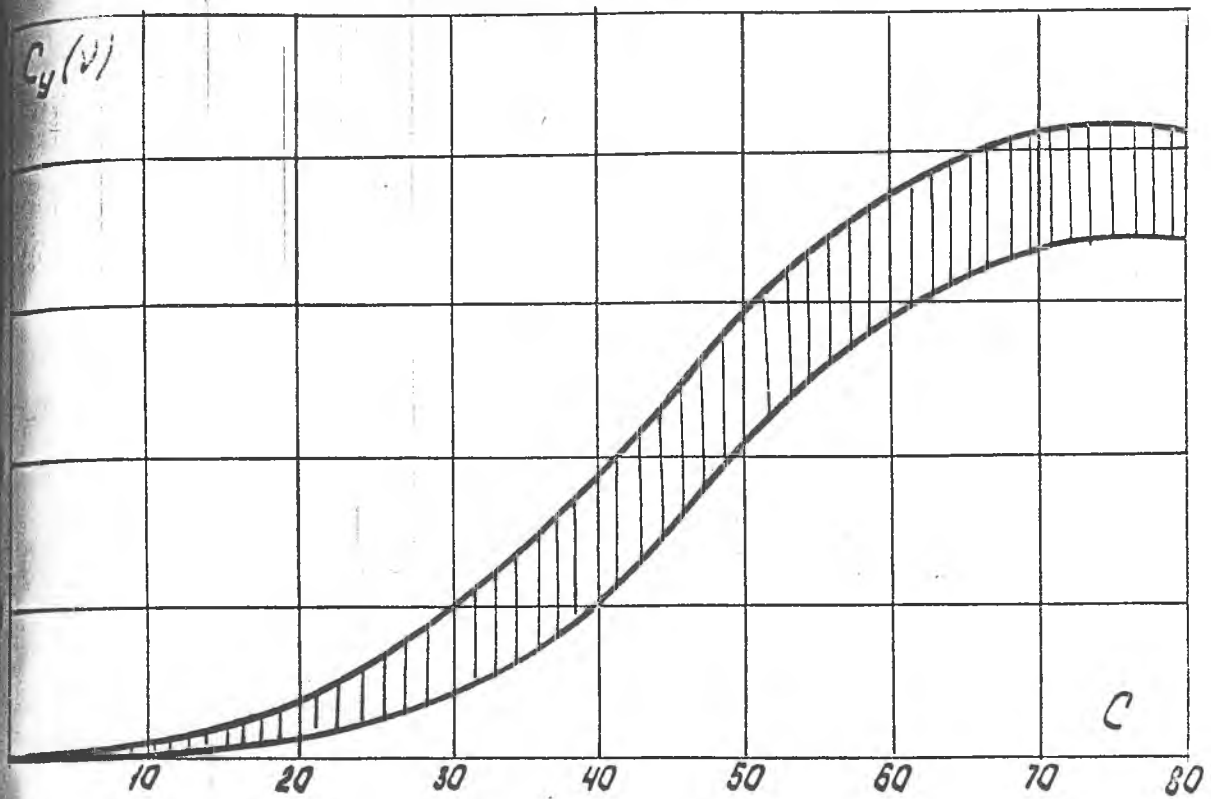


Рис. П 5. Область экспериментальных значений структурной функции проходки

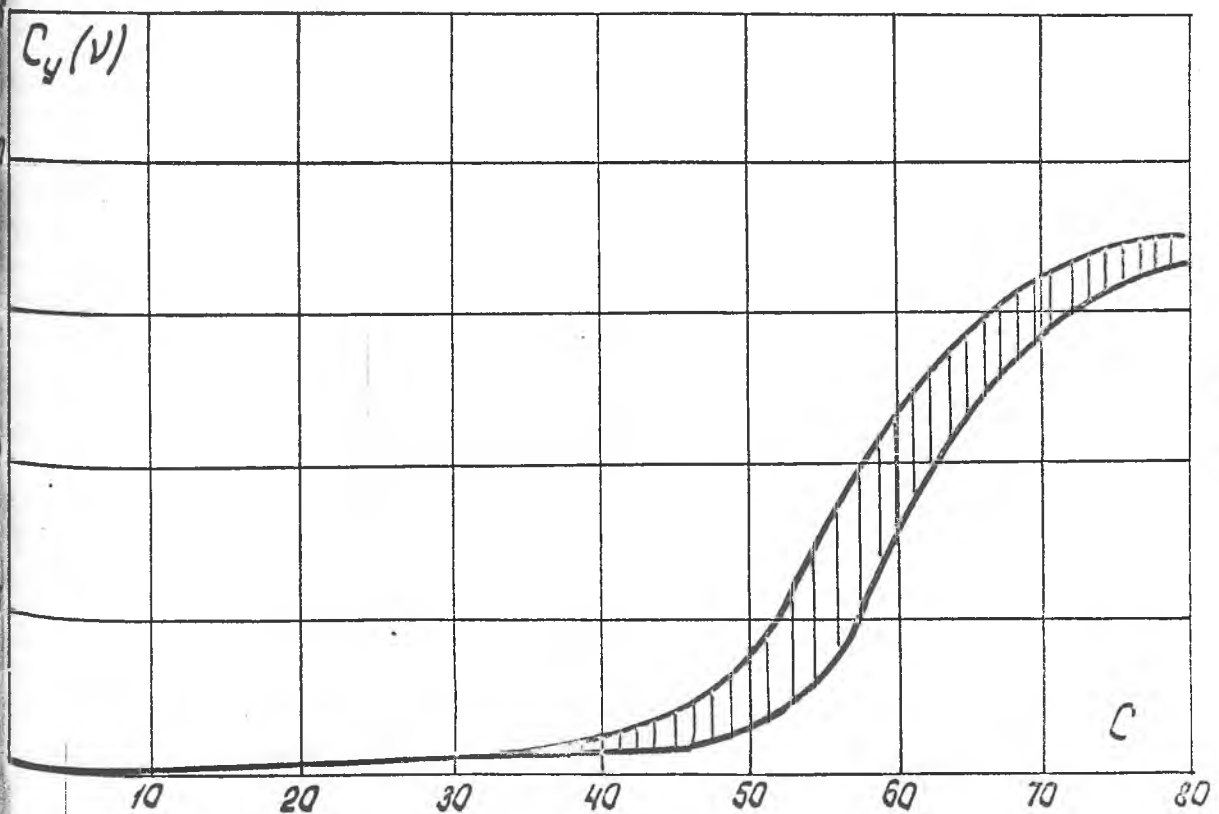


Рис.П 6. Область экспериментальных значений структурной функции расхода бурового раствора.

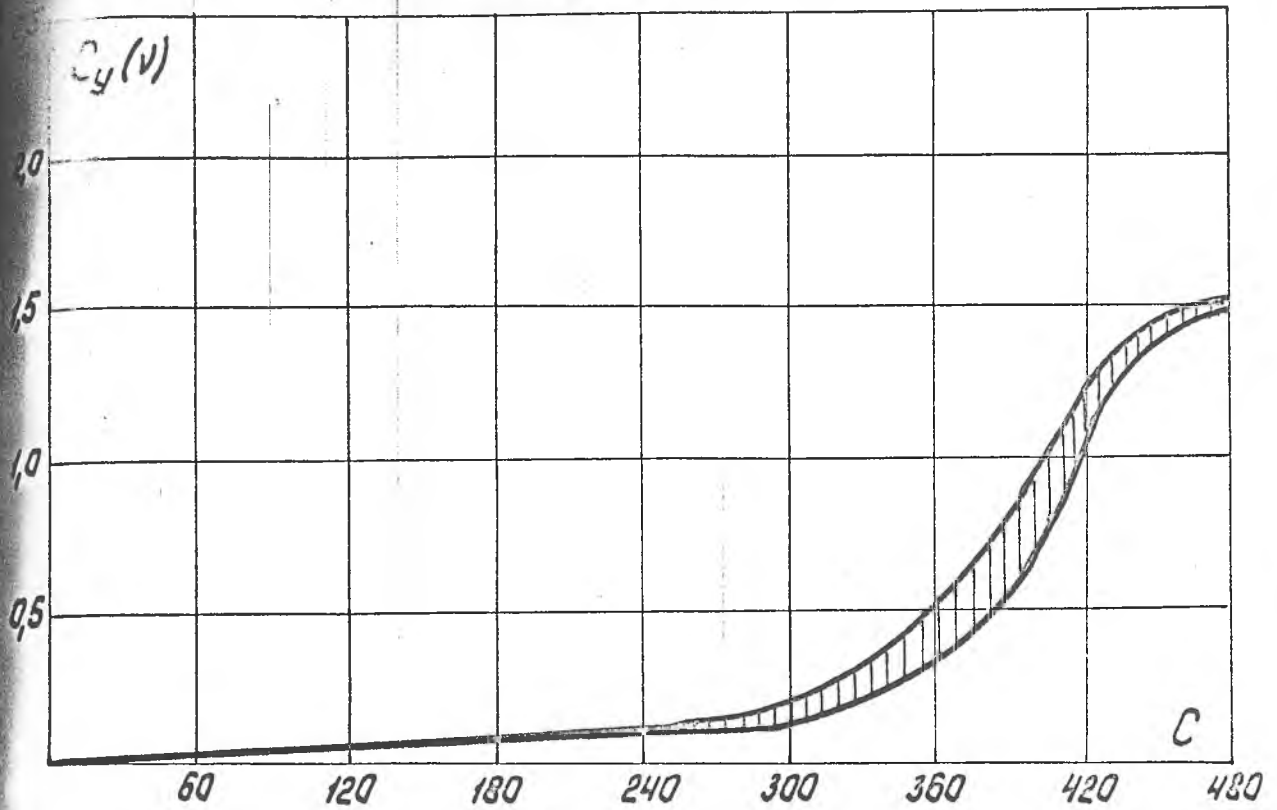


Рис.П 7. Область экспериментальных значений структурной функции давления раствора

