Министерство образования Республики Беларусь
Учреждение образования
«Белорусский государственный университет
информатики и радиоэлектроники»

Кафедра радиоэлектронных средств

ТЕОРИЯ ПРЕОБРАЗОВАНИЯ И ПЕРЕДАЧИ ИЗМЕРИТЕЛЬНОЙ ИНФОРМАЦИИ

Методические указания и контрольные задания
для студентов специальности 1-38 02 03
«Техническое обеспечение безопасности»
заочной формы обучения

Минск 2007

УДК 621.391.2 (075.8)
ББК 32.88 я 73
Т 33

Составители:
В. Е. Галузо, В. В. Мельничук, Н. С. Образцов,
А. И. Пинаев

Теория преобразования и передачи измерительной информации : Т 33 метод. указ. и контр. задания для студ. спец. 1-38 02 03 «Техническое обеспечение безопасности» заоч. формы обуч. / сост. В. Е. Галузо [и др.]. – Минск : БГУИР, 2007. – 34 с. : ил.

Дано подробное содержание дисциплины, позволяющее ориентироваться в учебной и специальной литературе. Изложены методические указания, конкретизирующие последовательность и глубину проработки подлежащих изучению вопросов. Приведены контрольные задания по основным разделам курса, тематика лабораторных работ, выполняемых студентами.

УДК 621.391.2 (075.8)
ББК 32.88 я 73

1. ОБЩИЕ МЕТОДИЧЕСКИЕ УКАЗАНИЯ

1.1. Предмет изучения и цели преподавания дисциплины

Программой курса «Теория передачи и преобразования измерительной информации» предусматривается изучение основных закономерностей и особенностей процессов передачи и преобразования измерительной информации.

Целью преподавания дисциплины является изучение принципов построения систем передачи измерительной информации, а также используемых в них методов преобразования информации.

1.2. Задачи изучения дисциплины

В результате изучения дисциплины студенты должны:

иметь представление:

- о различных формах существования информации;
- об основных процессах, протекающих в радиоэлектронных системах при преобразовании и передаче информации;
- о методах повышения эффективности и помехоустойчивости передачи информации;
- о принципах функционирования современных систем передачи информации;

знать:

- классификацию, характеристики и параметры электронных сигналов;
- виды преобразований информации из одной формы в другую;
- современные способы эффективного и помехоустойчивого кодирования;
- основные принципы цифровой обработки и кодирования информации;
- характеристики каналов и линий связи;
- виды модуляции и свойства сигналов, используемых при передаче сообщений по каналам связи;
- принципы функционирования современных систем передачи информации;

уметь:

- проводить анализ электронных сигналов при передаче и преобразовании информации;
- выбирать принципы функционирования устройств преобразования и систем передачи информации и строить их структурные схемы, исходя из предъявляемых к ним требований;

иметь опыт:

- выполнения самостоятельных расчетов при выборе способов и проектировании средств преобразования и передачи информации.

1.3. Рекомендации по изучению дисциплины

Изучение дисциплины базируется на знаниях, полученных студентами при изучении общеобразовательных и специальных дисциплин (высшая математика, физика, численная математика, радиотехнические цепи и сигналы).

Знания, полученные студентами по данной дисциплине, необходимы для последующего изучения методов и средств технического обеспечения безопасности.

2. СОДЕРЖАНИЕ ДИСЦИПЛИНЫ

2.1. Наименование тем и объем в часах лекционных занятий

Раздел 1

Основные понятия теории передачи и преобразования информации

2.1.1. Введение. Предмет, задачи и структура курса. Место курса в общей структуре учебного процесса. Понятия: «передача информации», «сообщение», «система передачи информации» (*СПИ*), «сигнал», «канал», «линия связи», «помеха», «преобразование информации». Типы и виды сообщений. Виды преобразований сообщений. Актуальность современных методов преобразования и обработки информации, представленной в аналоговом и дискретном виде [1, 3, 6, 7, 9, 19].

2.1.2. Сигналы и помехи. Периодические сигналы. Колебания конечной длительности. Параметры и характеристики импульсов. Спектральный анализ сигналов. Разложение периодических сигналов в ряд Фурье. Спектральный анализ импульсных сигналов. Свойства преобразования Фурье. Основные характеристики случайных сигналов. Корреляционный анализ случайных сигналов [4, 7, 9, 17].

2.1.3. Представление и передача сообщений в *СПИ*. Основные типы одноканальных и многоканальных *СПИ*. *СПИ* с обратной связью и без нее. Основные характеристики *СПИ* [1, 7, 9, 13, 15, 17].

Раздел 2

Элементы теории информации

2.1.4. Определение информации. Теории информации. Мера количества информации в комбинаторной теории, ее свойства. Избыточность представления информации в комбинаторной теории [1, 2, 3].

2.1.5. Мера количества информации в вероятностной теории. Энтропия конечного ансамбля случайных событий, ее свойства. Энтропия ансамбля совместных событий, ее свойства. Количество информации, получаемое в опыте с конечным ансамблем случайных событий [1, 2, 3].

2.1.6. Дискретные источники. Производительность дискретного источника. Дискретные каналы. Скорость передачи информации по дискретному каналу. Пропускная способность дискретного канала с искажениями [7, 9, 16].

Раздел 3

Дискретизация и квантование сигналов

2.1.7. Дискретизация непрерывных функций. Восстановление непрерывных функций по дискретным отсчетам. Ошибки восстановления. Теорема Котельникова, ее реализация [8, 11, 17, 18].

2.1.8. Квантование непрерывных величин и функций. Способы квантования. Сглаживание ступенчатых функций. Методы представления дискретных сигналов. Преобразование сигналов частотно-временной группы в цифровой код. Ошибки квантования и дискретизации [8, 11, 17, 18].

Раздел 4

Преобразование сигналов в аналоговых и цифровых системах обработки информации.

Цифроаналоговое и аналого-цифровое преобразования сигналов

2.1.9. Линейные и нелинейные преобразования сигналов с использованием операционных усилителей – масштабирование, суммирование, дифференцирование и интегрирование, логарифмирование и антилогарифмирование и др. [11, 17, 18, 21].

2.1.10. Цифроаналоговые преобразователи (*ЦАП*). Классификация, принципы построения и основные параметры *ЦАП*. Последовательные и параллельные *ЦАП* [11, 17, 18, 21].

2.1.11. *ЦАП* с широтно-импульсной модуляцией, на переключаемых конденсаторах. Параллельные *ЦАП*: с суммированием весовых токов, с

суммированием напряжений, на переключаемых конденсаторах. Последовательный и параллельный интерфейсы входных данных *ЦАП* [11, 17, 18, 21].

2.1.12. Применение *ЦАП*: обработка чисел, имеющих знак; перемножители и делители функций; интеграторы и аттенюаторы; системы прямого цифрового синтеза сигналов [11, 17, 18, 21].

2.1.13. Аналого-цифровые преобразователи (*АЦП*). Общие сведения. Классификация и принципы построения *АЦП*. Параллельные *АЦП*. Последовательные *АЦП* – последовательного приближения, последовательного счета, следящие, интегрирующие, однотактные, многотактные, сигма-дельта преобразователи, преобразователи «напряжение–частота». Последовательно-параллельные *АЦП* – многотактные, многоступенчатые, конвейерные [11, 17, 18, 21].

2.1.14. Принципы построения систем сбора и обработки информации на основе *АЦП*. *АЦП* с параллельным и последовательным интерфейсами выходных данных. Методы автоматической коррекции нуля в *АЦП*. Преобразование биполярных входных сигналов в *АЦП* [11, 17, 18, 21].

2.1.15. Статические параметры *АЦП* – разрешающая способность, погрешность смещения 0, нелинейность и монотонность характеристики, температурная нестабильность. Динамические параметры – максимальная частота дискретизации (преобразования), время преобразования, время выборки. Шумы *АЦП* [11, 17, 18, 21].

Раздел 5

Кодирование и декодирование информации

2.1.16. Кодирование передаваемой информации в виде последовательности бит. Существующие стандартные бинарные коды и кодовые комбинации. Основные системы представления цифровых сигналов и их особенности – однополярные, биполярные, манчестерские [1, 3, 6, 9, 10, 19, 20].

2.1.17. Классификация кодов. Основные параметры и общие способы представления кодов. Блоковые некорректирующие коды. Алгоритмы Шеннона–Фэно и Хаффмана построения оптимального неравномерного кода
[1, 3, 6, 9, 10, 19, 20].

2.1.18. Классификация корректирующих кодов. Принципы обнаружения и исправления ошибок в блоковых кодах. Основные характеристики блоковых корректирующих кодов [1, 3, 6, 9, 10, 19, 20].

2.1.19. Линейные блоковые коды. Порождающая и проверочная матрица линейного кода. Особенности построения кодов Хэмминга. Принципы обнаружения и исправления ошибок с использованием синдромов.

Особенности построения кодеров и декодеров линейных блоковых кодов [1, 3, 6, 9, 10, 19, 20].

2.1.20. Циклические коды. Порождающий многочлен и порождающая матрица полного циклического кода. Проверочный многочлен и проверочная матрица полного циклического кода. Способы кодирования и декодирования полного циклического кода. Особенности практической реализации кодирующих устройств. Особенности декодирования с обнаружением и исправлением ошибок и схемная реализация декодирующих устройств. Укороченные циклические коды [1, 3, 6, 9, 10, 19, 20].

2.1.21. Элементы криптографии при кодировании информации. Обзор существующих стандартов для кодирования информации [1, 3, 6, 9, 10, 19, 20].

Раздел 6

Модуляция и демодуляция при передаче информации

2.1.22. Переносчик информации, модулирующее воздействие, сигнал. Модуляция и демодуляция. Виды сигналов в *СПИ*. Виды модуляции при использовании гармонической несущей – амплитудная, частотная, фазовая. Виды модуляции при использовании импульсной несущей – амплитудно-импульсная, широтно-импульсная, частотно-импульсная, фазоимпульсная. Особенности кодоимпульсной модуляции [9, 11, 15, 16, 17].

2.1.23. Спектры переносчиков сигналов при различных видах модуляции. Выбор ширины спектра переносчика сигналов. Искажения сигналов вследствие ограничения ширины их спектров [9, 11, 15, 16, 17].

Раздел 7

Каналы и линии связи

2.1.24. Классификация каналов связи. Комплексный коэффициент передачи канала. Амплитудно-частотная и фазочастотная характеристики. Детерминированные искажения сигналов в каналах связи [1, 5, 7, 9, 16].

2.1.25. Классификация и сравнительная оценка видов линий, на которых организуются каналы связи. Особенности проводных линий (симметричные кабели (витая пара), коаксиальные кабели). Оптоволоконные каналы, принципы передачи сигналов с помощью светового луча, характеристики и типы оптических волокон, помехи, характерные для проводных и оптических линий [1, 5, 7, 9, 16].

2.1.26. Радиорелейные каналы. Спутниковые каналы, их достоинства и недостатки [1, 5, 7, 9, 16, 18].

