

## Висновки

1. На каналах погіршеної якості квазіадресний протокол з накопиченням правильно прийнятих блоків дає вииграш близько 30 % у порівнянні з протоколом без накопичення.
2. На каналах погіршеної якості необхідно ретельно підбирати довжину кодового блоку.
3. В системах передачі даних з квазіадресним перепитом ємність каналного накопичувача суттєво впливає на середню відносну швидкість.

**Список літератури:** 1. *Логвиненко Н. Ф.* Анализ эффективности систем передачи данных с решающей обратной связью и квазиадресным переспросом [Текст] / *Н. Ф. Логвиненко* // Сб. научн. трудов 3-го Международного радиоэлектронного форума «Прикладная радиоэлектроника. Состояние и перспективы развития (МРФ'2008)». – 2008. – Т. 6: ЭМС. – С. 31-34. 2. *Логвиненко М. Ф.* Эффективность адаптации длины кодовых блоков до качества дискретных каналов. [Текст] / *М. Ф. Логвиненко, В. С. Серенко* // Радиотехника. – 2005. – вып. 140. – с. 140-146. 3. *Логвиненко М. Ф.* Порівняльний аналіз ефективності систем захисту даних від завад з адресним та квазіадресним перепитом [Текст] / *Н. Ф. Логвиненко, В. В. Шевцова* // Прикладная радиоэлектроника. – X.: ХНУРЕ, 2010. – Т. 9 № 2. – С. 285-289. 4. *Петрович В. И.* Алгоритм с накоплением и адресным переспросом для обмена данными по каналам ухудшенного качества [Текст] / *В. И. Петрович, Н. Ф. Логвиненко, Ю. П. Сухоруков* // Техника средств связи. Сер. ТПС. – 1984. – Вып. 8. – С. 28-37. 5. *Логвиненко Н. Ф.* Полудуплексный обмен данными по каналам радиосвязи // Техника средств связи. Сер. ТПС. – 1991. – С. 45-51. 6. *А.с. 809615 СССР, МКИ<sup>3</sup> Н 04 L 1/16* Устройство для приема дискретной информации в системах с решающей обратной связью / *Н. Ф. Логвиненко, В. И. Петрович, В. Д. Рукавов* [та ін.]. – № 4017819/24-09; Заявл. 06.02.86; Опубл. 07.05.89. Бюл. № 17. – С. 245.

*Надійшла до редколегії 27.10.2011*

УДК 681.324

**В.Я.ПЕВНЕВ**, канд. техн. наук, доцент ХНУВД, Харьков;  
**М.В.ЦУРАНОВ**, преподаватель, ХНУВД, Харьков

## ЭКСПЕРИМЕНТАЛЬНОЕ ИССЛЕДОВАНИЕ МОДЕЛЕЙ ГРУППОВЫХ ОШИБОК В КАНАЛЕ СВЯЗИ

У статті проведено аналіз основних математичних моделей групових помилок у каналах зв'язку. На основі аналізу здійснена комп'ютерна реалізація моделей помилок і проведений експеримент залежності помилок від довжини каналу зв'язку.

The article analyzes the main group of mathematical models of errors in communication channels. Based on the analysis performed computer implementation of error models and an experiment depending on the length of error channel.

В статье проведен анализ основных математических моделей групповых ошибок в каналах связи. На основе анализа осуществлена компьютерная реализация моделей ошибок и проведен эксперимент зависимости ошибок от длины канала связи.

**Постановка задачи.** Современные технологии передачи информации позволяют осуществлять обмен данными на большие расстояния, создавать глобальные и корпоративные сети. В зависимости от условия реализации и эксплуатации таких сетей передача данных в них подвергается влиянию различного рода помех. Исходя из задач, возникающих при проектировании этих систем, строятся различные математические модели ошибок в каналах связи.

Одной из первых моделей ошибок в канале связи является модель двучленного симметричного канала связи с независимыми ошибками [1]. Единственным параметром канала, необходимым для определения всех характеристик системы является вероятность искажения символа  $p_{ош}$ . Данная модель отличается своей простотой, но, как показали исследования возникновения ошибок в реальных каналах, реальная статистика ошибок не удовлетворяет столь простой модели.

Значительная группа разработанных моделей использует чисто математический подход к описанию потока ошибок, а именно, предполагается взаимонезависимость длин интервалов между одиночными ошибками и подбирается такое распределение длин интервалов, которое достаточно хорошо согласуется с опытными данными. Таковы модели Бергера-Манделброта [2], Брусиловского [1], Аксенова-Воронина [5]. Во всех этих моделях игнорируется физическая сторона процессов, происходящих в каналах связи, механизм образования групповых ошибок выражен неявно.