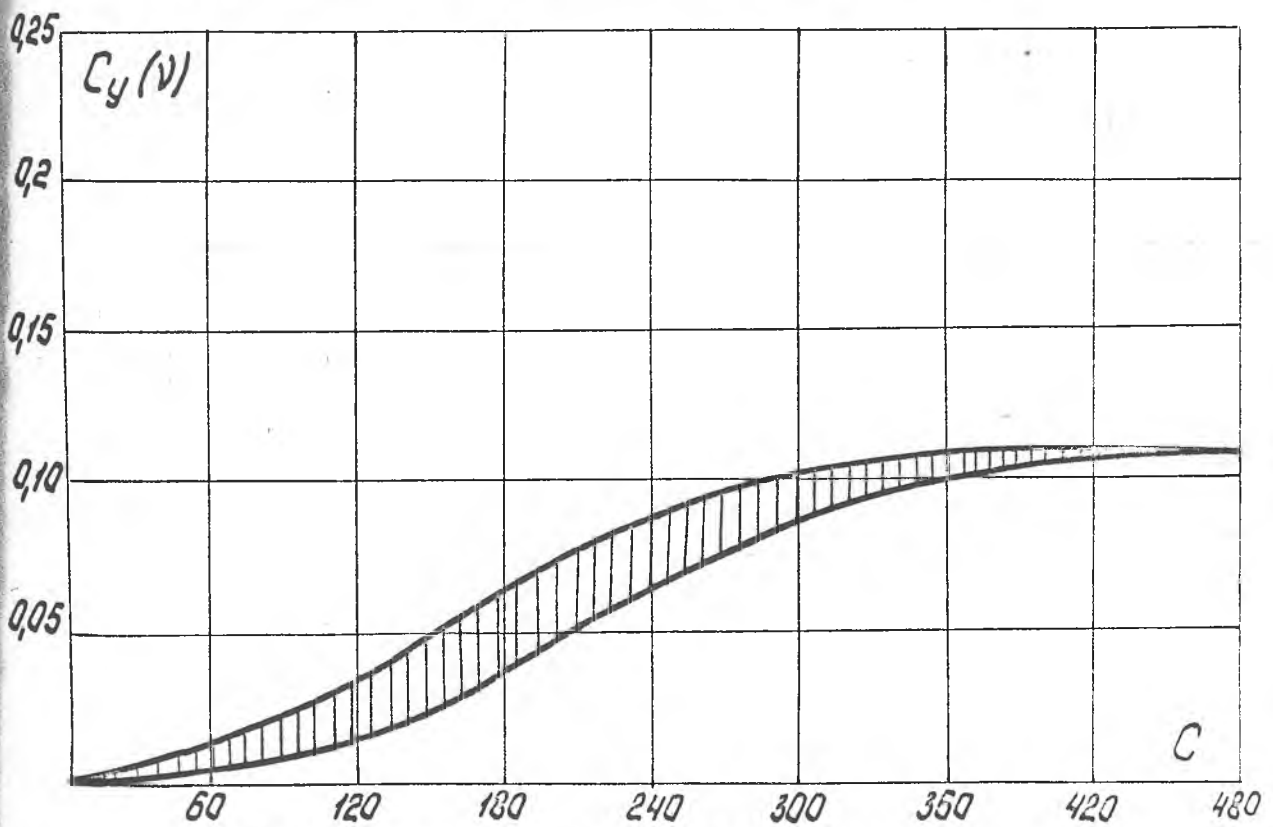


Рис.П 8. Область экспериментальных значений структурной функции удельного веса раствора.

Табл. П 3. Значения коэффициента  $k_y$  для оптимальных наборов модулей СОК.

$K$	$\delta\%$	$A_0$	$K \cdot A_0$	$\{P_i\}$	$\sum P_i$	$K \cdot K-1$	$k_y$
2	4	25	$K=2$ 10	{25, 26}	10	2	1,2
	2,5	40	12	{40, 41}	11	2	1,27
	2,0	50	12	{50, 51}	12	2	1,17
	1,0	100	14	{100, 101}	14	2	1,14
3	4	25	$K=3$ 15	{25, 26, 27}	15	6	1,4
	2,5	40	18	{40, 41, 43}	17	6	1,41
	2,0	50	18	{50, 51, 53}	18	6	1,33
	1,0	100	21	{100, 101, 103}	20	6	1,35
4	4	25	$K=4$ 20	{25, 26, 27, 29}	19	8	1,47
	2,5	40	24	{40, 41, 43, 47}	22	8	1,45
	2,0	50	24	{51, 52, 53, 55}	23	8	1,39
	1,0	100	28	{100, 101, 103, 107}	27	8	1,33
5	4	25	$K=5$ 25	{25, 26, 27, 29, 31}	24	15	1,67
	2,5	40	30	{40, 41, 43, 47, 49}	28	15	1,61
	2,0	50	30	{51, 52, 53, 55, 59}	29	15	1,55
	1,0	100	35	{100, 101, 103, 107, 109}	34	15	1,47

Табл. П 4. Оптимальные наборы модулей двухкаскадных СОК.

$\lambda_0$	$\delta, \%$	$K$	I-й каскад	II-й каскад	$k_y$
25	4	3	25; {25, 26}	{25, 651}	1,5
		4	{25, 26}; {25, 26}	{650, 651}	1,47
		5	25; {25, 26}; {25, 26}	{25, 651, 653}	1,57
40	2,5	3	40; {40, 41}	{40, 1641}	1,41
		4	{40, 41}; {40, 41}	{1640, 1641}	1,45
		5	40; {40, 41}; {40, 41}	{40, 1641, 1643}	1,51
50	2,0	3	50; {50, 51}	{50, 2551}	1,33
		4	{50, 51}; {50, 51}	{2550, 2551}	1,39
		5	50; {50, 51}; {50, 51}	{50, 2521, 2553}	1,55
80	1,25	3	80; {80, 81}	{80, 6481}	1,42
		4	{80, 81}; {80, 81}	{6480, 6481}	1,38
		5	80; {80, 81}; {80, 81}	{80, 6481, 6483}	1,56
100	1,0	3	100; {100, 101}	{100, 10101}	1,35
		4	{100, 101}; {100, 101}	{10100, 10101}	1,33
		5	100; {100, 101}; {100, 101}	{100, 10101, 10103}	1,47

$p_i \backslash m_j$	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11-15	12-30	$\gamma_{3i}$
3	1	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	1
4	2	2	—	—	—	—	—	—	—	—	—	4
5	2	3	3	—	—	—	—	—	—	—	—	8
6	3	4	4	4	—	—	—	—	—	—	—	15
7	3	4	5	5	5	—	—	—	—	—	—	22
8	4	5	6	6	6	6	—	—	—	—	—	33
9	4	6	6	7	7	7	7	—	—	—	—	44
10	5	6	7	8	8	8	8	8	—	—	—	58
11	5	7	8	8	9	9	9	9	9	—	—	73
12	6	8	9	9	10	10	10	10	10	10(11)	—	92
13	6	8	9	10	10	11	11	11	11	11(11,12)	—	109
14	7	9	10	11	12	12	12	12	12	12(11-13)	—	133
15	7	10	11	12	12	12	13	13	13	13(11-14)	—	155
16	8	10	12	12	13	13	14	14	14	14	—	180
17	8	11	12	13	14	14	14	15	15	15	15(16)	206
18	9	12	13	14	15	15	15	16	16	16	16(16,17)	237
19	9	12	14	15	15	16	16	16	17	17	17(16-18)	266
20	10	13	15	16	16	17	17	17	18	18	18(15-19)	301
21	10	14	15	16	17	18	18	18	18	19	19(16-20)	334
22	11	14	16	17	18	18	19	19	19	20	20(16-21)	371
23	11	15	17	18	19	19	20	20	20	20(11)	21(12-22)	410
24	12	16	18	19	20	20	21	21	21	21(11)	22(12-23)	453
25	12	16	18	20	20	21	21	22	22	22(11,12)	23(13-24)	492
26	13	17	19	20	21	22	22	23	23	23(11,12)	24(13-25)	551
27	13	18	20	21	22	23	23	24	24	24(11-13)	25(14-26)	610
28	14	18	21	22	23	24	24	24	25	25(11-13)	26(14-21)	634
29	14	19	21	23	24	24	25	25	26	26(11-14)	27(15-28)	683
30	15	20	22	24	25	25	26	26	27	27(11-14)	28(15-29)	738
31	15	20	23	24	25	26	27	27	27	28	29(16-30)	789

Табл. П 6. Число переходов через модуль  $\mathcal{P}$  в СОК при  $K=5$ .

$\{P_j\}$	$\tau_{31}$	$\tau_{32}$	$\tau_{33}$	$\tau_{34}$	$\tau_{35}$	$\sum_{j=1}^5 \tau_{3ij}$	$\sum_{j=1}^5 (p-1)$
1	0	1	3	0	0	4	24
2	0	0	0	4	11	15	25
3	0	1	3	5	11	20	29
4	0	0	2	5	0	10	31
5	0	1	0	3	20	24	35
6	0	1	2	5	27	35	41
7	0	0	0	5	29	34	43
8	0	2	3	5	9	19	25
9	1	0	3	5	11	20	27
10	0	0	2	4	15	21	31
11	1	2	0	5	0	8	33
12	0	2	3	0	17	22	37
13	0	0	0	3	27	30	43
14	1	2	3	4	28	38	45
15	0	2	5	0	5	12	31
16	2	0	5	7	11	25	33
17	2	3	0	7	15	27	37
18	0	2	3	4	17	26	39
19	0	0	5	6	20	31	43
20	2	2	4	0	25	33	49
21	0	3	0	7	28	38	51
22	3	4	0	7	0	14	35
23	3	3	6	7	10	29	37
24	2	5	5	7	15	34	41
25	0	0	0	0	16	16	43
26	3	5	6	4	21	39	47
27	0	5	6	7	27	45	53
28	3	5	6	7	26	47	55
29	5	0	6	9	10	30	42
30	5	6	4	9	15	32	47
31	0	7	2	7	80	96	123

П 7. Программа уплотнения сообщений в коде СОК  
для ЭВМ "НАИРИ-2" (начало)