Раздел 8

Принципы функционирования кодовых СПИ

2.1.27. Безадресные и адресные кодовые *СПИ*. Синхронные и асинхронные *СПИ*. Системы с информационной обратной связью [7, 9, 15].

2.1.28. Системы с переспросом. Системы с командной обратной связью. Области применения различных кодовых *СПИ* [7, 9, 15].

2.1.29. Принципы построения и особенности использования многоканальных *СПИ* аналогового и цифрового типов. Особенности построения систем с частотным разделением каналов. Особенности построения систем с временным разделением каналов [7, 9, 15].

Заключение

2.1.30. Заключение. Перспективы развития систем передачи и преобразования измерительной информации.

3. ТЕМЫ ЛАБОРАТОРНЫХ РАБОТ

3.1. Знакомство с программой моделирования электронных устройств ELECTRONIC WORKBENCH-5.0 .

3.2. Исследование полигармонических сигналов.

3.3. Спектральный анализ сигналов, используемых в информационно-измерительной технике.

3.4. Моделирование амплитудно-модулированных сигналов.

3.5. Исследование методов преобразования сигналов (на примере логарифматоров и антилогарифматоров).

3.6. Исследование способов кодирования и декодирования линейных блоковых корректирующих кодов, принципов построения их кодеров и декодеров.

3.7. Исследование способов кодирования–декодирования и принципов построения кодеров и декодеров циклических кодов.

3.8. Исследование особенностей эффективного кодирования информации с использованием алгоритмов Шеннона–Фано и Хаффмана.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ ПО КУРСУ

1. Дмитриев, В. И. Прикладная теория информации : учеб. пособие для вузов / В. И. Дмитриев. – М. : Высш. шк., 1989.

2. Куликовский, Л. Ф. Теоретические основы информационных процессов / Л. Ф. Куликовский, В. В. Мотов. – М. : Высш. шк., 1987.

3. Лидовский, В. И. Теория информации / В. И. Лидовский. – М. : Высш. шк., 2002.

4. Метрология и радиоизмерения в телекоммуникационных системах : учебник для вузов / В. И. Нефедов [и др.]. – М. : Высш. шк., 2001.

5. Цапенко, М. П. Измерительные информационные системы / М. П. Цапенко. – М. : Энергоатомиздат, 1985.

6. Пеннин, П. И. Системы передачи цифровой информации : учеб. пособие для вузов / П. И. Пеннин. – М. : Сов. радио, 1976.

7. Емельянов, Г. А. Передача дискретной информации : учебник для вузов / Г. А. Емельянов, В. О. Шварцман. – М. : Радио и связь, 1982.

8. Компьютерные технологии обработки информации : учеб. пособие / С. В. Назаров [и др.]; под ред. С. В. Назарова. – М. : Финансы и статистика, 1995.

9. Теория передачи сигналов / А. Г. Зюко [и др.]. – М. : Радио и связь, 1988.

10. Супрун, Б. А. Первичные коды / Б. А. Супрун. – М. : Связь, 1970.

11. Скляр, Б. Е. Цифровая связь. Теоретические основы и практическое применение. Изд. 2-е, испр. : пер. с англ. / Б. Е. Скляр. – М. : Издательский дом «Вильямс», 2003.

12. Лезин, Ю. С. Введение в теорию и технику радиотехнических систем / Ю. С. Лезин. – М. : Радио и связь, 1986.

13. Чердынцев, В. А. Радиотехнические системы / В. А. Чердынцев. – Минск : Выш. шк., 1988.

14. Мордухович, Л. Г. Системы радиосвязи (курсовое проектирование) / Л. Г. Мордухович, А. Г. Степанов. – М. : Радио и связь, 1987.

15. Системы радиосвязи / под ред. Н. К. Калашникова. – М. : Радио и связь, 1988.

16. Пышкин, И. Н. Системы первичной радиосвязи / И. Н. Пышкин. – М. : Радио и связь, 1988.

17. Тепляков, И. П. Радиосистемы передачи информации / И. П. Тепляков, Б. В. Рощин. – М. : Радио и связь, 1982.

18. Банкет, В. Л. Цифровые методы в спутниковой связи / В. Л. Банкет, В. П. Дорофеев. – М. : Радио и связь, 1988.

19. Кузьмин, И. В. Основы теории информации и кодирования / И. В. Кузьмин. – Минск : Выш. шк., 1986.

20. Хемминг, Р. В. Теория информации и теория кодирования / Р. В. Хемминг. – М. : Радио и связь, 1983.

21. Применение прецизионных аналоговых микросхем / А. Г. Алексеенко [и др.].– М. : Радио и связь, 1985.

Методические указания

При изучении курса необходимо помнить, что получение, передача, обработка и хранение информации – это наиболее динамично развивающиеся в последние десятилетия и перспективные области человеческой деятельности.

Анализ литературы показывает, что существует достаточно много определений понятия информации, однако наиболее адекватным постановке задачи считается *шенноновское определение информации как меры неопределенности* (степени незнания того, что подлежит передаче). Соответственно цель передачи информации – это *снятие* данной *неопределенности* [1,3].

Изучение систем передачи информации (СПИ) необходимо начать с рассмотрения общепринятых моделей, а также общих принципов и закономерностей их построения. В самом общем виде модель *СПИ* можно представить следующим образом (рис. 1) [3, 6]:

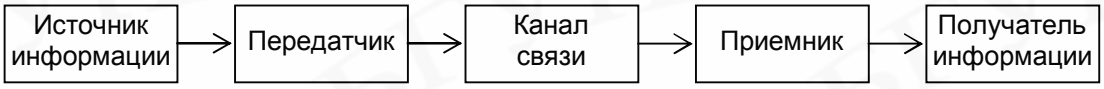


Рис. 1

Хотя эта модель и содержит основные элементы, присущие любой системе передачи информации, она не отражает тех действий, которые должны выполняться (или могут выполняться) над информацией в процессе ее передачи от источника к потребителю. Значительно более полной в этом смысле является *модель системы передачи (и хранения) информации*, приведенная на рис. 2 [3, 6].

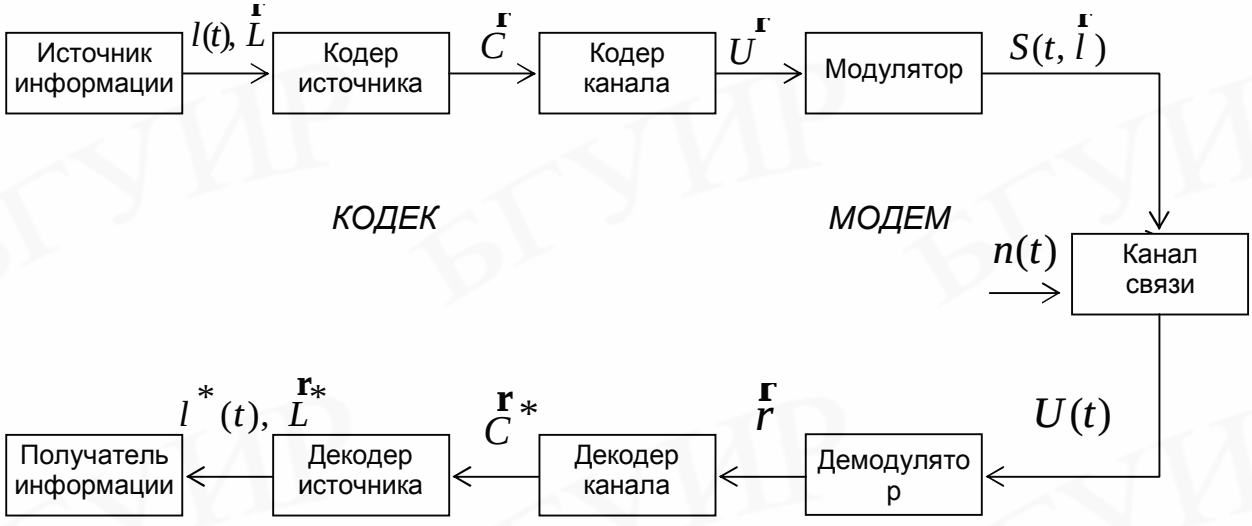


Рис. 2

Для лучшего понимания взаимодействия элементов *СПИ* необходимо охарактеризовать назначение и функции элементов этой модели. [1, 3, 6, 7].

1. *Источник информации, или сообщения* – это физический объект, система или явление, формирующие передаваемое сообщение. Само сообщение – это значение или изменение некоторой физической величины, отражающие состояние объекта (системы или явления). Как правило, первичные сообщения – речь, музыка, изображения, измерения параметров окружающей среды и т.д. – представляют собой функции времени неэлектрической природы. С целью передачи по каналу связи эти сообщения преобразуются в электрический сигнал, изменения которого во времени $\lambda(t)$ отображают передаваемое сообщение.

2. *Кодер источника*. Подавляющая часть исходных сообщений – речь, музыка, изображения и т.д. – предназначена для непосредственного восприятия органами чувств человека и в общем случае плохо приспособлена для их эффективной передачи по каналам связи. Поэтому сообщения $\lambda(t)$, как правило, подвергаются кодированию. Под *кодированием* в общем случае понимают *преобразование алфавита* сообщения $A\{\lambda_i\}$, $(i = 1,2\ldots K)$ в алфавит некоторым образом выбранных кодовых символов $\hat{A}\{x_j\}$, $(j = 1,2\ldots N)$. Кодирование сообщений может преследовать различные цели: сокращение объема передаваемых данных (сжатие данных), увеличение количества передаваемой за единицу времени информации, повышение достоверности передачи, обеспечение секретности при передаче и т.д. Кодирование источника иногда называют *экономным*, *безызбыточным* или *эффективным кодированием*, а также *сжатием данных*. Под эффективностью в данном случае понимается степень сокращения объема данных, обеспечиваемая кодированием. Таким образом, на выходе *кодера источника* по передаваемому сообщению $\lambda(t)$ формируется последовательность кодовых символов X, называемая *информационной последовательностью*.

3. *Кодер канала*. При передаче информации по каналу связи с помехами в принятых данных могут возникать ошибки. *Кодирование в канале*, или *помехоустойчивое кодирование*, представляет собой способ обработки передаваемых данных, обеспечивающий *уменьшение количества ошибок*, возникающих в процессе передачи по каналу с помехами. Существует большое число различных методов помехоустойчивого кодирования информации, но все они основаны на следующем: при помехоустойчивом кодировании в передаваемые сообщения вносится специальным образом организованная избыточность (в передаваемые кодовые последовательности добавляются избыточные символы), позволяющая на приемной стороне обнаруживать и исправлять возникающие ошибки. Таким образом, на выходе кодера канала в результате формируется последовательность кодовых символов $Y(X)$, называемая *кодовой последовательностью*.

4. *Модулятор*. Функции модулятора в *СПИ* – *согласование сообщения источника* или кодовых последовательностей, вырабатываемых кодером, *со свойствами канала связи* и обеспечение возможности одновременной передачи большого числа сообщений по общему каналу связи (каковым является радиоканал).