Более близкие к реальной работе канала связи результаты можно получить, если строить математическую модель потока ошибок, оперируя математическими понятиями, близкими к физическим явлениям, происходящим в канале связи. Существует ряд моделей, которые в определенной степени учитывают физику явлений, приводящих к искажению передаваемой информации. Наиболее известные среди них модели Гильберта [3], Эллиота-Гильберта [4], Фричмана-Свободы [4], Флойлиха-Беннета [5], Попова-Турина [2].

Модели Гильберта, Эллиота-Гильберта, Фричмана-Свободы оперируют понятиями «состояние канала», в котором задаются условные вероятности появления ошибок. Переходы из одного состояния в другое описываются с помощью марковских цепей. Модели Гильберта, Эллиота-Гильберта используют простую марковскую цепь с двумя состояниями и отличаются лишь тем, что в модели Эллиота-Гильберта в «хорошем» состоянии канала задается конечная, ненулевая вероятность ошибки [3]. В модели Фричмана-Свободы число состояний произвольное, что позволяет более точно описать реальный канал. Согласно модели Флойлиха-Беннета поток ошибок состоит из пакетов, возникающих независимо друг от друга с некоторой постоянной вероятностью. Внутри пакета ошибки также независимы, распределение длин пакетов произвольно, но вероятность появления пакета ошибок определенной длины не зависит от длин других пакетов. Обобщением модели Фройлиха -Беннета является модель Попова-Турина, которая предполагает существование в ка-

нале независимо возникающих групп ошибок, внутренняя структура которых является зависимой. Любая позиция в пакете ошибок может стать началом новой цепочки пакетов ошибок с вероятностью, не зависящей от того, на каких других позициях возникли цепочки. Распределение длин цепочек подчиняется геометрическому закону. Внутри цепочек независимо появляются пакеты ошибок, длины которых распределены по полигеометрическому закону, а внутри пакетов задается условная вероятность появления ошибок.

Следует учесть, что рассмотренные модели ошибок могут быть использованы лишь на сравнительно коротких интервалах времени работы канала связи. Практически во всех реальных каналах при длительных наблюдениях можно заметить значительную неравномерность распределения ошибок во времени [6]. В часы наиболее напряженной работы возрастает и уровень групповых помех, перегружаются источники питания, увеличивается число коммутаций аппаратуры, что ведет к росту числа ошибок.

Данные факторы приводят к тому, что поток ошибок становится нестационарным. Более близкой к реальности окажется модель, отражающая в той или иной степени указанные выше особенности каналов - модель, параметры которой будут зависеть от времени. Учитывая, что на практике необходимо формализация расчета показателей реальных телекоммуникационных систем, можно прийти к выводу, что наиболее перспективными являются квазистационарные модели, в которых основные параметры канала связи являются переменными, зависящими от времени. В этом случае сложную модель возникновения ошибок в канале связи можно представляется в виде простой модели, параметры которой случайным образом меняются во времени. При медленном изменении параметров канала можно допустить их скачкообразность, то есть дискретность основных параметров канала. При таком подходе, единый источник ошибок распадается на несколько составляющих, которые можно поставить в соответствие дискретным составляющим. Эквивалентная схема такой модели ошибок представлена на рис. 1 [2].

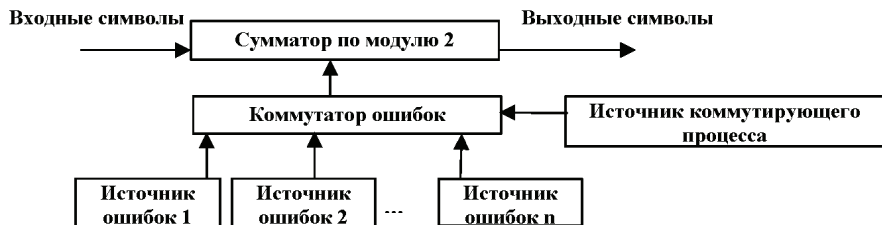


Рисунок 1 – Эквивалентная схема модели ошибок

Для разложения результирующей последовательности ошибок на составляющие можно использовать различные способы, что позволяет созда-

вать определенный резерв при выборе источников ошибок и их комбинаций. При выборе источников ошибок, который в значительной мере произволен и обусловлен лишь самыми характерными особенностями поведения канала, следует взять модель, отражающую реальное группирование ошибок в канале связи, поскольку в реальных каналах тенденция к группированию ошибок ярко выражена и может проявляться в течении первых минут работы канала. При рассмотрении реальных каналов следует отметить тот факт, что чаще всего наблюдаются периоды работы со сравнительно редкими пакетами ошибок, т.е. нормально работающая магистраль имеет малую плотность пакетов ошибок и продолжительность таких состояний наибольшая.