100к50		150к50		200к50	
100	mx1000к	150	п0к1	200	в1к15
101	п0к	151	вп1001м1000+	201	u198п>
102	п0к95	152	с2049п1	202	o2212н
103	п0к96	153	в1к13	203	o2225н
104	п0к94	154	u151п>	204	o2212н
105	п0к93	155	в1к90	205	o2230н
106	п69н14	156	с1000п90	206	o2227н
107	п69н15	157	п100н474	207	o2217н
108	п0к1	158	с90н474	208	o2221н
109	с1к94	159	u1474к476	209	o2270н
110	х0н	160	вм0к90	210	o2270н
111	ч0п90	161	уп2к90	211	o2217н
112	м165536п	162	сп1к90	212	o2226н
113	u111п	163	п93н1	213	o2215н
114	н90н90	164	п90н70+	214	o2214н
115	п10н91	165	с1к93	215	o2216н
116	с34к91	166	в1к15	216	o2227н
117	с91н90	167	u108п>	217	o2237н
118	п90н92	168	в1к93	218	с2270к
119	ч0п91	169	п69н13	219	o2270н
120	м132768п	170	п69н15	220	o2248н
121	е115п=	171	в1к15	221	o2226н
122	п91н90	172	п70н90	222	o2215н
123	м165536п	173	п1к1	223	o2225н
124	е17п=	174	п0к98	224	o2229н
125	н90н90	175	п0к92	225	o2226н
126	п10н91	176	с1к92	226	o2213н
127	с34к91	177	сп0к70+	227	o2221н
128	с91н90	178	п10н91	228	o2219н
129	уп10к92	179	вп90н91	229	с2225п
130	сп90н92	180	е13п>	230	o2243н
131	u119п	181	п92н98	231	o2274н
132	х0н	182	сп0к70+	232	п0к1
133	х0н	183	п10н90	233	п69н15
134	п92н1000+	184	с1к1	234	в1к15
135	с1к1	185	в1к15	235	п70н96
136	u110п	186	u176п>	236	o2256н
137	в1к14	187	п93н1	237	o2270н
138	u441п<	188	п90н59+	238	п0к95
139	л2047п1	189	п98н49+	239	п96н90
140	п10н13	190	с70к98	240	п10н91
141	в1к13	191	с101н98	241	сп0к71+
142	п10н90	192	п98н193	242	п10н92
143	в90н95	193	п0к72	243	п10н93
144	е14п>	194	в1к93	244	с093н91
145	п94н99	195	в1к13	245	п10н94
146	п90н95	196	u170п>	246	с18п<
147	п10н6	197	п69н15	247	с093н94
148	е11п	198	п99н70+	248	u244п>
149	п96н95	199	с2049п1	249	п91н12

П 7. (продолжение)

250к50

250 е114п=  
 251 п12н95  
 252 п93н91  
 253 п12н93  
 254 u244п  
 255 об90н92  
 256 п10н94  
 257 об90н94  
 258 u255н>  
 259 п92н12  
 260 е14п=  
 261 п12н95  
 262 п90н92  
 263 п12н90  
 264 u255п  
 265 вп1к95  
 266 е12п=  
 267 сн1к71+  
 268 u238п  
 269 сн0к71+  
 270 ус96н96  
 271 с1к1  
 272 в1к15  
 273 u238п>  
 274 п90н  
 275 п0к1  
 276 п69н15  
 277 п70н59+  
 278 с2049п1  
 279 в1к15  
 280 u277п>  
 281 п0к1  
 282 п69н15  
 283 с70к49+  
 284 сн0к59+  
 285 п10н90  
 286 с274н49+  
 287 п10н91  
 288 п91н289  
 289 п90н70  
 290 с1к1  
 291 в1к15  
 292 u283п>  
 293 п0к1  
 294 п69н15  
 295 о2270н  
 296 пп70н2+  
 297 о2270н  
 298 с2048п1  
 299 в1к15

300к50

300 u295п>  
 301 о2270н  
 302 о2256н  
 303 с2274н  
 304 о2268н  
 305 о2212н  
 306 о2225н  
 307 о2212н  
 308 о2230н  
 309 о2227н  
 310 о2217н  
 311 о2221н  
 312 о2270н  
 313 с2270н  
 314 о2222н  
 315 о2221н  
 316 о2236н  
 317 о2225н  
 318 о2212н  
 319 о2219н  
 320 о2234н  
 321 о2220н  
 322 о2270н  
 323 о2270н  
 324 о2224н  
 325 о2225н  
 326 о2212н  
 327 о2227н  
 328 о2216н  
 329 о2274н  
 330 о2256н  
 331 о2270н  
 332 п0к1  
 333 п69н15  
 334 в1к15  
 335 п70н90  
 336 уп71н90+  
 337 с2048п1  
 338 в1к15  
 339 u336п>  
 340 п90н48  
 341 п0к1  
 342 п69н15  
 343 п90н91  
 344 сн0к70+  
 345 п10н92  
 346 о92н91  
 347 п10н93  
 348 об92н93  
 349 п10н94

350к50

350 об92н94  
 351 u348п>  
 352 п0к94  
 353 сн1к94  
 354 п93н95  
 355 уп94н95  
 356 об92н95  
 357 п10н96  
 358 u353п<  
 359 об92н96  
 360 u356п>  
 361 вп1к95  
 362 u353п=  
 363 уп91н94  
 364 п94н80+  
 365 с1к1  
 366 в1к15  
 367 u343п>  
 368 п0к1  
 369 п69н15  
 370 о2270н  
 371 пп80н2+  
 372 о2270н  
 373 с2048п1  
 374 в1к15  
 375 u370п>  
 376 о2270н  
 377 о2256н  
 378 о2274н  
 379 п471н110  
 380 п472н132  
 381 п473н133  
 382 п0к999  
 383 сн0к  
 384 п99н93  
 385 п69н15  
 386 u1477к483  
 387 о2270н  
 388 пп92н  
 389 о2274н  
 390 в1к98  
 391 п10н97  
 392 с70к98  
 393 с80к97  
 394 с383н98  
 395 с383н97  
 396 п98н398  
 397 п97н400  
 398 х0н  
 399 п10н98



П 7. (продолжение)

400к50	450к37		
400	сп0к83	450	в99м14
401	п,0м97	451	е,2п<
402	и108п	452	п99м98
403	п92м93	453	и385п
404	п0к95	454	п0к132
405	об98м93	455	п0к133
406	е,17п<	456	о2217м
407	п92м93	457	о2250м
408	с1к95	458	пп999м2
409	об98м93	459	о2274м
410	вс98м	460	п0к1
411	и408п>	461	п485м138
412	м95м95	462	о2217м
413	п,0м96	463	о2200м
414	с34к96	464	о2250м
415	с96м95	465	пп1000м2+
416	уп97м95	466	о2274м
417	сп95м999	467	с2048м1
418	п48м96	468	в1к47
419	вп999м96	469	и462п>
420	е,3п<	470	к0м
421	об48м999	471	п0к1000+
422	вс48м	472	и403п=1
423	и421п>	473	и424п
424	п92м93	474	х0м
425	об98м93	475	п9м90
426	е,3п<	476	х0м
427	об98м92	477	о2217м
428	вс98м	478	о2221м
429	и427п>	479	о2212м
430	уп97м92	480	о2212м
431	сп92м1000+	481	о2225м
432	п,0м92	482	о2213м
433	п48м96	483	х0м
434	вп92м96	484	и445п<
435	е,3п<	485	х0м384
436	об48м92	486	х2м
437	вс48м		
438	и436п>		
439	п92м1000+		
440	и135п		
441	п0к110		
442	п2м47		
443	п484м138		
444	п99м46		
445	в1к46		
446	е,2п<		
447	п46м98		
448	и385п		
449	с1к99		

П 8. Программа уплотнения и дешифрации сообщений для ЭВМ "МИР-2" с однократным вводом входного массива.

```
УСТ"МОДЕЛЬ1."ДЛЯ"J=1"НАГ"1"ДО"K"ВЫП"("ДЛЯ"И=1"НАГ"1"ДО"М"ВЫП"  
DU[J]=0;C=ABS(Y[I+1,J]-Y[I,J]);"ЕСЛИ"И"DU[J]-C<0"ТО"DU[J]=C"ИНАЧ  
DU[J]=DU[J]);"ДЛЯ"J=1"НАГ"1"ДО"K"ВЫП"(P[J]=2*DU[J]+1;"ВЫВОД"  
[J],"Р"О"Б");"ВВОД"З4;"ДЛЯ"И=1"НАГ"1"ДО"М"ВЫП"("ДЛЯ"J=1"НАГ"1"Д  
"К"ВЫП"(B[I,J]=E(F(Y[I,J]/O[J])*J+.500000ю0));NK[I]=E(F(S(J  
1,к,В[I,J]*ВВ[J])/P)*P+.500000ю0);"ВЫВОД"З4,"СТРОКА",I,[ ],N  
[I])"КОН"
```

П 9. Программа уплотнения сообщений при построчном вводе отсчетов массива и априорно известных значениях модулей кода СОК.

```
УСТ"МОДЕЛЬ2."ДЛЯ"И=1"НАГ"1"ДО"М"ВЫП"("ДЛЯ"J=1"НАГ"1"ДО"K"ВЫП"  
B[J]=E(F(Y[J]/O[J])*J+.500000ю0));NK[I]=E(F(S(J=1,к,В[J]*ВВ  
[J])/P)*P+.500000ю0);"ВЫВОД"З4,"СТРОКА",I,[ ],NK[I])"КОН"
```

П 10. Программа для ЭВМ "МИР-2", реализующая каскадное формирование сообщений в коде СОК.

"ПУСТ"МОДЕЛЬ3."ДЛЯ"И=2"ШАГ"1"ДО"М"ВЫП"("ДЛЯ"J=1"ШАГ"1"ДО"K"ВЫП"  
V[I,J]=ξ(F(Y[I,J]/O[J])×O[J]+.500000<sub>ю</sub>0);"ВЫВ"34"ТАБЛ"1,I,J,V[I,  
J]);NK[I]=ξ(F(Σ(J=1,K,V[I,J]×VV[J])/PP)×PP+.5000000<sub>ю</sub>0);"ВЫВОД"  
34,"СТР",I,[ ],NK[I];"ДЛЯ"J=1"ШАГ"1"ДО"K"ВЫП"(V[I,J]=ξ(F(NK[I]/  
P[J])×P[J]+.500000<sub>ю</sub>0);"ВЫВОД"34"ТАБЛ"2,I,J,V[I,J]);"ДЛЯ"J=1"ШАГ  
"1"ДО"K"ВЫП"(Y[I,J]=ξ((Y[I-1,J]-V[I,J])/O[J]+.500000<sub>ю</sub>0)×O[J]+V[  
I,J];"ВЫВОД"34"ТАБЛ"3,I,J,Y[I,J]))"КОН".

П 11. Программа для ЭВМ "МИР-2", реализующая смешанное каскадное формирование сообщений в коде СОК.

"ПУСТ"МОДЕЛЬ4."ДЛЯ"И=1"ШАГ"1"ДО"М"ВЫП"("ДЛЯ"J=1"ШАГ"1"ДО"K-1"ВЫ  
"(V[I,J]=ξ(F(Y[I,J]/O[J])×O[J]+.500000<sub>ю</sub>0);"ВЫВОД"34"ТАБЛ"1,I,J  
,V[I,J]);V[I,K]=Y[I,K];NK[I]=ξ(F(Σ(J=1,K,V[I,J]×VV[J])/PP)×PP+.500000<sub>ю</sub>0);  
"ВЫВОД"34,"СТРОКА",I,[ ],NK[I];"ДЛЯ"J=1"ШАГ"1"ДО"K"ВЫ  
"(V[I,J]=ξ(F(NK[I]/P[J])×P[J]+.500000<sub>ю</sub>0);"ВЫВОД"34"ТАБЛ"2,I,J,V  
[I,J]);"ДЛЯ"J=1"ШАГ"1"ДО"K-1"ВЫП"(Y[I,J]=ξ((Y[I-1,J]-V[I,J])/O[  
J]+.500000<sub>ю</sub>0)×O[J]+V[I,J];"ВЫВОД"34"ТАБЛ"3,I,J,Y[I,J]);Y[I,K]=V[  
I,K];"ВЫВОД"34,"МАССИВ"Y)"КОН".