Большинство сообщений, подлежащих передаче, а также результаты их кодирования – последовательности кодовых символов *X* и *Y* – представляют собой сравнительно низкочастотные сигналы с относительно широкой полосой (*DF£ 1 МГц, DF ~ f_0*). В то же время эффективная передача с использованием электромагнитных колебаний (радиоволн) возможна лишь для достаточно высокочастотных сигналов (*f_0 ³ 1...1000 МГц* и выше) с относительно узкополосными спектрами (*DF << f_0*). Поэтому *модулятор должен преобразовать сообщения источника l(t)* или соответствующие им кодовые последовательности *X* и *Y в сигналы S(t, l(t))* (наложить сообщения на сигналы), свойства которых обеспечивали бы им возможность эффективной передачи по радиоканалу (или другим существующим каналам связи – телефонным, оптическим и т.д.). В настоящее время существует большое количество методов модуляции сигналов, обладающих различной эффективностью, обеспечивающих передачу информации с тем или иным качеством. Самыми простыми из них являются *амплитудная, частотная и фазовая* модуляции непрерывных сигналов. При этом процедура модуляции будет рассматриваться не просто как изменение параметров сигнала *S(t)* в соответствии со значением передаваемого сообщения *l(t)*, а как *преобразование сообщения в сигнал*.

5. *Канал связи*. Согласно определению *СПИ* – это система передачи информации, использующая в качестве ее переносчика от источника к потребителю проводные, волоконно-оптические и радиоканалы связи.

Приемник. Назначение приемника *СПИ*: с максимально возможной точностью по принятому колебанию *U(t)* воспроизвести на своем выходе переданное сообщение *l(t)*. Принятое (воспроизведенное) сообщение из-за наличия помех в общем случае отличается от посланного. Принятое сообщение называется оценкой *$l^*(t)$*. Процесс воспроизведения *оценки сообщения* по *принятому колебанию* в общем случае включает несколько этапов.

6. *Демодулятор*. Для воспроизведения оценки сообщения *$l^*(t)$* приемник системы в первую очередь должен *по принятому колебанию U(t)* и с учетом сведений об использованных при передаче *виде сигнала* и *способе модуляции* получить оценку кодовой последовательности *$Y^*(l(t))$*, называемую *принятой последовательностью r*. Эта процедура называется *демодуляцией, детектированием или приемом сигнала*.

7. *Декодер канала*. Принятые последовательности *r* в общем случае могут отличаться от переданных кодовых слов *Y*, то есть содержать ошибки. Количество таких ошибок зависит от уровня помех в канале связи, скорости передачи, выбранного для передачи сигнала и способа модуляции, а также от способа приема (демодуляции) колебания *U(t)*. *Задача декодера канала* – обнаружить и, по возможности, *исправить* эти ошибки. Процедура обнаружения и исправления ошибок в принятой последовательности *r* называется *декодированием канала*.

8. *Декодер источника*. Поскольку информация источника *λ(t)* в процессе передачи подвергалась кодированию с целью ее более компактного (или

более удобного) представления (*сжатие данных*, *экономное кодирование*, *кодирование источника*), необходимо восстановить ее к исходному (или почти исходному виду) по принятой последовательности, т.е. выполнить декодирование источника. Рассмотрим особенности источника информации. *Источник информации или сообщения* – это физический объект, система или явление, формирующие передаваемое сообщение. С целью передачи по каналу связи эти сообщения обычно преобразуются в электрический сигнал, изменения которого во времени $\lambda(t)$ отображают передаваемую информацию. Такие сообщения называются *непрерывными*, или *аналоговыми*, *сообщениями (сигналами)*. Для них как само значение функции, так и значение аргумента для таких сообщений непрерывны или определены для любого значения непрерывного интервала как по l, так и по t (рис. 3, а, б).

Многие сообщения – команды исполнительным устройствам, телеграфные сообщения, текстовая информация и т.п. – носят *дискретный* характер. При этом либо алфавит сообщения А (l_i) представляет собой конечное счетное множество

$$l_i = l_1, l_2, \ldots, l_k, i = 1, K$$

(сообщения *дискретные или квантованные* по уровню, рис. 3, в), либо сами сигналы передаются лишь в дискретные моменты времени

$$t = t_1, t_2, \ldots, t_m, i = 1, M$$

(*дискретные по времени* сообщения, рис. 3, г), либо и то, и другое (*дискретные по времени и по уровню* сигналы или, как их иначе называют, цифровые сигналы или сообщения, рис. 3, д, е).

Как следует из вышесказанного, при всем разнообразии форм подлежащих передаче сообщений подавляющее большинство из них может быть отнесено всего лишь к нескольким существенно различающимся видам, а именно:

непрерывные по времени (*аналоговые*) сообщения (сигналы);

дискретные по времени (*дискретизованные*) сообщения;

дискретные по уровню (*квантованные*) сообщения.

Рассматривая различные типы сигналов, необходимо отметить, что исключительно важным положением теории связи, на котором основана вся современная радиотехника, является так называемая теорема отсчетов, или теорема Котельникова. Эта теорема позволяет установить соотношение *между непрерывными сигналами*, какими являются большинство реальных информационных сигналов – речь, музыка, электрические сигналы, соответствующие телевизионным изображениям, сигналы в цепях различных радиотехнических систем и т.п., *и значениями этих сигналов лишь в отдельные моменты времени – так называемыми отсчетами.* На использовании этой связи строится вся современная цифровая радиотехника – цифровые методы передачи и хранения звуковых

и телевизионных сигналов, цифровые системы телефонной и сотовой связи, системы цифрового спутникового телевидения и т.д. [1, 2, 7].

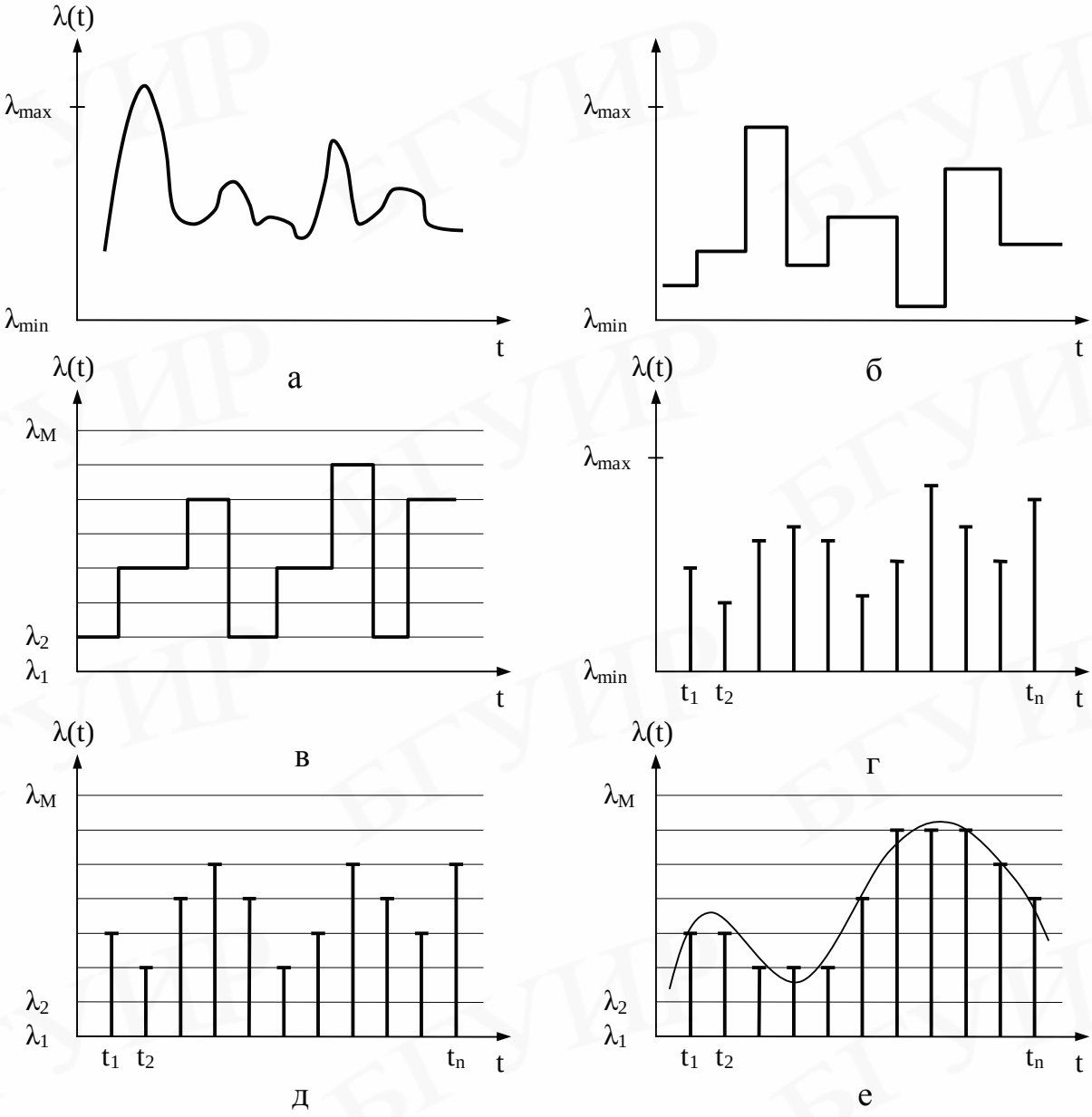


Рис. 3

Теорема дискретизации, или, как ее еще называют, теорема Котельникова, теорема Уитекера, формулируется следующим образом: непрерывная функция *X(t)* с ограниченным спектром, то есть не имеющая в своем спектре

$$F\{X(t)\} = \int_{-\infty}^{\infty} X(t) \cdot e^{-j2\pi ft}\, dt$$

составляющих с частотами, лежащими за пределами полосы $f \in (-F_m, F_m)$, полностью определяется последовательностью своих отсчетов в дискретные моменты времени $X(t_i)$, следующих с шагом $\Delta t < 1/F_m$ [1, 2, 7].

Таким образом, по дискретной последовательности отсчетов функции $X(i\,\Delta t)$ всегда можно восстановить исходную непрерывную функцию $X(t)$, если отсчеты брались с интервалом $\Delta t \le 1/2F_m$. Это говорит о том, что не существует принципиальных различий между непрерывными и дискретными сигналами. Любой непрерывный сигнал с ограниченным спектром (а все реальные сигналы имеют ограниченный спектр) может быть преобразован в дискретную последовательность, а затем с **абсолютной точностью** восстановлен по последовательности своих дискретных значений. Последнее позволяет также рассматривать источники непрерывных сообщений как источники дискретных последовательностей, переходить, где это необходимо и удобно, к анализу дискретных сообщений, осуществлять передачу непрерывных сообщений в дискретной форме и т.д.