**Целью** данной работы является экспериментальное установление зависимостей возникновения невосстанавливаемых ошибок в передаваемых сообщениях от его размера и модели групповых ошибок.

**Разработка и проведение эксперимента.** Проанализировав существующие модели ошибок, авторы пришли к выводу о наиболее точных моделях. Это модели построенные на многомерном распределении Беннета – Фройлиха. В ходе эксперимента определялись зависимости количества ошибок в сообщении от характеристик канала связи и длины сообщения. При этом предполагалось, что канал является бинарным и симметричным. Для проведения эксперимента авторы программно реализовали рассмотренные выше модели ошибок с параметрами, отвечающими показателям в реальных каналах связи. Канал связи – бинарный, симметричный.

В ходе эксперимента подсчитывалось количество блоков, в которых обнаружена хотя бы одна ошибка, вероятность появления более одной ошибки в миниблоках размерами 4 и 8 бит, количество таких миниблоков в передаваемом сообщении. Схема алгоритма проведенного эксперимента, представлена на рис. 2.

Программно были реализованы следующие модели ошибок:

- модель, построенная на многомерном распределении;
- модель Беннета – Фройлиха.

При проведении эксперимента, в модели, построенном на многомерном распределении были использованы следующие параметры:

- количество состояний – 4;
- вероятности перехода системы в эти состояния и, соответственно, вероятности ошибок в этих состояниях (см. табл. 1);
- вероятности перехода системы из одного состояния в другое (см. табл. 2).

Для модели Беннета-Фройлиха в ходе эксперимента были использованы следующие параметры:

- вероятность появления пакета ошибок  $P_{\text{пак}} = 10^{-4}$ ;

- вероятность ошибки внутри пакета  $P_{\text{ош}} = 10^{-3}, 10^{-2}$ ;
- математическое ожидание длины очередного пакета  $M_{L_n} = 50$ ;
- среднее квадратичное отклонение длины пакета  $\sigma_{L_n} = 16,66$ .

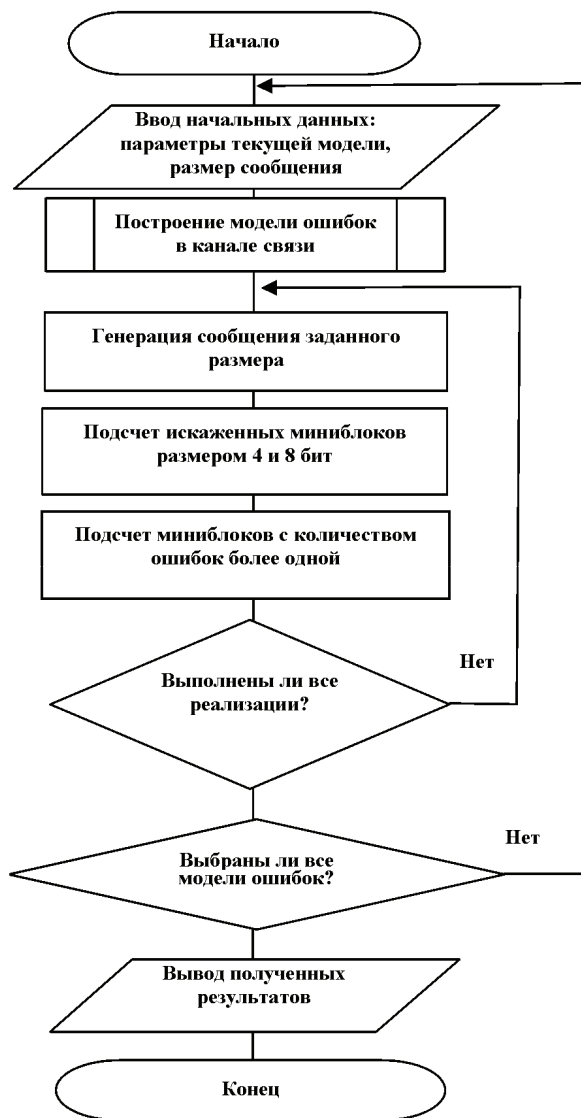


Рисунок 2 – Схема алгоритма

Таблица 1 – Параметры состояний модели, построенной на многомерном распределении

№ п.п.	$P_{\text{сост}}$	$P_{\text{ош}}$
1	0,6	$10^{-4} \div 10^{-3}$
2	0,2	$10^{-3} \div 10^{-2}$
3	0,09	$10^{-2}$
4	0,11	$10^{-2}$