П 12. Программа дешифрации кодовых слов, Фор терминалом АТОС-Б, реализованная на яз "АЛГОЛ-60" для ЭВМ "БЭСМ-4М" (транслят

```
1  'BEGIN'
2  'INTEGER' D;
3  'INTEGER' J, BP, I, N, H, C, C1, CP, K, NK, HK, M, F
4  'INTEGER' 'ARRAY' RE[0:51], P[0:51], A[1:4], F
5  'ARRAY' W[1:50], PE[1:14];
6  D:=8; E:=1;
7  P[0]:=5; P[1]:=4; P[2]:=3; P[3]:=7; P[4]:=
8  R[2]:=R[1]; R[4]:=100; R[3]:=R[5]:=1;
9  P0105(30, W[1], M0, 0);
10 M0; J:=1; BP:=N; H:=CP:=C1:=0; B[1]:=B[2]
11 'FOR' K:=1 'STEP' 1 'UNTIL' 4 'DO' 'U[1, K]:=0;
12 M1: P0042(NK);
13 I:=I+1; BP:=BP+1; N:=N+1; PE[1]:=1; PE[2]:
14 D:=D+1;
15 'IF' D 'HE' МЕНЬШЕ '61' 'THEN' D:=1;
16 'IF' D 'HE' БОЛЬШЕ '4' 'THEN' NK:=NK+D; HK:=NK
17 M2: 'FOR' K:=0 'STEP' 1 'UNTIL' 5 'DO' 'BEGIN'
18 'FOR' L:=1 'STEP' 1 'UNTIL' 10+16 'DO' 'BEGIN
19 'IF' RE[K] < P[K] 'THEN' 'GO TO' M10; M:=RE[K]
20 'IF' RE[K] < 0 'THEN' 'BEGIN' RE[K]:=M; P:=P-
21 'END'; 'END';
22 M10: 'END';
23 'IF' RE[51]=E 'AND' CP#0 'THEN' CP:=0;
24 M:=60; 'IF' RE[51]=E 'AND' J=2 'THEN' 'BEGIN'
25 'IF' RE[0]=0 'THEN' 'GO TO' M3; 'IF' J=5 'THE
26 'IF' J=6 'THEN' 'BEGIN' 'IF' N#61 'THEN' 'GO
27 'IF' J=0 'THEN' 'BEGIN' J:=1; N:=1; 'END';
28 'IF' RE[0]#J 'THEN' 'GO TO' M4;
29 'IF' H#0 'THEN' 'BEGIN' PE[3]:=H; PE[4]:=N
30 P0740(PE[1], Q, 0, 5, 10, 0, 5, 0, 5, 0, 10, 0, 1
31 A[J]:=RE[51]; J:=J+0; 'GO TO' M5;
32 M4: 'IF' H#0 'THEN' 'BEGIN' 'IF' H 'HE' БОЛЬШ
33 'IF' H 'HE' МЕНЬШЕ '64' 'THEN' 'GO TO' M6;
34 H:=H+1;
35 'IF' H 'HE' БОЛЬШЕ '32' 'THEN' NK:=NK+2+H*E.
36 'GO TO' M2;
37 M6: PE[3]:=H; PE[4]:=NK; H:=0; P0740(PE[1]
38 'IF' J=6 'THEN' 'BEGIN' CP:=CP+1; P[CP]:=
39 J:=J+0; 'GO TO' M7;
```

П 12 (продолжение)

```

40 M3: 'IF' H#0 'THEN' 'BEGIN' PE[3]:=H; PE[4]:=NK; PE[5]
41 P0740(PE[1],Q,0,5,10,0,5,0,5,0,10,0,10,0); 'END'
42 'IF' J=0 'THEN' 'GO TO' M9;
43 'IF' J=5 'THEN' 'BEGIN' C:=RE[5]; 'GO TO' M5; 'END';
44 M5: 'FOR' K:=1 'STEP' 1 'UNTIL' 4 'DO' 'BEGIN' M:=(V[1,K]
45 PE[3]):=(V[1,K]-RE[K])/P[K]+0,5; M:=PE[3]; PE[4]:=
46 'IF' PE[4]>PE[3] 'THEN' M:=M-1;
47 'IF' M<0 'THEN' M:=0;
48 V[2,K]:=M*P[K]+RE[K];
49 'IF' K=(J-0) 'THEN' 'BEGIN' X[K]:=A[K]*P[K]+RE[K];
50 'IF' V[2,K]#X[K] 'THEN' 'BEGIN' PE[3]:= ; PE[4]:=X[K]
51 P0105(50,2140,0, W[4]); P0105(70, W[1],0,0);
52 P0740(PE[1],Q,0,5,30,0,5,0,5,0,10,0,10,0);
53 'END'; 'END'; 'END';
54 'IF' J=5 'THEN' 'BEGIN' C:=PE[5]; 'IF' C#C1 'THEN' 'BEG
55 'FOR' K:=3 'STEP' 1 'UNTIL' 8 'DO' PE[K]:=U[K+2];
56 'FOR' K:=1 'STEP' 1 'UNTIL' 10 'DO' 'IF' K=C 'THEN' 'BEG
57 PE[9]:=W[2]*K+9; PE[10]:=U[2]*K+10; 'END';
58 P0105(50,2140,0, PE[10]); P0105(70, PE[3],0,0);
59 P0740(B[1],Q,0,2,4,0,07,0); C1:=C; 'END';
60 J:=J+0; 'END';
61 'IF' C#1 'THEN' 'BEGIN' BH:=V[2,1]; 'GO TO' M11; 'END'
62 R[6]:=R[6]+BH-V[2,1];
63 'IF' J#4 'THEN' 'GO TO' M11;
64 R[6]:=R[6]/60; R[8]:=(360-V[1,31]+V[2,31]); P:=10;
65 'FOR' L:=1 'STEP' 1 'UNTIL' 1000000 'DO' 'BEGIN' 'IF' P
66 M:=R[8]; R[8]:=R[8]-360*10^0;
67 'IF' R[8]<0 'THEN' 'BEGIN' R[8]:=M; P:=P-1; 'END';
68 'END';
69 M12: R[8]:=R[8]/2; PE[4]:=R[8]-R[7];
70 'IF' ((PE[4] 'НЕ БОЛЬШЕ' R[5]) 'AND' (R[6] 'НЕ МЕНЬШЕ
71 P0105(50,2140,0, W[40]); P0105(70, W[31],0,0); P07
72 P0105(50,2140,0, W[50]); P0105(70, W[48],0,0); P07
73 'END';
74 R[6]:=0; R[7]:=R[8];
75 M11: 'IF' (V[2,1]>R[1] 'AND' V[2,1]>V[1,1]) 'OR' (V[2
76 P0105(50,2140,0, W[47]); P0105(70, W[41],0,0);
77 PE[3]:=V[2,1]; PE[4]:=V[2,4]; P0740(PE[1],Q,0,4,
78 V[1,1]:=V[2,1]; V[1,4]:=V[2,4]; M9: 'IF' (J#6 'OR' J
79 CP:=CP+1; PC[CP]:=RE[5];

```

```

80 M8: 'IF' CP 'НЕ МЕНЬШЕ' 6 'THEN' CP:=0;
81 M7: 'IF' BP 'НЕ МЕНЬШЕ' 150 'THEN' 'BEGIN' B[2]:=B[2]
82 'IF' B[2] 'НЕ МЕНЬШЕ' 60 'THEN' 'BEGIN' B[2]:=0; B[1]
83 'IF' B[1] 'НЕ МЕНЬШЕ' 24 'THEN' B[1]:=B[2]; B[2]:=0; 'END'
84 'IF' J#0 'AND' J<6 'THEN' J:=J+1;
85 'IF' I 'НЕ БОЛЬШЕ' 1000 'THEN' 'GO TO' M1;
86 'END';

```

УТВЕРЖДАЮ

Директор по научной работе  
Ивано-Франковского инсти-  
тута нефти и газа, к.т.н.

подпись Р.С.ЯРЕМИЧУК

12.07.1978 г.

УТВЕРЖДАЮ

Начальник Надворнянского  
управления буровых работ  
производственного объеди-  
нения "Укрнефть"

подпись Н.Ф.ИВКАРСКИЙ

7.07.1978 г.

А К Т

Промысловых испытаний и внедрения активного терминала оперативной системы управления бурением АТОС-Б, проведенных Ивано-Франковским институтом нефти и газа в период с 20 мая 1977 г. по 25 мая 1978 г. на скважине № 814-П Надворнянского УБР, Государственного производственного объединения "Укрнефть"

Испытан и внедрен активный терминал АТОС-Б, разработанный кафедрой прикладной математики ИФИНГ, в соответствии с координационным планом Миннефтепрома.

Терминал АТОС-Б предназначен для организации низовых сетей АСУ ТП бурения нефтяных и газовых скважин и обеспечивает:

- отбор и эффективное формирование сообщений на буровой;
- отображение технологических параметров бурения;
- накопление информации на регенируемом магнитном носителе;
- ввод, регистрацию и передачу формализованных данных суточного рапорта бурового мастера;
- помехоустойчивую передачу сообщений по каналам связи в коде СОК;
- работу с удаленной мини-ЭВМ в реальном масштабе времени.

Экспериментальный образец терминала АТОС-Б изготовлен в 1976 г. на опытном заводе СИБИ нефтегазпромавтоматики /г.Грозный/.

Терминал состоит из:

- абонентского пункта, оснащенного встроенным специпроцессором и модемом, магнитным накопителем и многоканальным регистратором;
- адаптера, оснащенного многоканальным преобразователем "Углекод" на основе бесконтактного считывания, цифровым индикатором и вы-

цифровой схемой, выполняющей первичную обработку информации.