В соответствии с теоремой Котельникова можно принять, что реальные сообщения имеют конечную длительность T и одновременно их спектры ограничены по частоте величиной F_m . При этом бесконечный ряд Котельникова преобразуется в конечный с числом ненулевых отсчетов n, примерно равным отношению длительности сообщения к интервалу дискретности [1, 2, 7]:

$$n \cong \frac{T}{\Delta t} = 2F_m T \ .$$

Изучая особенности передачи и преобразования информации, необходимо отметить, что передачу практически любых сообщений $\lambda(t)$ ($\{\lambda(x,y)\}$) можно свести к передаче их отсчетов или чисел $\lambda_i = \lambda(i\,\Delta t)$, следующих друг за другом с интервалом дискретности $\Delta t \le 1/2F_m$ ($\Delta x \le 1/2f_x$, $\Delta y \le 1/2f_y$). Тем самым непрерывное (*бесконечное*) множество возможных значений сообщения $\lambda(t)$ заменяется *конечным* числом его дискретных значений $\{\lambda(i\,\Delta t)\}$. Однако сами эти числа имеют непрерывную шкалу уровней (значений). С учетом этого процедуру дискретизации сообщений можно продолжить, а именно подвергнуть отсчеты λ_i квантованию [1, 2, 7].

Процесс квантования состоит в замене непрерывного множества значений отсчетов $l_i \in (l_{min}, l_{max})$ *дискретным множеством* $\{l_{(1)},\ldots,l_{(m)}\}$ *из алфавита* $A\{\lambda_i\}$. Тем самым точные значения чисел l_i заменяются их приблизительными (округленными до ближайшего разрешенного уровня) значениями. Интервал между соседними разрешенными уровнями l_i , или уровнями квантования, $D = l_{(i+1)} - l_{(i)}$ называется шагом квантования [1, 2, 7].

Различают равномерное и неравномерное квантование. В большинстве случаев применяется равномерное квантование (рис. 4), при котором шаг

квантования постоянный: $D = \lambda_i - \lambda_{i-1} = const$; однако иногда определенное преимущество дает неравномерное квантование, при котором шаг квантования D_i разный для различных λ_i (рис. 5).

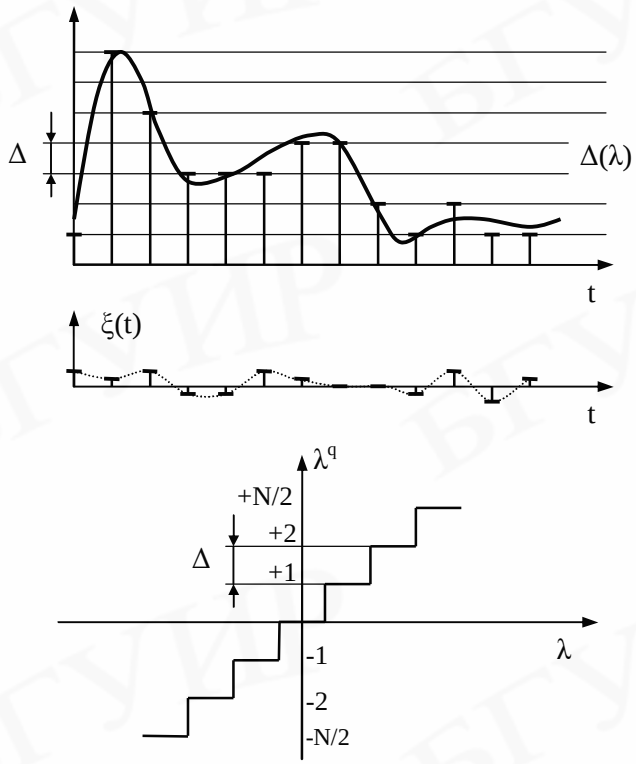


Рис. 4

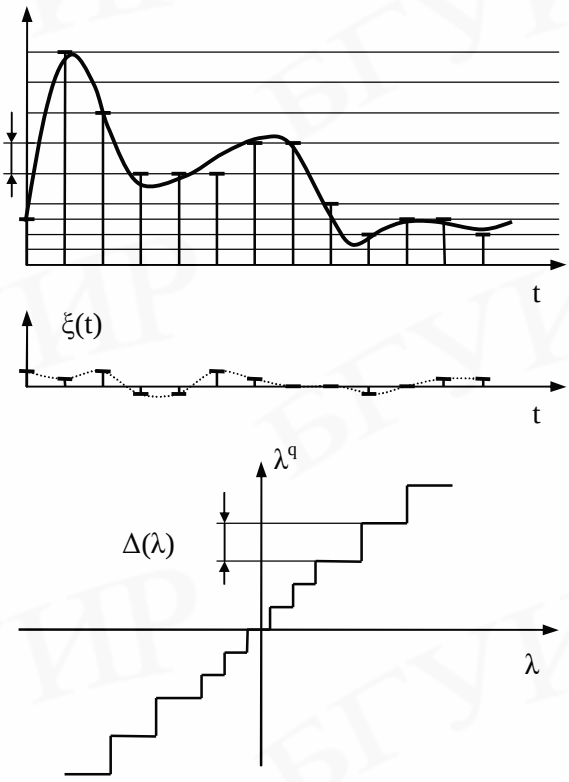


Рис. 5

Квантование приводит к искажению сообщений. Если квантованное сообщение, полученное в результате квантования отсчета $l_i = l(i\Delta t)$, обозначить как λ_{iq} ,то

$$\lambda_{iq} = \lambda_i + \xi i,$$

где x_i – разность между квантованным сообщением (ближайшим разрешенным уровнем) λ_{iq} и истинным значением элементарного сообщения l_i, называемая ошибкой квантования или шумом квантования. Шум квантования оказывает на процесс передачи информации по существу такое же влияние, как и помехи в канале связи

Таким образом, передачу практически *любых* сообщений $\lambda(t)$ ($\{\lambda(x,y)\}$) с *любой наперед заданной точностью* можно свести к передаче *целых чисел* $\lambda_{iq} = \lambda_q(i\ Dt)$, следующих друг за другом с интервалом дискретности

$Dt \leq 1/2F_m$ ($\Delta x \leq 1/2f_x\ max$, $\Delta y \leq 1/2f_y\ max$). Тем самым непрерывное (*бесконечное*) множество возможных значений сообщения $\lambda(t)$ ($\{\lambda(x,y)\}$) заменяется *конечным* множеством целых чисел из алфавита $A\{\lambda_{i\,q}\}$, ($i = 1,2\ldots N$). После этих процедур можно работать с сигналами, как с числами, а это позволяет применять для их обработки и анализа цифровые алгоритмы любой степени сложности, использовать в системах передачи информации цифровые методы и современные цифровые интегральные технологии и т.д.

Самым простым способом представления, или задания кодов, являются кодовые таблицы, ставящие в соответствие сообщениям l_i определенные коды (наиболее широко применяются двоичные коды (табл. 1)).

Таблица 1

Буква l_i	Число l_i	Код с основанием 10	Код с основанием 4	Код с основанием 2
А	0	0	00	000
Б	1	1	01	001
В	2	2	02	010
Г	3	3	03	011
Д	4	4	10	100
Е	5	5	11	101
Ж	6	6	12	110
З	7	7	13	111

Другим наглядным и удобным способом описания кодов является их представление в виде кодового дерева (рис. 6).

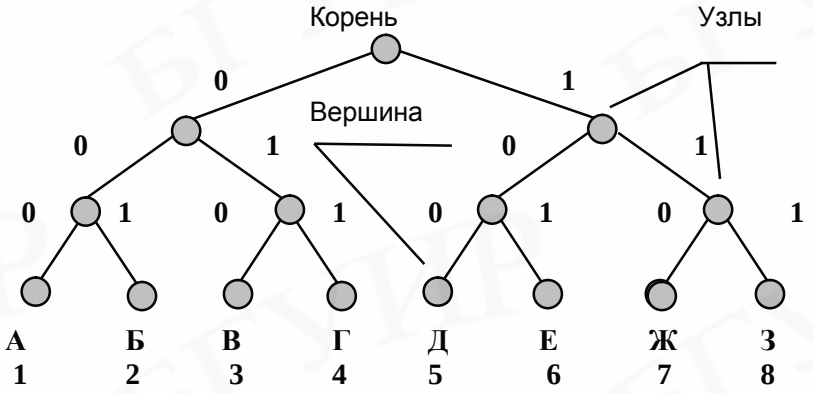


Рис. 6

Для того чтобы построить кодовое дерево для данного кода, начиная с некоторой точки – *корня* кодового дерева, проводятся ветви – 0 или 1. На *вершинах* кодового дерева находятся буквы алфавита источника, причем каждой букве соответствуют своя вершина и *свой путь от корня к вершине*. К примеру, букве А соответствует код 000, букве В – 010, букве Е – 101 и т.д.

Код, полученный с использованием кодового дерева, изображенного на рис. 6, является *равномерным трехразрядным кодом*.

Наряду с равномерными кодами могут применяться и неравномерные коды, когда каждая буква из алфавита источника кодируется различным числом символов, к примеру А – 10, Б – 110, В – 1110 и т.д.

Кодовое дерево для неравномерного кодирования может выглядеть, например, так, как показано на рис. 7.

При использовании этого кода буква А будет кодироваться, как 1, Б – 0, В – как 11 и т.д. Однако можно заметить, что, закодировав, к примеру, текст АББА = 1001, невозможно его однозначно декодировать, поскольку такой же код дают фразы: ЖА = 1001, АЕА = 1001 и ГД = 1001.

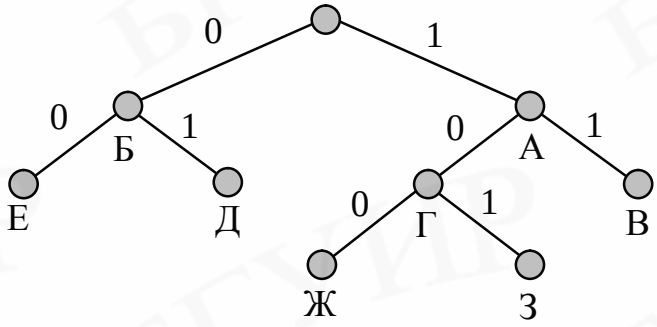


Рис. 7

Такие коды, не обеспечивающие однозначного декодирования, называются *непрефиксными* кодами и не могут на практике применяться без специальных разделяющих символов.

Однако можно построить неравномерные коды, допускающие однозначное декодирование. Для этого необходимо, чтобы всем буквам алфавита соответствовали лишь вершины кодового дерева, например такого, как показано на рис. 8. Здесь ни одна кодовая комбинация не является началом другой, более длинной, поэтому неоднозначности декодирования не будет. Такие неравномерные коды называются префиксными.