Таблица 2 – Параметры смены состояний модели, построенной на многомерном распределении

№ сост	1	2	3	4
1	0,5	0,2	0,15	0,15
2	0,7	0,15	0,1	0,05
3	0,29	0,26	0,25	0,2
4	0,4	0,25	0,2	0,15

Эксперимент проводился на потоке блоков размером от 256 до 8192 бит с шагом 256 бит. В каждой точке исследования для каждой из моделей было проведено 1000 реализаций. Границы интервалов определялись в соответствии с вероятностями появления одиночных ошибок в существующих каналах связи. Данные каналы определяются существующими топологиями, которые используются в современных телекоммуникационных системах.

**Результаты эксперимента.** При обработке результатов эксперимента была обнаружена зависимость появления ошибок в сообщении от длины блока данных и выбранных моделей появления групповых ошибок в каналах связи. В ходе эксперимента определялось количество ошибок в блоке. В табл. 3 показана зависимость вероятности одиночной ошибки от размера передаваемого блока и максимальное количество ошибок, которые возникли в блоке при передаче при заданных параметрах модели. Следует отметить, что максимальное количество ошибок в блоке значительно превосходит среднее. Вероятность появления ошибки определялось как отношение общего количества ошибок к размеру блока и количеству опытов

Важным результатом эксперимента стало выявление миниблоков, содержащих две и более ошибки. В качестве размера такого миниблока были выбраны последовательности размером 4 и 8 бит. Данные зависимости представлены в табл. 3.

**Выводы.** Представленные в работе результаты эксперимента по моделированию канала связи с использованием предложенных моделей групповых ошибок показывает возможность:

- применения способа восстановления информации при обмене данными в телекоммуникационных системах, изложенного в [7];
- использования, при работе с миниблоками указанной в работе длины, в качестве моделей возникновения ошибок – модели возникновения независимых ошибок, так как являются более «жесткими», по сравнению предложенными моделями групповых ошибок.

Таблица 3 – Результаты эксперимента

Длина блока ( бит )	Модель Беннета-Фройлиха								Многомерное распределение			
	P = 0,01				P = 0,001				P <sub>ош</sub>	Макс кол. ошибок в блоке	Кол-во мини-блоков с >1 ошибкой	
	P <sub>ош</sub>	Макс кол.ошибок в блоке	Кол-во мини-блоков с >1 ошибкой		P <sub>ош</sub>	Макс кол.ошибок в блоке	Кол-во мини-блоков с >1 ошибкой					
			4 бита	8 бит			4 бита	8 бит				
256	1,62E-03	2	0	0	2,03E-04	1	0	0	8,15E-03	9	0	0
512	7,64E-04	2	0	0	1,02E-04	2	0	0	8,38E-03	12	0	0
768	5,27E-04	2	0	0	5,47E-05	1	0	0	8,26E-03	15	0	0
8192	8,02E-05	4	0	0	9,77E-06	4	0	0	8,11E-03	96	0	3
1024	4,32E-04	2	0	0	6,15E-05	1	0	0	8,13E-03	19	0	0
1280	3,19E-04	3	0	0	4,61E-05	1	0	0	8,11E-03	23	0	1
1536	2,81E-04	3	0	0	4,04E-05	2	0	0	8,16E-03	25	0	1
1792	2,54E-04	3	0	0	3,24E-05	2	0	0	8,19E-03	30	0	2
2048	2,23E-04	3	0	0	2,54E-05	1	0	0	8,15E-03	31	0	3
2304	2,09E-04	2	0	0	2,73E-05	2	0	0	8,19E-03	33	0	3
2560	1,86E-04	3	0	0	2,46E-05	1	0	0	8,11E-03	39	1	4
2816	1,76E-04	3	0	0	1,99E-05	2	0	0	8,15E-03	39	0	2
3072	1,57E-04	3	0	0	1,99E-05	2	0	0	8,14E-03	43	1	2
3328	1,52E-04	3	0	0	1,74E-05	1	0	0	8,16E-03	44	0	2
3584	1,47E-04	3	0	0	1,87E-05	2	0	0	8,12E-03	49	0	1
3840	1,37E-04	3	0	0	1,54E-05	1	0	0	8,09E-03	47	0	2
4096	1,21E-04	3	0	0	1,93E-05	2	0	0	8,16E-03	51	0	1
4352	1,25E-04	3	0	0	1,49E-05	2	0	0	8,08E-03	55	0	0
4608	1,18E-04	4	0	0	1,45E-05	2	0	0	8,11E-03	54	0	0
4864	1,14E-04	3	0	0	1,30E-05	1	0	0	8,15E-03	59	0	0
5120	1,12E-04	4	0	0	1,74E-05	2	0	0	8,12E-03	65	1	3
5376	1,08E-04	3	0	0	1,41E-05	1	0	0	8,10E-03	63	0	0
5632	1,05E-04	3	0	0	1,35E-05	2	0	0	8,09E-03	66	0	1
5888	9,56E-05	3	0	0	1,36E-05	2	0	0	8,14E-03	75	0	1
6144	1,05E-04	4	1	1	1,20E-05	2	0	0	8,11E-03	70	0	0
6400	9,95E-05	3	0	0	1,30E-05	2	0	1	8,10E-03	73	1	1
6656	9,33E-05	3	0	0	9,62E-06	2	0	0	8,10E-03	77	0	2
6912	9,10E-05	4	0	0	1,07E-05	1	0	0	8,10E-03	78	0	1
7168	9,36E-05	5	0	0	1,21E-05	2	1	1	8,12E-03	85	0	0
7424	8,73E-05	5	0	1	1,29E-05	2	0	0	8,10E-03	91	0	3
7680	8,85E-05	3	0	0	1,11E-05	2	0	0	8,13E-03	85	0	4
7936	8,86E-05	4	0	0	1,05E-05	2	0	1	8,08E-03	88	0	0