Адаптер терминала устанавливается непосредственно на буровой, имеет автономное питание и обеспечивает:

- подключение до 12-ти сельсинных датчиков или датчиков с унифицированным выходом  $0 \pm 1$  в.
- выбор оператором одного из 8-ми состояний буровой:  
1. - бурение; 2 - промывка; 3 - спуск; 4 - подъем;  
5 - испытание; 6 - компоновка; 7 - ремонт; 8 - простой;
- одновременное измерение, аналого-цифровое преобразование и усреднение 6-ти технологических параметров;
- цифровое масштабирование и представление параметров в действительных единицах;
- вычисление нагрузки на долото и механической скорости бурения;
- формирование и передачу унитарных кодов 6-ти усредненных параметров бурения на абонентский пункт;

Абонентский пункт обеспечивает:

1. Цифровую индикацию - времени суток /часы и минуты/;
  - одного из 6-ти параметров по выбору;
  - числовых данных вводимых с пульта;
  - контрольного кода.
2. Ввод данных суточного рапорта бурового мастера в формализованном виде.
3. Регистрацию всей информации на магнитном накопителе в цифровом помехозащищенном виде и регистрацию на многоканальном самописце.

Спецпроцессор абонентского пункта терминала обеспечивает сжатие сообщений и их помехоустойчивое представление в коде СОК, а также управление накоплением и передачей информации по каналам связи /телефонным или радио-линиям/.

Устройство сопряжения с ЭВМ допускает одновременную работу с 10-ю терминалами АТОС-Б на расстоянии 30-40 км., а также считывание с магнитного носителя.

Техническая характеристика терминала АТОС-Б

1. Питание от сети переменного тока, В, Гц  $200 \pm 40 \%$ ,  $50 \pm 20 \%$ .
2. Температура окружающего воздуха  $^{\circ}\text{C}$ 
  - абонентского пункта и устройства сопряжение в ЭВМ - 5- +50
  - адаптера, цифрового индикатора и датчиков - 45-+50
3. Напряжение питания датчиков, В 5.
4. Потребляемая мощность, КВт 0,1
5. Элементная база, микросхемы серии М 155.
6. Габаритные размеры, мм: - адаптера 300x400x150,  
- абонентского пункта 650x550x250.  
устройства сопряжения 650x400x150.
7. Ориентировочная стоимость комплекта на 10 буровых 220 тыс.руб.
8. Прогнозируемая экономическая эффективность 222 тыс.руб.

Аппаратура терминала характеризуется высокой структурой надежностью. Реализация спецпроцессора терминала АТОС-Б на основе каскадного преобразователя кодов системы остаточных классов /СОК/, обеспечивает высокую эффективность формирования сообщений на буровой в сжатом виде, чем достигнуто значительное упрощение аппаратуры данного типа, а также достигается оптимизация накопления и передача информации по каналу связи в помехозащищенном виде.

Передача данных с буровой ведется в реальном масштабе времени по занятой проводке и радио-линии, используемой для диспетчерского управления в УВР /параллельно с оперативной связью/.

Аппаратура терминала допускает автономную работу и выполнение основных функций при неполном комплекте, а также наращивание мощности отдельных узлов без изменения структуры системы с инициативной работой блоков, начиная от аппаратуры, устанавливаемой на буровой.

Адаптер терминала обеспечивает отображение и первичную обработку цифровой информации независимо от работы абонентского пункта.

Абонентский пункт обеспечивает отображение, ввод данных суточного рапорта, накопление и регистрацию информации независимо от наличия или состояния канала связи с ЭВМ.

Устройство сопряжения с ЭВМ обеспечивает цифровую индикацию технологических параметров бурения по вызову диспетчера независимо от наличия или состояния ЭВМ.



Высокий уровень приспособленности терминала АТОС-Б к специфическим условиям применения на буровой, включая психологические аспекты, обеспечивает необходимую эффективность и качество работы низового звена АСУТ бурения.

Условия испытания аппаратуры терминала АТОС-Б характеризуются относительной влажностью, колебаниями температуры, наличием тряски, вибраций, большой загрязненностью окружающей среды.

В процессе испытаний и эксплуатации терминала выявилась высокая эффективность и надежность работы:

аппаратуры, непосредственно установленной на буровой, включая датчики с сельсинными преобразователями "угол-код", цифрового индикатора технологических параметров бурения, узла адаптера, выполняющего вычисление нагрузки на долото, механической скорости бурения и формирования унитарных кодов параметров, передаваемых по кабелю на абонентский пункт.

Абонентский пункт терминала обеспечивает бурового мастера полной информацией о ходе процесса бурения, причем цифровая фильтрация технологических параметров позволяет оператору следить за тенденциями их изменения во времени.

Электромеханическая клавиатура абонентского пункта оказалась ненадежной и требует замены более совершенной. Для согласования яркости свечения цифровых индикаторов с уровнем освещенности на буровой целесообразно предусмотреть регулятор яркости на уровне адаптера терминала.

В целом аппаратура терминала АТОС-Б на протяжении всего периода испытаний показала удовлетворительную работу в производственных условиях.

Для определения экономической эффективности применения терминала АТОС-Б проведен анализ долблений по скважине №314-П при бурении в интервале 4700 - 6000 м.

В результате применения терминала АТОС-Б достигнуто увеличение проходки на долото по сравнению с неавтоматизированной буровой с 7,30 м. до 8,60 м. и механической скорости бурения с 0,5 м/ч до 0,61 м/ч. При этом годовой экономический эффект от внедрения АТОС-Б составил 28,988 тыс.рублей./двадцать восемь тыс. 988 руб./ и достигнут за счет улучшения режимных параметров бурения.

При внедрении низовой сети АСУТ бурения на основе комплекта из десяти терминалов АТОС-Б ожидаемый экономический эффект составит 289 тыс.рублей /двести восемьдесят девять тыс.руб/.

Расчет экономической эффективности прилагается.

Представители Надворнянского УБР:

Главный инженер	подпись	Г.Г.ПИТЛЯР
Нач.РИТС № 2	подпись	Л.Л.КАЦАН
Нач.Буровой 814-П	подпись	Б.М.НИКОЛАЙЧУК

Представители Ивано-Франковского института нефти и газа:

Зав.каф.прикладной математики к.т.н. доцент	подпись	Э.Н.КРИКУН
Отв.исп.темы 349	подпись	Я.Н.НИКОЛАЙЧУК
Ст.инж. темы 349	подпись	С.Я.ЗЕВЕЛЕВ



*Котля Верна:*

*Инспектор Репаратива Демид*



**РАСЧЕТ**  
**экономической эффективности терминала АТОС-Б**

**Общие сведения.**

Активный терминал оперативной системы управления бурением АТОС-Б состоит из адаптера, непосредственно устанавливаемого на буровой и абонентского пункта, устанавливаемого в помещении бурового мастера. Комплект из 10-ти терминалов организуется в низовую сеть АСУ ТП бурения с помощью устройства сопряжения с мини-ЭВМ размещенного на центральном диспетчерском пункте управления УРБ.

Адаптер терминал выполняет функции отбора и первичной обработки информации на буровой и обеспечивает:

I. Одновременное измерение 6-ти (из 12-ти) технологических параметров бурения, согласно состоянию скважины, посредством сенсорных датчиков, серийно выпускаемых Ивано-Франковским приборостроительным заводом или датчиков с унифицированным выходом 0 + 1 в ;

1. вес инструмента;
2. Нагрузка на долото ;
3. Момент на роторе;
4. Обороты ротора ;
5. Проходку;
6. Механическую скорость бурения ;
7. Давление промывочной жидкости;
8. Расход раствора на входе скважины;
9. Расход раствора на выходе скважины;
10. Удельный вес раствора;
11. Температуру раствора;
12. уровень в приемном чаше.

2. Первичную обработку информации на буровой:

- аналогоцифровое преобразование сигналов датчиков;
- масштабирование цифровых данных и приведение их к естественным единицам измерения, технологических параметров;
- осреднение результатов измерений по 10-ти выборкам;
- формирование кода состояния буровой установки;

3. Цифровую индикацию технологических параметров бурения, включая нагрузку на долото и механическую скорость бурения.

4. Передачу унитарных кодов технологических параметров и состояния скважины на абонентский пункт.

Абонентский пункт терминала АТОС-Б обеспечивает:

1. цифровую индикацию одного из параметров бурения по вызову;

2. ввод данных суточного рапорта бурового мастера в формализованном виде;

3. регистрацию технологической и планово-экономической информации на магнитном носителе с циклом 24 ч.

4. передачу цифровых данных в реальном масштабе времени по уплотненным радио- или телефонным линиям связи на диспетчерский пункт управления УБР.

Терминал АТОС-Б обеспечивает буровой персонал и диспетчерскую службу УБР полной информацией о процессе бурения, а также создает возможность ее обработки в реальном времени в удаленной ЭВМ. Накопление информации на регенерируемом магнитном носителе позволяет создать банк данных по результатам бурения.

Реализация терминала АТОС-Б выполнена с учетом его максимальной приспособленности к промышленным условиям бурения, включая психологические факторы и условия работы оборудования на буровой.

Внедрение терминала АТОС-Б позволяет улучшить режимы обработки долот на буровой, повышает технологическую дисциплину и улучшает качество проводки скважин. Расчет экономической эффективности составлен по данным промышленного внедрения терминала АТОС-Б в Надворнянском УБР производственного объединения "Укрнефть" (скважина №814-П). Эффективность терминала АТОС-Б определяется по сравнению с неавтоматизированной скважиной Зеленая-2 на интервале глубины от 4700 до 6000 м. Экономическая эффективность от применения терминала АТОС-Б обуславливается увеличением проходки на долото и механической скорости бурения.

Исходные данные:

№ п/п	Показатели	До внедрения скв.	После внедрения
		Зеленая-2 (ГИБ-4)	(скв. №814-П) (терминал АТОС-Б)
1:	2	3	4
1.	Цель бурения	разведка	разведка
2.	Способ бурения	роторный	роторный
3.	Вид привода	Д В С	Д В С
4.	Глубина скважины	6000	6003
5.	Интервал применения терминала АТОС-Б, м	4700-6000	4700-6000
6.	Стоимость 1 м проходки, руб.	656,20	632,85
7.	Проходка на долото, м	7,30	8,60
8.	Механическая скорость м/ч	0,57	0,61
9.	Время на один спуск-подъем инструмента	20,44	
10.	Время подготовительно-заключительных работ и вспомогательных работ, связанных с процессом спуско-подъема инструмента на один рейс, ч. (прилож. 6.)	2,52	

Внедрение терминала АТОС-Б позволяет улучшить режимы обработки долот на буровой, повышает технологическую дисциплину и улучшает качество проводки скважин. Расчет экономической эффективности составлен по данным промышленного внедрения терминала АТОС-Б в Надворнянском УБР производственного объединения "Укрнефть" (скважина №814-П). Эффективность терминала АТОС-Б определяется по сравнению с неавтоматизированной скважиной Зеленая-2 на интервале глубины от 4700 до 6000 м. Экономическая эффективность от применения терминала АТОС-Б обуславливается увеличением проходки на долото и механической скорости бурения.