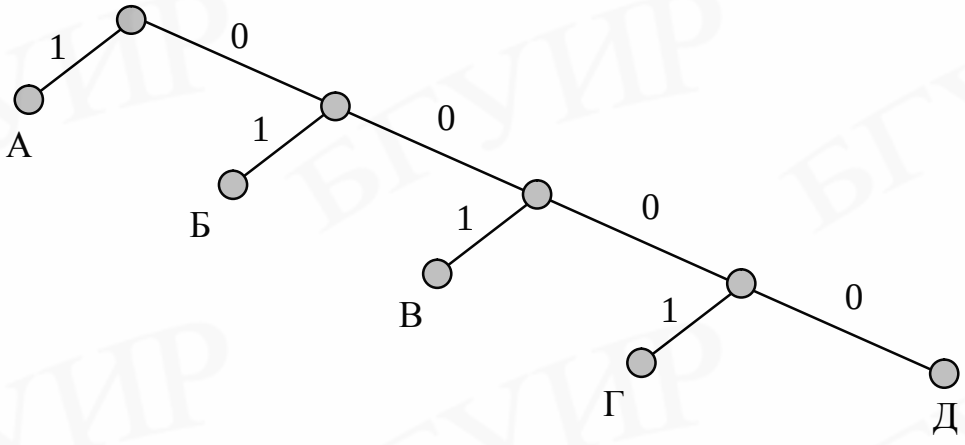
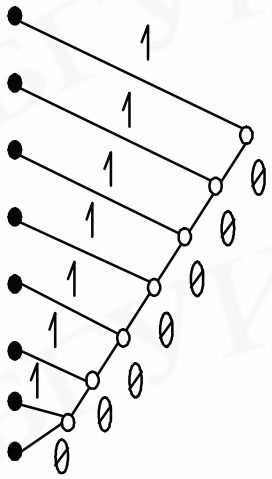


Рис. 8

Неравномерный код при статистическом кодировании выбирают так, чтобы *более вероятные буквы передавались с помощью более коротких комбинаций кода, менее вероятные — с помощью более длинных*. В результате уменьшается средняя длина кодовой группы в сравнении со случаем равномерного кодирования.

Один из способов такого кодирования предложен Хаффманом [19, 20]. Построение кодового дерева неравномерного кода Хаффмана для передачи одного из восьми сообщений l_i с различными вероятностями иллюстрирует табл. 2. В соответствии с этим методом код строится при помощи бинарного дерева. Вероятности значений сообщений приписываются листьям дерева, при этом два листа с наименьшими весами создают узел с весом, равным сумме их весов. После постройки корня необходимо приписать каждой из ветвей, исходящих из узлов, значения 0 или 1. Код каждого сообщения – это число, полученное при обходе ветвей от корня к листу, соответствующему данному сообщению.

Таблица 2

Буква	Вероятность P_i	Кодовое дерево	Код	n_i	$n_i \times P_i$
А	0,6		1	1	0,6
Б	0,2		01	2	0,4
В	0,1		001	3	0,3
Г	0,04		0001	4	0,16
Д	0,025		00001	5	0,125
Е	0,015		000001	6	0,08
Ж	0,01		0000001	7	0,07
З	0,01		00000001	8	0,08

Другим простейшим способом статистического кодирования является кодирование по методу Шеннона–Фэно. Кодирование в соответствии с этим алгоритмом состоит в следующем:

- сначала все буквы из алфавита сообщения записывают в порядке убывания их вероятностей;

- затем всю совокупность букв последовательно делят на две части с приблизительно равными вероятностями, к коду первой части добавляют 0, а к коду второй – 1.

Процедура кодирования по методу Шеннона–Фано иллюстрируется табл. 3.

Таблица 3

Буква	$P(l_i)$	I	II	III	IV	V	Код	$n_i \times P_i$
А	0,6	1					1	0,6
Б	0,2	0	1	1			011	0,6

В	0,1			0			010	0,3
Г	0,04		0	1			001	0,12
Д	0,025			0	1		0001	0,1
Е	0,015				0		00001	0,075
Ж	0,01					1	000001	0,06
З	0,01					0	000000	0,06

Для полученного таким образом кода среднее число двоичных символов, приходящихся на одну букву, равно

$$\overline{n} = \sum_{i=0}^{7} n_i P_i \approx 1{,}9 .$$

Для методов Хаффмана и Шеннона–Фэно каждый раз вместе с собственно сообщением необходимо передавать и таблицу кодов.

В системах передачи и преобразования при защите информации широко используются *методы криптографии* [3]. *Криптография* (тайнопись) – это раздел математики, в котором изучаются и разрабатываются системы изменения письма с целью сделать его непонятным для непосвященных лиц. Простейшая система шифрования – это замена каждого знака письма на другой знак по выбранному правилу, так называемые *шифры простой замены*.

В шифрах-перестановках знаки сообщения специальным образом переставляются между собой, например, записывая сообщение в строки заданной длины и используя затем последовательность слов в столбцах в качестве шифра. Сообщение ТЕОРИЯИНФОРМАЦИИ при использовании в качестве шаблона строки длиной 4 будет в шифрованном таким методом виде выглядеть как ТИФАЕЯОЦОИРИРНМИ, потому что при шифровании использовался шаблон с числом столбцов – 4:

ТЕОР
ИЯИН
ФОРМ
АЦИИ.

Шифры-перестановки в общем случае практически не поддаются дешифровке. Для их дешифровки необходимо знать дополнительную информацию. Крупный недостаток подобных шифров в том, что если удастся каким-то образом расшифровать хотя бы одно сообщение, то в дальнейшем можно расшифровать и любое другое.

Модификацией шифров-перестановок являются *шифры-перестановки со словом-ключом*. Их особенностью являются два уровня секретности. Первый уровень – это способ составления кода, который постоянно известен лицам, использующим данный шифр. Второй уровень – это ключ, который посылается отдельно от основного сообщения по особо защищенным каналам и без которого расшифровка основного сообщения невозможна.

Наиболее простой способ использования такого шифра следующий: под символами сообщения записывается раз за разом ключ, затем номера соответствующих знаков сообщения и ключа складываются. Если полученная сумма больше общего числа знаков, то от нее отнимается это общее число знаков. Полученные числа будут номерами символов кода. Например, рассмотренное ранее сообщение с ключом КИБЕРНЕТИКА в шифрованном виде будет выглядеть как ЮОРЦЪНОБЮЪСШЙШОЪ. Процесс шифровки описывается схемой:

Т Е О Р И Я И Н Ф О Р М А Ц И И
20 6 16 18 10 33 10 15 22 16 18 14 1 24 10 10
К И Б Е Р Н Е Т И К А К И Б Е Р
12 10 2 6 18 15 6 20 10 12 1 12 10 2 6 18
32 16 18 24 28 15 16 2 32 28 19 26 11 26 16 28
Ю О Р Ц Ъ Н О Б Ю Ъ С Ш Й Ш О Ъ.

Изучая методы *помехоустойчивого кодирования* [1, 3, 9, 10, 19. 20], следует отметить, что *корректирующие коды* строятся так, что для передачи сообщения используются не все кодовые комбинации m^n, а лишь некоторая часть их (так называемые *разрешенные* кодовые комбинации). Тем самым создается возможность обнаружения и исправления ошибки при неправильном воспроизведении некоторого числа символов. Корректирующие свой-ства кодов достигаются введением в кодовые комбинации дополнительных (избыточных) символов. Декодирование состоит в восстановлении сообщения по принимаемым кодовым символам.

Рассмотрим основные принципы построения *корректирующих кодов* или *помехоустойчивого кодирования*. При этом необходимо отметить некоторые основные параметры кодов.

Расстоянием Хэмминга между двумя кодовыми n-последовательностями, b_i и b_j, которое будем далее обозначать $d(i; j)$, является число разрядов, в которых символы этих последовательностей не совпадают. Говорят, что в канале произошла ошибка кратности q, если в кодовой комбинации q символов приняты ошибочно. Легко видеть, что кратность ошибки есть не что иное, как расстояние Хэмминга между переданной и принятой кодовыми комбинациями или, иначе, вес вектора ошибки.

Рассматривая все разрешенные кодовые комбинации и определяя кодовые расстояния между каждой парой, можно найти наименьшее из них $d = \min d(i; j)$, где минимум берется по всем парам разрешенных комбинаций. Это *минимальное кодовое расстояние* является важным параметром кода. Очевидно, что для простого кода $d = 1$. Задача кодирования состоит в выборе кода, обладающего максимально достижимым d. Получив от источника определенное сообщение, кодер отыскивает соответствующую ему комбинацию и посылает ее в канал. В свою очередь, декодер, приняв комбинацию, искаженную помехами, сравнивает ее со всеми M комбинациями списка и отыскивает ту из них, которая ближе остальных к принятой. В настоящее время основное направление теории помехоустойчивого кодирования заключается в поисках таких классов кодов, для которых кодирование и декодирование осуществляются не перебором таблицы, а с

помощью некоторых регулярных правил, определенных алгебраической структурой кодовых комбинаций.

Одними из наиболее широко используемых в настоящее время являются линейные блоковые коды [19, 20]. Если записать k линейнонезависимых блоков в виде k строк, то получится матрица размером $n \times k$, которую называют *порождающей* или *производящей матрицей* кода G [19]. Множество линейных комбинаций образует линейное пространство, содержащее 2^k блоков, т.е. линейный код, содержащий 2^k блоков длиной n; его обозначают (n, k). При заданных n и k существует много различных (n, k)-кодов с различными кодовыми расстояниями d, определяемых различными порождающими матрицами. Чаще всего применяют *систематические линейные коды*, которые строят следующим образом. Сначала строится простой код длиной k, т.е. множество всех k-последовательностей двоичных символов, называемых *информационными*. Затем к каждой из этих последовательностей приписывается $r = n - k$ *проверочных символов*, которые получаются в результате некоторых линейных операций над информационными символами. При задании линейных блоковых кодов используют следующие способы.

1. Перечисление кодовых слов, т.е. составление списка всех кодовых слов кода.

Пример. В табл. 4 представлены все кодовые слова (5,3) – кода (a_i – информационные, а b_i – проверочные символы).

Таблица 4

a_1	a_2	a_3	b_1	b_2
0	0	1	1	0
0	1	0	1	1
0	1	1	0	1
1	0	0	0	1
1	0	1	1	1
1	1	0	1	0
1	1	1	0	0
0	0	0	0	0

2. Система проверочных уравнений, определяющих правила формирования проверочных символов по известным информационным символам:

$$b_j = \sum_{i=1}^{k} a_i \cdot h_{ij},$$

где j – номер проверочного символа;

i – номер информационного символа;

h_{ij} – коэффициенты, принимающие значения 0 или 1 в соответствии с правилами формирования конкретных групповых кодов.

Пример. Для кода (5,3) проверочные уравнения имеют вид

$$b_1 = a_2 + a_3;$$
$$b_2 = a_1 + a_2.$$

3. Матричный способ, основанный на построении порождающей и проверочной матриц.

Набор из k кодовых слов, соответствующих базису, обычно представляется в виде матрицы, которая называется порождающей.