**Список литературы:** 1. *Р. Фано* Передача информации. Статистическая теория связи. – М.: Мир, 1965. 2. *Блох Э.Л., Попов О.В., Турин В.Я.* Модель источника ошибок в каналах передачи цифровой информации. – М.: Связь, 1971. 3. *Гильберт Э.Н.* Пропускная способность канала связи с пакетными ошибками / Кибернетический сборник. – № 9. – М.: Мир, 1964. 4. Статистика ошибок при передаче цифровой информации / Под ред. *С.И.Самойленко.* – М.: Мир, 1966. 5. *Советов Б.Я., Стах В.М.* Построение адаптивных систем передачи информации для автоматизированного управления. – Л.: Энергоиздат, 1982. 6. Каналы передачи данных / *Л.И.Зубовский, А.Б.Пугач, Н.Л.Беркман.* – М.: Связь, 1970. 7. *Певнев В.Я.* та ін. Спосіб відновлення інформації при обміні даними у телекомунікаційних системах. – Патент на корисну модель № 26778, МПК НО4L 12/00, заяв. 23.04.07, опубл. 10.10.2007, Бюл. № 16.

*Поступила в редколлегию 27.10.2011*

УДК 621.391

**С.И. ПРИХОДЬКО**, д-р техн. наук, зав. кафедрой, УкрГАЗТ, Харьков;  
**Н.А. ШТОМПЕЛЬ**, канд. техн. наук, ассистент, УкрГАЗТ, Харьков

## **ОЦЕНКА ВЫЧИСЛИТЕЛЬНОЙ СЛОЖНОСТИ МЕТОДА ЧАСТОТНОГО АЛГЕБРАИЧЕСКОГО ДЕКОДИРОВАНИЯ СВЕРТОЧНЫХ КОДОВ**

У роботі проведено числове порівняння обчислювальної складності методів алгебраїчного декодування згорткових кодів у часовій та частотній областях, з якого випливає, що метод частотного декодування згорткових кодів на основі ШПФ Винограда доцільно використовувати для згорткових кодів з довжиною вхідного кодового обмеження  $r \geq 6$ .

The paper contains a numerical comparison of computational complexity methods of algebraic decoding convolutional codes in time and frequency domains from which it follows that the method of frequency decoding convolutional codes based on the Winograd's FFT advisable to use for convolutional codes with length of input code limitation  $r \geq 6$ .

В работе проведено числовое сравнение вычислительной сложности методов алгебраического декодирования сверточных кодов во временной и частотной областях, из которого получается, что метод частотного декодирования сверточных кодов на основе ШПФ Винограда целесообразно использовать для сверточных кодов с длиной входного кодового ограничения  $r \geq 6$ .

**Постановка задачи.** Основными показателями эффективности методов декодирования помехоустойчивых кодов, в частности сверточных кодов, являются обеспечиваемое отношение сигнал/шум, требуемая вероятность потерь и вычислительная сложность. При заданных значениях первых двух показателей эффективности в качестве критерия эффективности выступает вычислительная сложность. Под вычислительной сложностью метода декодирования понимается число арифметических операций, выполняемых над обрабатываемыми данными или промежуточными значениями, полученными из них, на каждом этапе декодирования. Арифметическими операциями являются