Исходные данные:

№ п/п	Показатели	До внедрения скв.	После внедрения
		Зеленая-2 (ГИБ-4)	(скв. №814-П) (терминал АТОС-Б)
1:	2	3	4
1.	Цель бурения	разведка	разведка
2.	Способ бурения	роторный	роторный
3.	Вид привода	Д В С	Д В С
4.	Глубина скважины	6000	6003
5.	Интервал применения терминала АТОС-Б, м	4700-6000	4700-6000
6.	Стоимость 1 м проходки, руб.	656,20	632,85
7.	Проходка на долото, м	7,30	8,60
8.	Механическая скорость м/ч	0,57	0,61
9.	Время на один спуск-подъем инструмента	20,44	
10.	Время подготовительно-заключительных работ и вспомогательных работ, связанных с процессом спуско-подъема инструмента на один рейс, ч. (прилож. 6.)	2,52	

I :	2	3	4
II. Цена долот с учетом наценки снаба и накладных расходов (цена долота - преискурант 19-03, наценка снаба - приложение 7).	145		145
12. Цена АТОС-В (руб.)			22000
13. Проходка в интервале, м (акт промышленных испытаний)	1240		1240
14. Количество отработанных долот, шт.	171		145
15. Время механического бурения, ч	2181		2054
16. Время спуско-подъемных операций, ч	20,44x171= 3495,24		20,44x145= 2963,80
17. Время подготовительно-заключительных вспомогательных операций, ч	2,52x171= =430,92		2,52x145= =365,40
Итого времени (по п.п. 15,16,17)	3926,16		3319,20
18. Экономия времени			
а/ на интервал, ч	-		606,96
б/ на I м проходки, м/ч	-		0,48
19. Расчет коммерческой скорости в целом по скважине:			
а/ станко-месяц бурения	57,9		41049,80:720 = =57,01
б/ календарное время бурения	57,9x720 = = 41656,80		41656,80-606,96= 41049,84
в/ коммерческая скорость бурения, м/ст.мес.	104		6000:57,01= =105,2



1:	2	:	3	:	4
----	---	---	---	---	---

г/ превышение коммерческой скорости после внедрения АТОС-Б, м/ст.-мес.

- 105.2-104=1,2

Коммерческая скорость в целом по скважине увеличилась на 1,2 м/ст.-мес., следовательно удельные капитальные вложения не рассчитываются.

20. Сметная стоимость часа работы буровой установки, зависящая от внедрения времени при коммерческой скорости 200м/ст.-мес. руб./ч (Приложение 4)

39,62

21. а/ Развитие в коммерческих скоростях м/ст.-мес.

200-104=96

200-105,2=94,8

Коммерческая скорость для базовой и новой техники отлична от скорости приведенной в приложении 4 более, чем на 50 м/ст.-мес., следовательно производится корректировка на стоимости часа на коммерческую скорость по таблице приложения 4.

б/ сметная стоимость часа скорректированная на коммерческую скорость, руб. /ч

$39,62:1,028=38,54$

$39,62:1,028=38,54$

(Приложение 6).

22. Эксплуатационные затраты (руб.) на

а/ долота

$171 \times 145 = 24795$

$145 \times 145 = 21025$

б/ механическое бурение

$38,54 \times 2181 = 84055,74$

$38,54 \times 2054 = 79161,16$

в/ спуско-подъемные операции

$38,54 \times 3495,24 = 134706,54$

$38,54 \times 2963,90 = 114223,70$

I : 2 : 3 : 4

г/ подготовительно-заключительные и вспомогательные работы  $38,54 \times 430,92 = 16607,60$   $38,54 \times 355,40 = 13697,12$

д/ аппаратуру терминала АТОС-Б (13,8%) - 3065

ИТОГО затрат (п.п.а,б,в,г,д), величина которых изменяется от применения терминала АТОС-Б 260164,94 231176,98

23. Эксплуатационные затраты на I м проходки, руб/м - 223111,98:1240 = 183,96

24. Экономия эксплуатационных затрат в интервале применения терминала АТОС-Б (руб.), с учетом эксплуатационных затрат - 28987,96

25. Экономия на I проходки в интервале руб./м - 28987,96:1240 = 23,38

26. Стоимость I м проходки после внедрения, руб. - 632,85

27. Годовой объем проходки, м - 1240

28. Годовой экономический эффект, руб. - 28,988

Расчет произведен:

ГЛАВНЫЙ ЭКОНОМИСТ НАДВОРЖИНСКОГО УПРАВЛЕНИЯ ВНЕШНИХ СВЯЗЕЙ

М.И. НИКОЛАЕВИЧ

ОТВЕТСТВЕННЫЙ ЗА ПОДПИСАНЫМИ

Я.Н. НИКОЛАЕВИЧ



Копия верна:  
Директор Департамента Пресс

*Котля*

СОГЛАСОВАНО:

директор по научной работе ИФИНГа  
**С. Яремийчук**  
(инициалы, фамилия)

Подпись  
**17.07.78**

Начальник ~~Утверждаю~~ Надворнянского

~~УБР объединения~~ ~~УБР объединения~~

предприятия, организации, его инициалы  
**Н.Ф. Пекарский**  
и фамилия)

Подпись  
**17.07.1978**

Дата

## РАСЧЕТ

годового экономического эффекта  
**349**

по выполненной НИР (ОКР) согласно хоздоговора №  
му: **Унифицированная информационно-измерительная система для**  
**метанодобывающего и бурового производства**

(название работы или отдельного этапа)  
введенной в 19 **78** г. на **буровой № 814-П Надворнянского УБР**  
**объединения "Укрнефть" г. Надворная, Ивано-Франковской обл.**

(название предприятия, место)  
срок окончания работы **31** декабря 197 **8** г.

Расчет годового экономического эффекта проведен в соответствии с методикой  
**определение экономической эффективности внедрения новой техники и**  
**технологии бурения нефтяных и газовых скважин ВНИИБТ, Москва, 1973**

(название методики, место и год ее издания)  
введенной **Миннефтепромом и Мингазпромом 23 февраля 1973 г.**

(название министерства или ведомства)  
на основании акта внедрения № **95** от **4 июля 1978 г.**

Фактические технико-экономические показатели:

Наименование показателей	Ед. изм.	Величина показателей		Изменение показателей в ед. изм.	Примечание
		до внедрения	после внедрения		
Годовой объем производства в расчетном году (A <sub>2</sub> ) . . . . .	тыс. руб.	1240	1240	-	
Капитальные вложения (K <sub>1</sub> , K <sub>2</sub> ) . . . . .	тыс. руб.	-	22	22	
Себестоимость единицы продукции (работы) (C <sub>1</sub> , C <sub>2</sub> ) . . . . .	руб.	656,20	632,85	23,33	
Годовой экономич. эффект (Э) . . . . .	тыс. руб.	-	28,99	28,99	
Срок окупаемости капитальных вложен. (T) . . . . .	в годах	-	0,76	0,76	

1. Сущность работы По результатам ОКР кафедрой прикладной математики разработана и изготовлена аппаратура активного терминала оперативной системы управления бурением АТОС-Б, предназначенная для организации низовых сетей АСУ-ТП бурения нефтяных и газовых скважин терминала АТОС-Б внедрен на буровой № 814-П Надворнянского УБР, где проведены водственные испытания и эксплуатацию с 20 мая 1977 г. по 25 мая

2. База для сравнения Для сравнения взята неавтоматизированная скважина Зеленая-2 на одинаковом интервале глубин с 4760 м до 6000 м. при бурении в одинаковых геологических условиях.

3. Исходные данные и расчет годового экономического эффекта В результате внедрения терминала АТОС-Б на интервале глубин 4700-6000 м. проходка на долото возросла от 7,30 м. до 8,60 м., достигнуто увеличение месячной скорости бурения с 0,57 м/час. до 0,61 м/час. Годовой экономический эффект составляет 28 тыс. 993 руб.

4. Сроки окупаемости терминала АТОС-Б составляет 0,76 года

5. Заключение (показывается несоответствие между плановой, расчетной и фактически полученной экономической эффективностью объясняются причины несоответствия и т. п.)  
Увеличение фактической экономической эффективности терминала АТОС-Б против плановой /22.66 тыс. руб./ произошло в результате внедрения и эксплуатации аппаратуры в интервале больших глубин бурения где небольшое улучшение показателей работы долот приводит к значительной экономии времени бурения.

От заказчика:

От исполнителя:

Руководитель подразделения \_\_\_\_\_ ПОДПИСЬ

Руководитель темы \_\_\_\_\_ ПОДПИСЬ

Начальник ПЭО \_\_\_\_\_ ПОДПИСЬ  
(подпись,

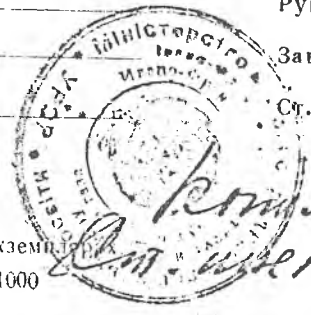
Зав. НПО НИСа института \_\_\_\_\_ ПОДПИСЬ

Ст. инженер ТЭА НИСа \_\_\_\_\_ ПОДПИСЬ

инициалы, фамилия)

Дата

Дата верна:



*В. М. Шенкевич* директор

Дата \_\_\_\_\_  
Г. Надворнянский (место)  
О внедрении  
Основание  
Составлен  
Председатель  
Члены комиссии  
М.И. Никитин  
отб.  
В период  
внедрения  
Унификация  
Исч.

математи  
на опера  
и органи  
и термина  
де проше  
о 25 мая  
ая склам  
000 м. П  
тате вно  
оходка и  
онио мсх  
овой эко

УТВЕРЖДАЮ  
Начальник Бадворнянского УБР

(наименование должности  
руководителя предприятия)

В. Ф. Пекарский

(инициалы и фамилия)

Подпись

М.П. \_\_\_\_\_ Дата \_\_\_\_\_

**А К Т**

Дата 13.06.78 № 55

г. Бадворная

(место составления)

О ВНЕДРЕНИИ НАУЧНО-ИССЛЕДОВАТЕЛЬСКОЙ (ОПЫТНО-КОНСТРУКТОРСКОЙ) РАБОТЫ

Основание: приказ предприятия-заказчика \_\_\_\_\_

Составлен комиссией в составе:

Председатель Главный инженер Г. Г. Дитяев

(должность, инициалы и фамилия)

Члены комиссии: начальник ЦЭО М. И. Ожениова; главный экономист

М. И. Нивочевский; руководитель тем 349, к. т. н., доцент Э. Н. Ерикун,

отв. исп. тем 349 Я. Н. Николаичук.