Пример. (5,3) – код, который был представлен в табл. 1, может быть задан матрицей

$$G_{(5,3)} = \begin{vmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 1 & 0 \end{vmatrix}.$$

Остальные кодовые слова получаются сложением строк матриц в различных сочетаниях. Для исключения неоднозначности в записи $G(n,k)$ вводят понятие о канонической или систематической форме матрицы, которая имеет вид $G_{(n,k)} = \left| I_k, R_{k,r} \right|$, где I_k – единичная матрица, содержащая информационные символы; $R_{k,r}$ – прямоугольная матрица, составленная из проверочных символов.

Пример. Порождающая матрица в систематическом виде для (5,3)-кода

$$G_{(5,3)} = \begin{vmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 \end{vmatrix}.$$

Порождающая матрица $G_{(n,k)}$ в систематическом виде может быть получена из любой другой матрицы посредством элементарных операций над строками (перестановкой двух произвольных строк, заменой произвольной строки на сумму ее самой и ряда других) и дальнейшей перестановкой столбцов.

Простейший систематический код $(n,n-1)$ строится добавлением к комбинации из $n-1$ информационных символов одного проверочного, равного сумме всех информационных символов по модулю 2. Такой код $(n,n-1)$ имеет $d = 2$, позволяет обнаружить одиночные ошибки и называется *кодом с одной проверкой на четность*. При этом дополнительный бит называется битом проверки на четность. Например, для $к = 4$ имеем

Информационное слово	Кодовое слово
0000	0000**0**
0001	0001**1**
0010	0010**1**
0011	0011**0**

и т.д.

Если какой-либо бит передается неправильно, то распознается появление ошибки в слове, т.к. сумма всех единиц не будет равна четному числу, если ошибка одиночная. Однако позицию ошибки в кодовой комбинации определить невозможно. Таким образом, данный код используется только для обнаружения одиночных ошибок, но не для их исправления. Однако можно распознать позицию единичных отдельных ошибок, если несколько слов предварительно объединить в матрицу, а контрольные биты четности добавить к информационным символам слов по строкам и по столбцам, например:

Кодовая комбинация, переданная и принятая без ошибок	Кодовая комбинация, принятая с ошибками
0101**0**	01<u>1</u>1**0**
1001**0**	1001**0**
1101**1**	1101**1**
0010**1**	0010**1**
1100**0**	1100**0**
11110	**11110**

В вышерассмотренных примерах биты четности выделены жирным шрифтом, ошибочно принятый бит подчеркнут. Место ошибки определяется пересечением строк и столбцов с несоответствующими битами четности.

В настоящее время в классе линейных двоичных кодов наиболее широко используются *циклические коды* [19, 20]. Циклические коды просты в реализации и при невысокой избыточности обладают хорошими свойствами обнаружения ошибок. Циклические коды получили очень широкое распространение как в технике связи, так и в компьютерных средствах хранения информации. В зарубежных источниках циклические коды обычно

называют *избыточной циклической проверкой* (CRC, Cyclic Redundancy Check).

Название циклических кодов связано с тем, что каждая кодовая комбинация, получаемая путем циклической перестановки символов, также принадлежит коду. Так, например, циклические перестановки комбинации 1000101 будут также кодовыми комбинациями 0001011, 0010110, 0101100 и т.д. Представление кодовых комбинаций в виде многочленов $F(x)$ позволяет установить однозначное соответствие между ними и свести действия над комбинациями к действию над многочленами. Сложение двоичных многочленов сводится к сложению по модулю 2 коэффициентов при равных степенях переменной x. Умножение производится по обычному правилу умножения степенных функций, при этом полученные коэффициенты при данной степени складываются по модулю 2. Деление осуществляется как обычное деление многочленов, при этом операция вычитания заменяется операцией сложения по модулю 2. Циклическая перестановка кодовой комбинации эквивалентна умножению полинома $F(x)$ на x с заменой на единицу переменной со степенью, превышающую степень полинома.

Любой полином $G(x)$ степени $r < n$, который делит без остатка полином $Q(x)$ (он называется *образующим многочленом*), представляющий информационную часть кодовой комбинации, называется *порождающим полиномом* циклического (n, k)-кода, где $k = n - r$. Особую роль в теории циклических кодов играют *неприводимые многочлены* $G(x)$, т.е. полиномы, которые не могут быть представлены в виде произведения многочленов низших степеней. Идея построения циклического кода (n, k) сводится к тому, что полином $Q(x)$, представляющий информационную часть кодовой комбинации, преобразуется в полином $F(x)$ степени не более $n - 1$, который без остатка делится на порождающий полином $G(x)$ (неприводимый многочлен) степени $r = n - k$. Рассмотрим последовательность операций построения циклического кода:

- представляем информационную часть кодовой комбинации длиной k в виде полинома $Q(x)$;
- умножаем $Q(x)$ на одночлен x^r и получаем $Q(x)x^r$;
- делим полином $Q(x)x^r$ на порождающий полином $G(x)$ степени r, при этом получаем частное от деления $C(x)$ такой же степени, что и $Q(x)$.

$$\frac{Q(x)x^r}{G(x)} = C(x) \oplus \frac{R(x)}{G(x)},$$

где $R(x)$ – остаток от деления $Q(x)x^r$ на $G(x)$.

Умножив обе части на $G(x)$, получим

$$F(x) = C(x)G(x) = Q(x)x^r \oplus R(x).$$

Полином $F(x)$ делится без остатка на $G(x)$, т.е. представляет собой разрешенную комбинацию циклического (n, k)-кода.

Следует отметить, что разрешенную кодовую комбинацию циклического кода можно получить двумя способами: умножением кодовой комбинации простого кода $C(x)$ на полином $G(x)$ или умножением кодовой комбинации $Q(x)$ простого кода на одночлен x^r и добавлением к этому произведению остатка $R(x)$. В первом случае информационные и проверочные разряды не отделены друг от друга (код получается *неразделимым*). Во втором случае получается *разделимый* код. Этот код достаточно широко используется на практике, поскольку процесс декодирования и обнаружения ошибок при использовании разделимого кода выполняется проще.

Рассмотрим пример разделяемого циклического кода (9,5) с порождающим полиномом

$$G(x) = x^4 + x + 1 \,(r = 4)\cdot$$

В качестве информационной части кодовой комбинации (образующего многочлена) возьмем полином

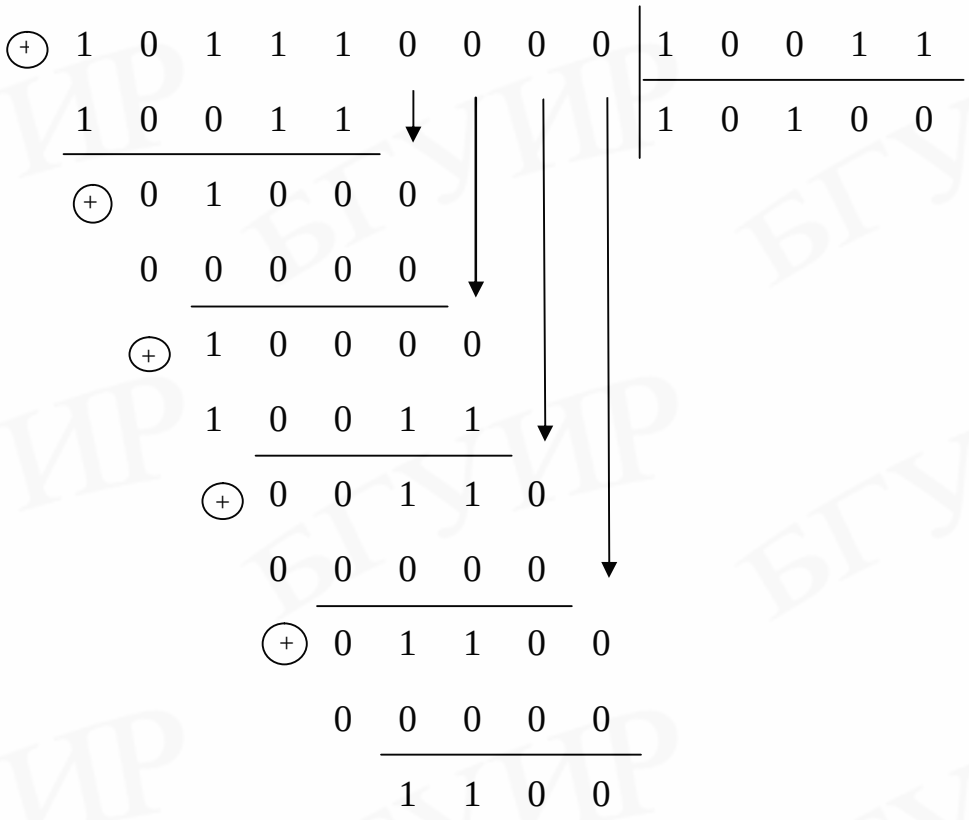
$$Q(x) = x^4 + x^2 + x + 1\cdot$$

Умножение $Q(x)$ на x^r эквивалентно повышению степени многочлена на r.

$$Q(x) = x^4 + x^2 + x + 1 \rightarrow 10111,$$
$$Q(x)x^r = (x^4 + x^2 + x + 1)x^4 = x^8 + x^6 + x^5 + x^4 \rightarrow 101110000.$$

Формирование проверочной группы осуществляется в процессе деления $Q(x)x^r$ на $G(x)$. В результате деления получаем частное от деления $C(x) = x^4+x^2 \rightarrow$ $\rightarrow 10100$ и остаток от деления $R(x) = x^3+x^2 \rightarrow 1100$. Для получения разрешенной кодовой комбинации остаток (проверочная группа) помещается на место пустых разрядов $Q(x)x^r$, т.е. $F(x)= x^8 + x^6 + x^5 + x^4 + x^3 + x^2 \rightarrow 101111100$. Данная комбинация отправляется в канал связи. Аналогичные операции выполняются для других информационных комбинаций.

Обнаружение ошибок при циклическом кодировании сводится к делению принятой кодовой комбинации на тот же порождающий полином, который использовался для кодирования. Если ошибок в принятой комбинации нет (или они такие, что передаваемую комбинацию превращают в другую разрешенную), то деление на порождающий полином производится без остатка. Остаток свидетельствует о наличии ошибок. При использовании в циклических кодах декодирования с исправлением ошибок остаток от деления может играть роль *синдрома*. Нулевой синдром указывает на то, что принятая комбинация является разрешенной. Всякому ненулевому синдрому соответствует определенная конфигурация ошибок, которая и исправляется в соответствии с таблицей синдромов. Однако часто в системах связи исправление ошибок при использовании циклических кодов не производится, а при обнаружении ошибок выдается запрос на повтор испорченной ошибками комбинации. Такие системы называются *системами с обратной связью.*



Другие менее используемые коды достаточно подробно рассмотрены в [1, 3, 10, 19, 20].

Характеристики и особенности применения основных методов модуляции и демодуляции сигналов, классификация и параметры каналов и линий связи, а также принципы функционирования *СПИ* различных типов подробно изложены в [1, 3, 10, 19, 20].

Основные *методы аналого-цифрового и цифроаналогового преобразования* данных, классификация и основные параметры *ЦАП* и *АЦП*, а также основные схемы их практической реализации и области применения подробно рассмотрены в [21].