(должности, инициалы, фамилия)

В период с 13.06.78 по 20.06.78 комиссия провела работу по определению фактического внедрения результатов исследований. Выполнены в соответствии с контрактом № 349

Унифицированная лабораторно-испытательная система для

(наименование темы)

нефтегазодобывающего и бурового производства.

скважина № 814-П Бадворнянского УБР

(наименование предприятия и цеха)

Работа по внедрению была предусмотрена планом в сроки с 20 мая 1977 г.

по 20 мая 1978 г.

Фактически внедрено в 1978 в объеме 100 % и плану

Комиссия установила, что внедрение и разработки и внедрение в производство полностью

имеет следующие преимущества:

1. Число скважин, работающих на полную мощность, увеличилось. Администрация предприятия  
АТЭС-1 позволила сократить затраты на эксплуатацию и обслуживание скважин  
на скважинах, работающих на полную мощность, и увеличить их производительность. Кроме того, введе-  
ние в эксплуатацию скважин позволило увеличить добычу нефти и газа.  
Бурение глубоких скважин.

17/14 ДМ

2. Сравнение с лучшими отечественными и зарубежными образцами.

Наименование технико-экономических показателей	Един. измер.	Величина показателя		
		внедренного образца АТОС-Б	ПКБ-5	"ДАТА"
1. Число контролируемых пар. шт.		12	5	8
2. Передача данных сут. рапорт-та		есть	нет	есть
3. Накопление на магн. носителе		24	-	48
3. Народнохозяйственное значение внедренной разработки <b>повышение технического уровня производства, производительности и качества проводки скважин на нефть и газ.</b>				

4. Другие преимущества **Внедрение терминала АТОС-Б позволяет ускорить организацию и внедрение низовых сетей автоматизированных систем управления технологическими процессами бурения, а также повысить их технико-экономические показатели.**

5. Фактически полученный экономический эффект от использования количества составил в 1978 **двадцать девять** тыс. руб.

6. Ожидаемый экономический эффект от использования количества **двести восемьдесят девять** тыс. руб.

Приложение: расчет фактически полученной экономии на \_\_\_\_\_ руб. утвержденного руководителем предприятия (организации) \_\_\_\_\_

Председатель комиссии гл. инженер \_\_\_\_\_  
 Члены комиссии: \_\_\_\_\_  
 гл. эк. \_\_\_\_\_  
 Представители исполнителей \_\_\_\_\_  
 (подпись, наименование организации) \_\_\_\_\_

Литяев Г.Г.  
 Самезова И.И.  
 Нивоченский И.И.  
 Эрикун Э.В.  
 Николайчук Я.Н.

Дата 20 июня 1978 г.

Примечание: Составляется в 5 экземплярах

ТВЕРЖД  
 тор ИС  
 амьник С  
 ПОДСЬ  
 Г.  
 от ИОИ  
 от ИОИ  
 от СК  
 В  
 ному с  
 директ  
 да от  
 и ИОИ  
 систо  
 согла  
 иссле  
 наче  
 зако  
 аппа  
 прое  
 /гор

*Роман*

УТВЕРЖДАЮ  
Проректор ИФПЗ  
начальник СКБ СА  
подпись А.П.Иванов  
" " 1978 года

УТВЕРЖДАЮ  
Проректор по научной работе  
И Ф И Н Г , к.т.н.  
подпись Р.С.Яремийчук  
" " 1978 года

ПРОТОКОЛ

технического совещания представителей  
ИФПЗ, ИФИНГ и СКБ СА по вопросу разра-  
ботки и изготовления опытных образцов  
активного терминала АТОС-Б

г.Ивано-Франковск

" " 1978 г.

ПРИСУТСТВОВАЛИ:

от ИФИНГ: Зав.кадрой прикл.математики  
Ответственный исполнитель по  
теме 349

Крикун З.И.

Старший инженер х/т № 349

Николайчук Я.И.

от ИФПЗ: Зам.главного инженера  
Зам.начальника СКБ СА  
по научной работе

Зевелев С.Я.

Еремин Ю.А.

от СКБ СА: Заведующий отделом 07  
Зам.заведующего отд.07

Турчанинов Ю.Н.

Лабий О.М.

Хизгилов А.И.

В соответствии с планом работ по учебно-научно-производствен-  
ному объединению "Машиностроение", утвержденным ректором ИФИНГ,  
директором ИФПЗ и директором Ивано-Франковского арматурного заво-  
да от 2 января 1978 года, представители ИФИНГ информировали СКБ СА  
и ИФПЗ о результатах разработки активного терминала оперативной  
системы управления бурением /АТОС-Б/.

Ивано-Франковским институтом нефти и газа в 1974-1978 г.г.,  
согласно координационного плана Миннефтепрома, выполнены научно-  
исследовательские работы по созданию терминала АТОС-Б, предназ-  
наченного для организации низовых сетей АСУ ТП бурения, которые  
закончены разработкой, изготовлением и лабораторными испытаниями  
аппаратуры терминала.

Подготовлена техническая документация на уровне эскизного  
проекта, по которой опытным заводом СПКБ "Нефтегазпромавтоматика"  
/город Грозный/ в 1976 году изготовлен экспериментальный обра-

ази терминала АТОС-Б.

Промысловые испытания экспериментального образца терминала проведены в 1977-78 г.г. на буровой № 814 Надворнянского УБР объединения "Укрнефть".

Результаты испытаний подтвердили высокую эффективность применения аппаратуры такого типа в условиях бурения, как для целей оперативного управления процессами бурения, так и для задач сбора и накопления данных в цифровом виде.

Экспериментально подтверждено также функционирование основных узлов терминала в промышленных условиях.

По результатам испытаний проведена корректировка схемных решений и технической документации.

Структура отдельных узлов и принципиальные схемные решения аппаратуры терминала АТОС-Б защищены авторскими свидетельствами, характеризуются высокой структурной надежностью, функциональной простотой и базируются на новейших достижениях схемотехники, системотехники и микроэлектроники.

Теоретические положения аппаратурной реализации терминала опубликованы и отражены в ряде научных статей.

Функциональные возможности терминала АТОС-Б обеспечивают организацию низовых сетей АСУ ТП бурения, что было отмечено в результате обсуждений на Всесоюзном научно-техническом совещании - "Опыт разработки и внедрения АСУ буровыми работами" /г.Грозный, 1976 г./, техническом совещании в УФ ВНИИПИАСУгазпром /г.Харьков, 1977 г./ и Всесоюзном координационном совещании Миннефтепрома по автоматизации бурения /г.Ивано-Франковск, 1977 г./

Терминал А Т О С - Б обеспечивает:

Рациональный отбор и формирование сообщений на буровой.  
Отображение технологических параметров бурения.  
Накопление информации на генерируемом магнитном носителе.  
Ввод, отображение, регистрацию и передачу formalizovанных данных суточного рапорта бурового мастера.

Помехоустойчивую передачу сообщений по каналам связи.  
Работу с удаленной мини-ЭВМ в реальном масштабе времени.

Терминал состоит из:

- абонентского пункта, оснащенного встроенным спецпроцессором и модемом, магнитным накопителем и регистратором
- адаптера, оснащенного многоканальным преобразователем "угол-



вод" на основе безконтактного сельсина, цифровым индикатором и вычислительной схемой, выполняющей первичную обработку информации.

Адаптер терминала устанавливается непосредственно на буровой, имеет автономное питание и обеспечивает:

- подключение до 12-ти сельсинных датчиков или датчиков с унифицированным выходным сигналом  $0 + 1 В$ ;
- выбор оператором одного из 8-ми режимных состояний буровой: 1-бурение, 2-промывка, 3-спуск, 4-подъем, 5-испытание, 6-компоновка, 7-ремонт, 8-простой;
- одновременное измерение, аналого-цифровое преобразование и усреднение 6-ти технологических параметров;
- цифровое масштабирование и представление параметров в действительных единицах;
- вычисление нагрузки на долото и механической скорости бурения;
- формирование и передачу унитарных кодов 6-ти усредненных параметров бурения на абонентский пункт.

Абонентский пункт обеспечивает:

- Цифровую индикацию - времени суток /часы и минуты/;
- одного из 6-ти параметров по выбору;
- числовых данных вводимых с пульта;
- контрольного кода;
- ввод данных суточного рапорта бурового мастера.

Регистрацию информации на магнитном накопителе в цифровом помехозащищенном виде и самонисце.

Передачу сообщений по каналам связи на центральный пункт управления буровыми работами.

Устройства передачи терминалов могут работать по любым каналам связи: проводным /воздушным и кабельным/, а также радиоканалу.

Спецпроцессор терминала обеспечивает сжатие сообщений и их помехоустойчивое кодирование в коде СОК, а также управление накоплением и передачей информации по каналам связи.

После обмена мнениями совещание отмечает:

1. Адаптер терминала АТОС-Б является полностью совместимым с комплектом датчиков технологических параметров бурения ПКБ-3, серийно выпускаемым ИОНЗ.

2. Адаптер обеспечивает цифровую индикацию параметров, включая нагрузку на долото и механическую скорость бурения.
3. Аппаратура характеризуется простотой, компактностью и реализуется полностью на микросхемах.
4. Адаптер терминала АТОС-Б позволяет:
  - обеспечить непосредственный цифровой выход на абонентский пункт бурового мастера и аппаратуру передачи, обработки и накопления информации низовой сети АСУ ТП бурения;
  - обеспечить одновременную передачу унитарных кодов параметров бурения на абонентский пункт, что позволяет непосредственно ввести их в унитарный преобразователь кодов СОК, чем достигается значительное упрощение аппаратуры сокращения избыточности и помехоустойчивого кодирования информации на буровой, а также оптимизируется ее передача по каналам связи.

#### СОВЕЩАНИЕ ПОСТАНОВИЛО:

1. Разработку активного терминала АТОС-Б считать перспективной и целесообразной.
2. В отделе № 07 СКБ СА до 1 июня 1978 года организовать дополнительно специальную группу для тщательной проработки имеющейся документации, а также разработки рабочей документации на модернизированный вариант терминала, применительно к технологии и возможностям ИФЗ.
- Объем рабочей документации и доля участия сторон должны быть оговорены дополнительно.
3. Обязать ИФИНГ передать СКБ СА все имеющиеся исходные материалы до 1 июня 1978 года и принять непосредственное участие в разработке рабочей и технологической документации в части плат печатного монтажа.
4. Изготовление опытных образцов в количестве 5 штук поручить ИФЗ.
- Обязать ИФИНГ обеспечить завод-изготовитель всеми необходимыми комплектующими изделиями, а также принять непосредственное участие в наладке лабораторных и промышленных испытаний опытных образцов на буровых Надворнянского УБР.
5. Организацию промышленных испытаний поручить ИФИНГ.

6. Обязать И Ф И Н Г совместно с С К Б С А оформить надлежащим образом результаты промышленных испытаний для внедрения терминала АТОС-Б в серийное производство.

От ИФИНГ:	Зав.кафедрой прикл.математики	подпись	Крикун Э.Н.
	Ответственный исполнитель по теме 349	подпись	Николайчук Я.Н.
	Старший инженер х/т 349	подпись	Зевелев С.Я.
От ИФЗ:	Зам.главного инженера	подпись	Еремин Ю.Я.
От СКБ СА:	Зам.начальника СКБ СА по научной работе	подпись	Турчанинов Ю.Н.
	Зав.отделом 07	подпись	Лабий О.М.
	Зам.заведующего отделом 07	подпись	Хизгилов А.И.



*Копия верна:*

*Д.М. Киселев директор Ресурса ДИИ*

Утверждаю  
Главный инженер СКБ СА  
подпись Н.И.Денисенко  
16.06.1978 г.

Утверждаю  
Проректор по научной работе  
ИФИНГ  
подпись Р.С.Яремийчук  
" " \_\_\_\_\_ 1978 г.

А К Т

приемки приема-сдаточной технической документации на аппаратуру активного терминала оперативной системы бурения АТОС-Б.

12 июня 1978 года приемо-сдаточная комиссия в составе председателя заведующего отделом 07 СКБ СА ИФЗ тов.Лабий О.М. и членов комиссии: зам.зав.отделом 07 тов.Хизгилов А.И., руководителя сектором Ролика В.А., зав.кафедрой прикладной математики ИФИНГ, к.т.н. доцента Крикуна З.Н., ответственного исполнителя темы 349 Николайчука Я.Н. составила настоящий акт в том, что кафедрой прикладной математики ИФИНГ передан СКБ СА ИФЗ один комплект технической документации на аппаратуру активного терминала оперативной системы управления бурения АТОС-Б в составе:

/Альбом №1/

- 1. АТОС-Б1. 05-00-00 Активный терминал оперативной системы бурения АТОС-Б, сводная спецификация.
- 2. АТОС-Б1. 05-00-00 ТУ Активный терминал оперативной системы бурения АТОС-Б, технические условия.
- 3. АТОС-Б1. 05-00-00 ТО Система передачи данных АТОС-Б1, техническое описание и инструкция по эксплуатации.
- 4. АТОС-Б1. 05-00-00 ПС Система передачи данных АТОС-Б1, паспорт.
- 5. АТОС-Б1. 05-00-00 ЗИ Система передачи данных АТОС-Б1, ведомость ЗИ.

/Альбом №2/

- 6. АТОС-Б1 03-00-00 Активный терминал оперативной системы /передающий полукомплект/, сводная спецификация.
- 7. АТОС-Б1. 03-00-00 Э2 Передающий полукомплект, схема электрическая функциональная.
- 8. АТОС-Б1. 01-00-00 Передающий полукомплект, каркас субблоков.
- 9. АТОС-Б1. 01-00-00 Э4 Передающий полукомплект, табл. соединений.
- 10. АТОС-Б1. 01-00-01 Передающий полукомплект, каркас блочный, планка.
- 11. АТОС-Б1. 01-00-02 Передающий полукомплект, каркас блочный, планка.
- 12. АТОС-Б1. 01-00-00 СБ Каркас блочный, сборочный чертеж.
- 13. АТОС-Б1. 01-01-00 Субблок генератора.

- |                          |  |
|--------------------------|--|
| 14. АТОС-БІ. 01-02-00    | Субблок согласования с датчиками.                                      |
| 15. АТОС-БІ. 01-03-00    | Субблок сжатия.  |
| 16. АТОС-БІ. 01-04-00    | Субблок внешних устройств.   |
| 17. АТОС-БІ. 01-05-00    | Субблок защиты.  |
| 18. АТОС-БІ. 01-06-00    | Субблок двоичного счетчика.  |
| 19. АТОС-БІ. 01-07-00    | Субблок модулятора.  |
| 20. АТОС-БІ. 01-08-00    | Субблок частичного манипулятора.                                       |
| 21. АТОС-БІ. 01-09-00    | Субблоки временной.  |
| 22. АТОС-БІ. 01-10-00    | Субблок УУ.  |
| 23. АТОС-БІ. 01-11-00    | Субблок РР.  |
| /Альбом №3/              |  |
| 24. АТОС-БІ. 02-00-00    | Приемный полукомплект.<br>Приемный полукомплект, сводная спецификация. |
| 25. АТОС-БІ. 02-00-00 Э4 | Приемный полукомплект, табл.соединений.                                |
| 26. АТОС-БІ. 02-00-00 Э2 | Приемное устройство, схема функциональная.                             |
| 27. АТОС-БІ. 02-01-00    | Субблок генератора демодулятора.                                       |
| 28. АТОС-БІ. 02-02-00    | Субблок цифрового фильтра.   |
| 29. АТОС-БІ. 02-03-00    | Субблок решающей схемы.  |
| 30. АТОС-БІ. 02-04-00    | Субблок демодулятора.  |

Председатель комиссии  
Члены комиссии

подпись  
подпись  
подпись  
подпись  
подпись

Лабий О.М.  
Хизгилов А.Б.  
Ролик В.А.  
Крикун Э.Н.  
Николайчук  
Я.Н.



*Копія Верна:*  
*Директор Рентгенографічного*

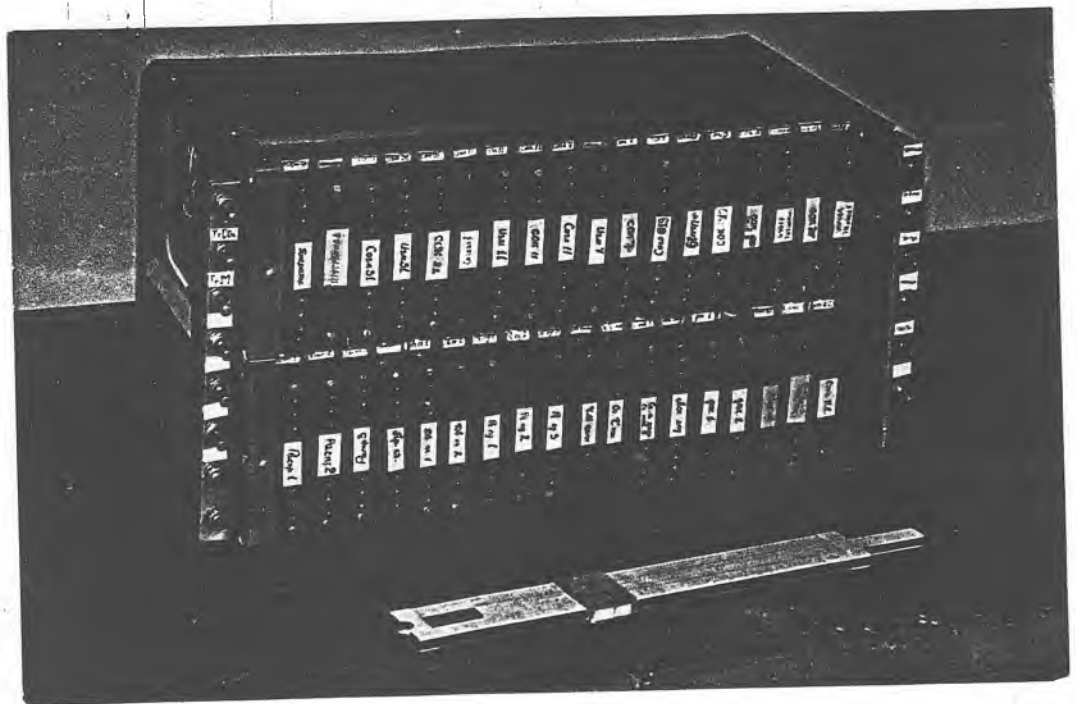


Рис. П I4 а. Внешний вид специализированного процессора терминала АТОС-Б.

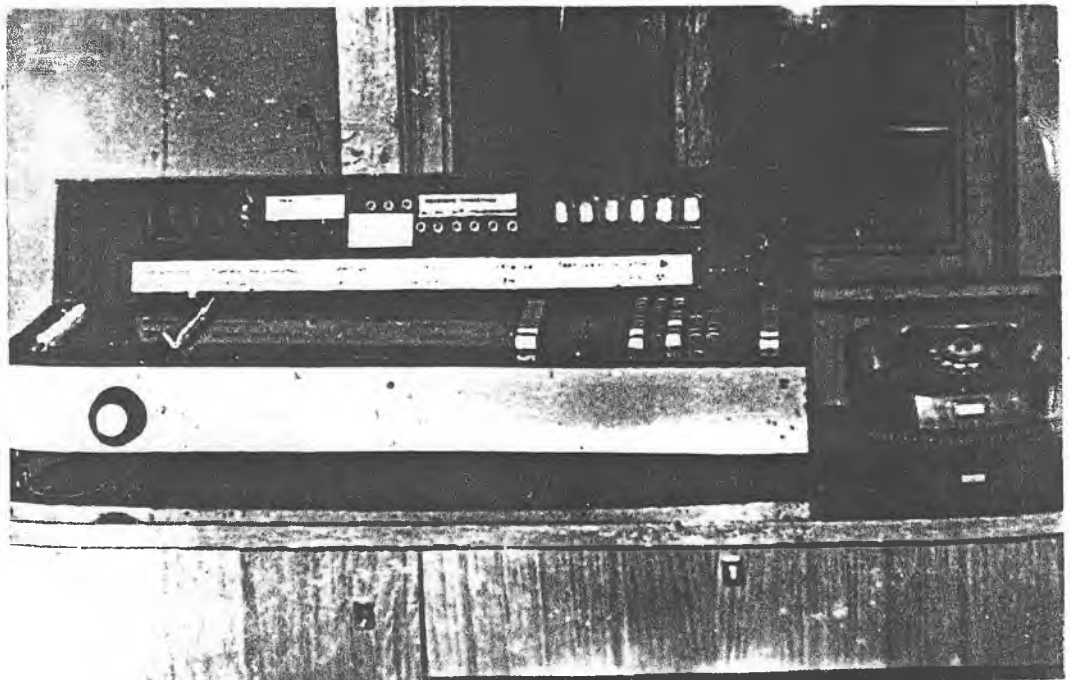


Рис. П I4 б. Внешний вид абонентского пункта опытного образца терминала АТОС-Б.