ЦАП служит для преобразования цифровой информации в аналоговую форму, т.е. выходной сигнал *ЦАП* в общепринятых единицах измерения тока или напряжения (мВ, В, мА) соответствует численному значению входной кодовой комбинации.

Наиболее просто реализуются *ЦАП с токозадающими резисторами*, номинал которых пропорционален разрядным токам. Схема четырехразрядного *ЦАП*, использующего схему суммирования токов на *ОУ*, представлена на рис. 9. При реализации *ЦАП* большие трудности вызывает подгонка высокоточных резисторов с сопротивлениями, отличающимися по номиналам друг от друга на несколько порядков. Поэтому в интегральном исполнении чаще применяются резистивная матрица R-2R.

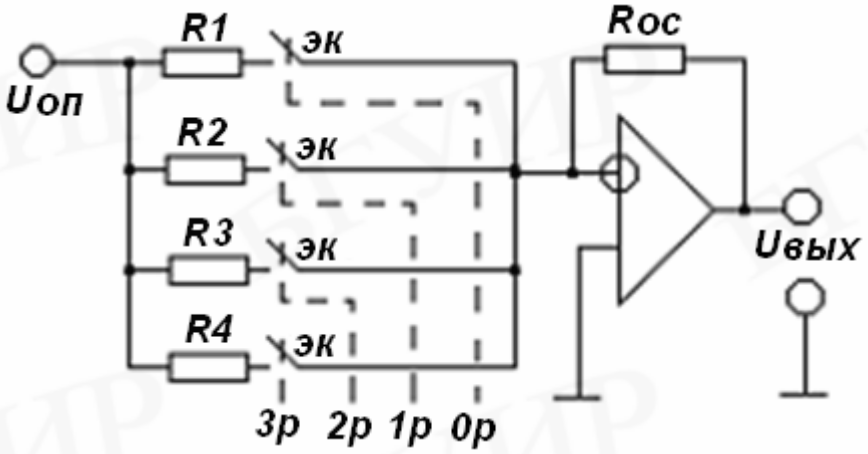


Рис. 9. Схема простейшего *ЦАП*:
ЭК – электронные ключи; 0*р*, 1*р*, 2*р*, 3*р* – соответствующие разряды цифровых выводов управления

Сопротивление резистора в цепи ключа, управляемого старшим разрядом двоичного кода, должно быть в два раза больше сопротивления резистора обратной связи $R_{ос}$. Сопротивление каждого последующего резистора младшего разряда в два раза больше, чем сопротивление соседнего старшего разряда. Отсюда следует, что с увеличением количества разрядов цифровых входов *ЦАП* резко увеличивается соотношение сопротивлений резисторов нулевого и самого старшего разрядов ($R_0=2^nR_n$):

$$R_0/R_n=2^n = T.$$

Увеличение T может привести к чрезмерному увеличению сопротивления резистора младшего разряда или же к сильному уменьшению номинала резистора самого старшего разряда. Поэтому *ЦАП* с резистивной матрицей
R-2^n*R* применяется при небольшом количестве разрядов (при $n < 8$). Поэтому в *ЦАП* в основном применяются резистивные матрицы *R-2R*. Функциональная схема *ЦАП с матрицей R-2R* показана на рис. 10.

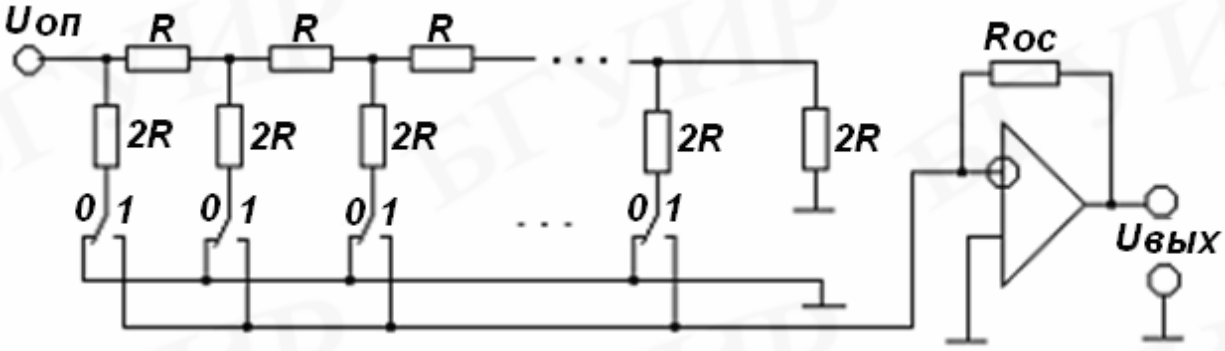


Рис. 10. Схема *ЦАП* с резистивной матрицей *R-2R*

Чтобы выполнить условие формирования выходного напряжения в соответствии с двоичным кодом входного числа, необходимо получить равенство $R = R_{ос}$, тогда

$$U_{вых.\ ЦАП} = U_{оп}\ \frac{1}{2}+\frac{1}{4}+\ldots+\frac{1}{2^n}\cdot$$

АЦП предназначены для преобразования аналоговых (непрерывных) сигналов в цифровую форму. Преобразование аналогового сигнала происходит в определенные моменты времени, которые называются точками отсчета.

По принципу работы и структуре построения *АЦП* делятся на две группы: 1 – группа *АЦП* с применением *ЦАП* и 2 – группа *АЦП* без *ЦАП*.

К первой группе относятся:

- *АЦП* последовательного счета (развёртывающего типа);
- *АЦП* последовательного приближения (поразрядного уравновешивания);
- следящий *АЦП*.

К второй группе относятся:

- *АЦП* прямого преобразования;
- *АЦП* двойного интегрирования;
- *АЦП* с применением генератора, управляемого напряжением (*ГУН*).

На практике встречаются все вышеперечисленные типы *АЦП*, каждый из которых имеет свои достоинства и недостатки. На практике наиболее широко используют *АЦП последовательного приближения* (рис. 11).

Принцип работы *АЦП* последовательного приближения иллюстрируется на рис. 12. После запуска на выходе *АЦП* устанавливается число, соответствующее половине напряжения полной шкалы $U_{пш}$ / 2. Это напряжение сравнивается с входным напряжением $U_{вх}$ и, в зависимости от результата сравнения, компаратор вырабатывает два сигнала: U_1 , когда $U_{вых.\ ЦАП} > U_{вх}$, и U_2 при $U_{вых.\ ЦАП} < U_{вх}$.

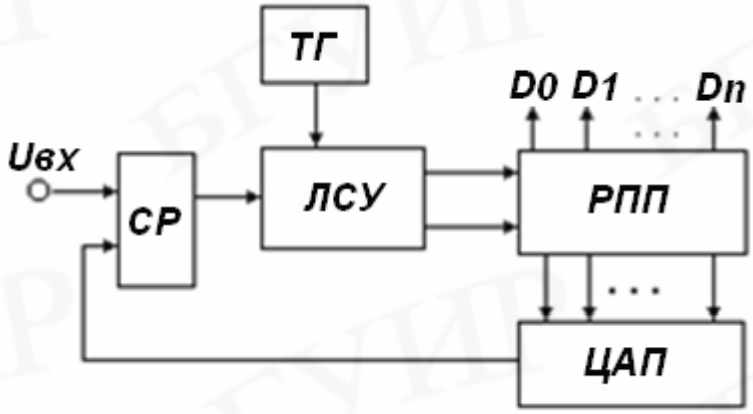


Рис. 11. Функциональная схема *АЦП* последовательного приближения: *СР* – компаратор напряжения; *ЛСУ* – логическая схема управления; *РПП* – регистр последовательного приближения; *ЦАП* – цифроаналоговый преобразователь

Если $U_{вых.\ ЦАП}$ меньше, чем $U_{вх}$, *ЛСУ* вырабатывает команду, при которой к содержимому регистра последовательного приближения *РПП* прибавляется число, соответствующее половине напряжения, установленного в предыдущем такте. Если же $U_{вых.\ ЦАП} > U_{вх}$, то из содержимого *РПП* это число

вычитается (см. рис. 12). Это происходит до тех пор, пока напряжение приращения не станет равным $\Delta U_{кв}$, т.е. $U_n = \Delta U_{кв} = U_{пш}/2^{n.}$.

Наибольшим временем преобразования (среди *АЦП* с использованием *ЦАП*) обладает *АЦП последовательного счета*. *АЦП* последовательного счета переводит аналоговый сигнал в цифровой последовательно, начиная с младшего значащего разряда, до цифрового кода на выходе, соответствующего уровню входного аналогового напряжения *АЦП*. Структурная схема такого *АЦП* приведена на рис. 13, а. С генератора тактовых импульсов через электронный ключ ЭК, который открывается в момент выборки входного аналогового сигнала схемой запуска (*СЗ*), последовательность импульсов поступает на *n*-разрядный двоичный счетчик (*СЧ*). Выход счетчика является выходом *АЦП* и одновременно управляет схемой *ЦАП*, вырабатывающей ступенчато нарастающее напряжение (см. рис. 13, б). В момент, когда выходное напряжение *ЦАП* станет равным входному, компаратор (*СР*) вырабатывает сигнал, опрокидывающий триггер (*Tr*). При этом сигнал с выхода триггера закроет электронный ключ и остановит счетчик. Содержание счетчика $N_{сч}$ после его остановки будет соответствовать числу, определяемому входным аналоговым сигналом

$$N_{сч} = U_{вх}/ \Delta U_{кв}.$$

Наибольшее число в счетчике соответствует входному напряжению, равному $U_{пш}$. При этом $N_{сч} = 2^n$.

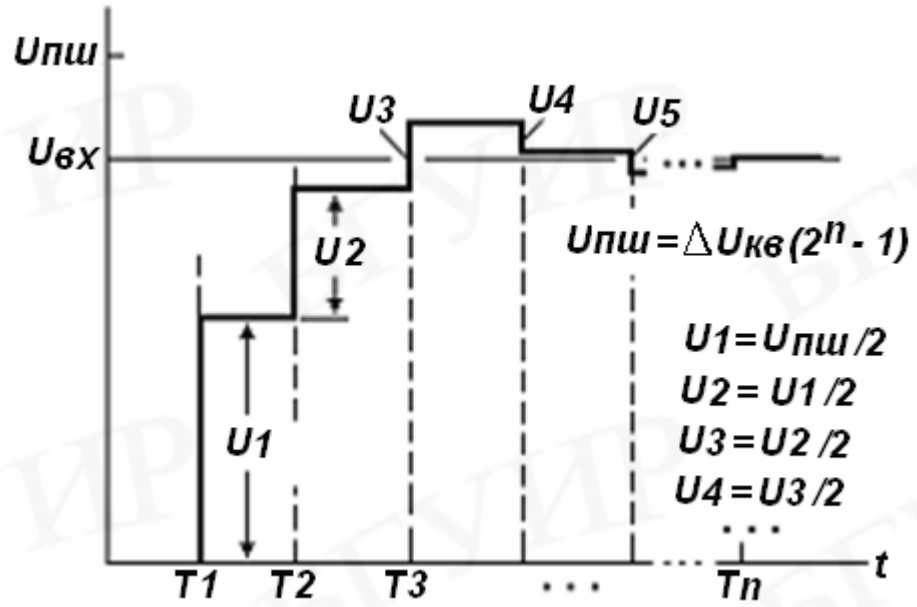


Рис. 12. Диаграмма выходного напряжения *ЦАП*, соответствующая десятичному эквиваленту выходного двоичного кода *АЦП*

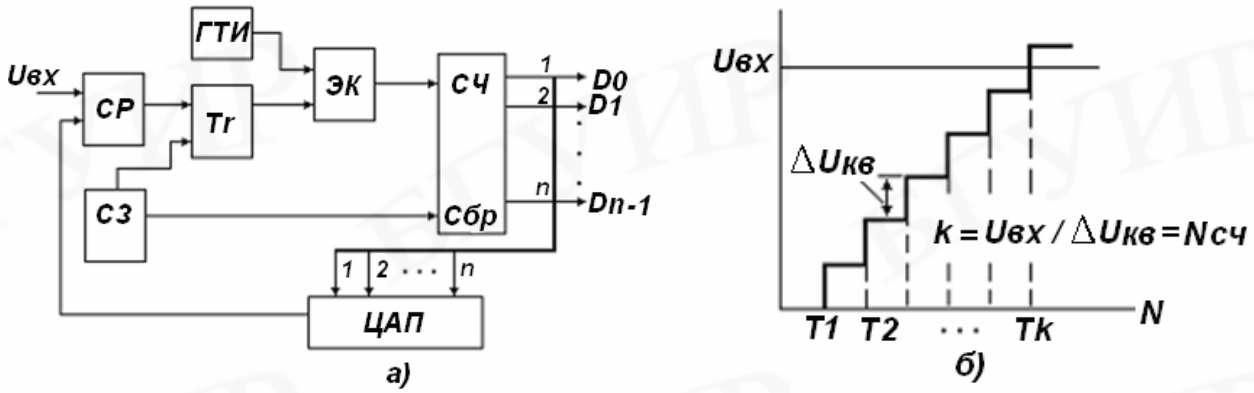


Рис. 13. *АЦП* последовательного счета (а) и его временная диаграмма (б)

АЦП двойного интегрирования (интегрирующий АЦП). Способ двойного интегрирования позволяет хорошо подавлять сетевые помехи. На рис. 14 приведена функциональная схема *АЦП* двойного интегрирования. Работа его заключается в следующем. Счетчик запускается от генератора тактовых импульсов в момент поступления на интегратор входного сигнала $U_{вх}$, из которого за время интегрирования делается выборка. За время выборки напряжение на выходе интегратора $U_{вых.\,и}$ увеличивается. В момент t_u прямое интегрирование заканчивается, входной сигнал от интегратора отключается и к его суммирующей точке подключается эталонный резистор. От времени t_u до моментов $t_1 \ldots t_3$ продолжается разряд конденсатора интегратора с постоянной скоростью. Интервалы времени от t_u до нулевых отметок (t_1 … t_3) пропорциональны уровню входного сигнала. Существенным преимуществом преобразователя является простота компенсации наводок сети промышленного питания.

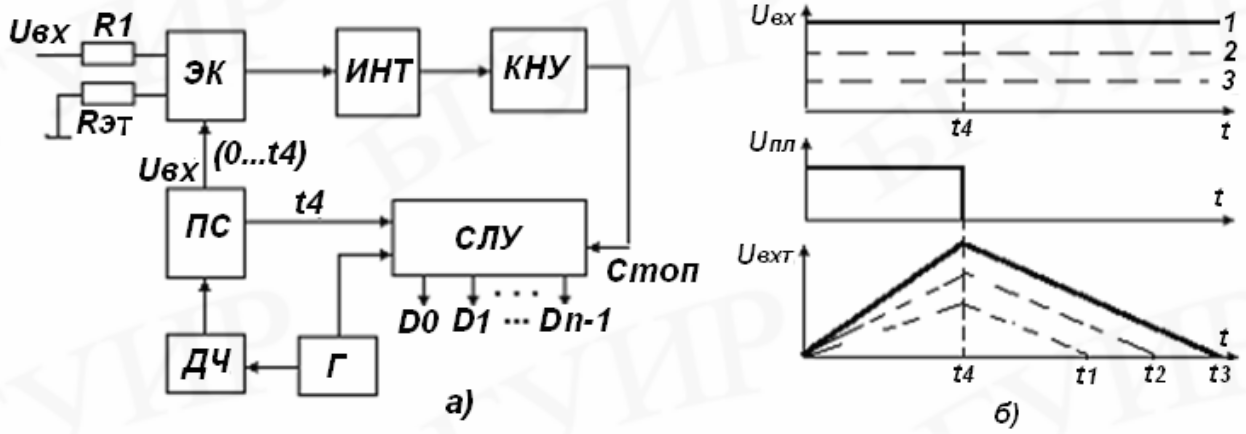


Рис. 14. *АЦП* двойного интегрирования:
а – функциональная схема; *ЭК* – электронный ключ; *ПС* – пороговая схема; *ДЧ* – делитель частоты; *Г* – генератор; *СЛУ* – счетно-логическое устройство; *ИНТ* – интегратор; *КНУ* – компаратор нулевого уровня; *б* – временные диаграммы

АЦП двойного интегрирования относится к наиболее медленно работающим преобразователям. Однако высокая точность, низкий уровень шумов и низкая стоимость делают их незаменимыми для применения в щитовых приборах, мультиметрах, цифровых термометрах и т.п. Этому способствует также то, что результаты преобразования в интегрирующих

АЦП часто представляются в десятичном коде или же в удобном виде для представления цифр десятичной системы счисления.

АЦП с применением управляемого напряжением генератора, получивший название *преобразователя напряжение–частота*, обладает средним временем преобразования и используется преимущественно в измерительных системах, например, в системах измерения скорости и торможения автомобилей, измерения ухода частоты несущей в системах связи, высокоточных накопителях информации, помехоустойчивых системах передачи данных, фильтрах и др.

Контрольные задания

1. С использованием алгоритмов Хаффмана и Шеннона–Фэно произвести эффективное кодирование заданных в табл. 5 сообщений. При кодировании распределение вероятностей различных букв сообщения определить из анализа сообщения.

2. Используя метод шифрования перестановками, зашифровать заданные в табл. 5 сообщения, используя в качестве шаблона прямоугольник с числом столбцов 4.

3. Используя шифрование с ключом, закодировать сообщения (см. табл. 1), используя в качестве ключа слова АЛГОРИТМ, РАЗРЯД, КОДИРОВАНИЕ.

4. Дополнить по строкам и столбцам информационные двоичные блоки, заданные в табл. 6, проверочными битами четности.

5. По заданному кодирующему многочлену построить полиномиальные коды для заданных двоичных сообщений (табл. 7).

Таблица 5

Вариант	**Кодируемое сообщение**	**Вариант**	**Кодируемое сообщение**	**Вариант**	**Кодируемое 0сообщение**
1	ТЕОРИЯ КОДИРОВАНИЯ	6	ТЕОРИЯ КОДИРОВАНИЯ	11	АЛГОРИТМЫ ПРЕОБРАЗОВАНИЯ
2	ТЕОРИЯ ИНФОРМАЦИИ	7	КОДИРОВАНИЕ ИНФОРМАЦИИ	12	ПРОВЕРОЧНЫЕ БИТЫ
3	ПРЕОБРАЗОВАНИЕ ИНФОРМАЦИИ	8	АЛГОРИТМЫ КОДИРОВАНИЯ	13	ИНФОРМАЦИОННЫЕ РАЗРЯДЫ
4	ПРОВЕРОЧНЫЕ РАЗРЯДЫ	9	ПЕРЕДАЧА СООБЩЕНИЙ	14	ПЕРЕДАЧА ИНФОРМАЦИИ

5	ПРЕОБРАЗОВАНИЕ СООБЩЕНИЙ	10	ПРЕОБРАЗОВАНИЕ ДАННЫХ	15	ПЕРЕДАЧА ДАННЫХ

Таблица 6

Вари-ант	Информационное сообщение	Вариант	Информа-ционное сообщение	Вариант	Информационное сообщение	Вариант	Информационное сообщение
1	10011 11000 00110 11001	2	1111 1000 0110 1001	3	10110 11111 00110 11011	4	11011 11100 00100 11000
5	10111 11010 00111 11000	6	0011 0000 1110 0001	7	10011 11000 00110 11001	8	11011 11100 00100 11000
9	10001 11100 01110 01001	10	11011 11100 00100 11000	11	00011 11000 01110 11101	12	10011 10100 00100 11001
13	10010 11001 00111 11000	14	11011 11000 01110 11101	15	11011 11100 10110 11011	16	10111 10000 00100 11011

Таблица 7

Вариант	Образующий многочлен	Производящий многочлен	Вариант	Образующий многочлен	Производящий многочлен
1	1100001	$x^7+x^5+x^3+x+1$	2	1110001	X^4+x^3+x+1
3	1000100	X^4+x^3+x+1	4	1110100	$x^7+x^5+x^3+x+1$
5	1111001	X^4+x^3+x+1	6	1001001	$x^7+x^5+x^3+x+1$
7	1010001	X^3+x^2+x+1	8	1100001	$x^7+x^5+x^3+x+1$
9	1000100	X^4+x^3+x+1	10	1110100	$x^7+x^5+x^3+x+1$
11	1110011	X^4+x^3+x+1	12	1001001	$x^7+x^5+x^3+x+1$
13	1110011	X^3+x^2+x+1	14	1100001	$x^7+x^5+x^3+x+1$
15	1011110	x^3+x^2+1	16	1010100	$x^7+x^5+x^3+x+1$

Св. план 2006, поз. 8

Учебное издание

ТЕОРИЯ ПРЕОБРАЗОВАНИЯ И ПЕРЕДАЧИ ИЗМЕРИТЕЛЬНОЙ ИНФОРМАЦИИ

Методические указания и контрольные задания
для студентов специальности 1-38 02 03
«Техническое обеспечение безопасности»
заочной формы обучения

Составители:
Галузо Валерий Евгеньевич
Мельничук Виталий Витальевич
Образцов Николай Сергеевич
Пинаев Александр Иванович

Редактор Н. В. Гриневич
Корректор М. В. Тезина

Подписано в печать 13.04.2007. Формат 60x84 1/16. Бумага офсетная.
Гарнитура «Таймс». Печать ризографическая. Усл. печ. л. 2,21.
Уч.-изд. л. 1,5. Тираж 125 экз. Заказ 417.

Издатель и полиграфическое исполнение: Учреждение образования
«Белорусский государственный университет информатики и радиоэлектроники»
ЛИ №02330/0056964 от 01.04.2004. ЛП №02330/0131666 от 30.04.2004.
220013, Минск, П. Бровки, 6