

Использование управляемого хоппинга для уменьшения коэффициента потерь блоков с ограниченным числом переспросов

О.Г. Мелентьев, И.Е. Шевнина

В работе рассматривается задача передачи потока данных с ограниченным временем на доставку блока по пучку каналов с группирующимся характером поражения блоков. Предложены два алгоритма управления хоппингом, позволяющие уменьшить коэффициент потерь блоков. Проведено сравнение предложенных алгоритмов с идеальным алгоритмом управления и алгоритмом, не использующим управляемый хоппинг.

Ключевые слова: пучок каналов, простая марковская цепь, модель Гилберта, управление хоппингом.

1. Введение

Довольно часто между двумя узлами сети имеется несколько каналов или маршрутов. Это могут быть каналы с частотным разделением, каналы, организованные в разных кабелях, разными системами передачи (например: кабельный и радиорелейный или спутниковый) или каналы, проходящие через сеть по разным географическим маршрутам. Мы не будем привязываться к конкретной системе и физической природе каналов. Рассмотрим абстрактную систему передачи данных, имеющую между передатчиком и приёмником пучок параллельных каналов. Временные слоты канала предоставляются для передачи блоков данных. В процессе передачи блоки могут поражаться ошибками. Поражение блоков в каждом канале пучка имеет группирующий характер. В тоже время, процессы поражения блоков в разных каналах пучка независимы.

Имеющийся ресурс пучка из N каналов предоставляется для обслуживания потока данных с ограничением временем на доставку блока. Причинами задержек блоков обычно являются занятость выходных портов передачей данных других приложений и повторные передачи, обусловленные возникновением ошибок. Так как в нашем случае весь пучок каналов предоставляется для обслуживания одного приложения реального времени, то причиной задержек будут только повторные передачи. Время задержки блока будет кратно количеству переспросов, поэтому далее будем использовать ограничение числа переспросов L_m . Если за L_m попыток блок не доставлен, он отбрасывается и система переходит к передаче следующего блока. Количественно потери блоков будем характеризовать коэффициентом потерь K_{Π} . Данный коэффициент определяется отношением числа блоков, отброшенных из-за превышения допустимой задержки, к числу безошибочно доставленных блоков. Очевидно, что для повышения качества передачи необходимо уменьшать K_{Π} . Попытаемся уменьшить потери блоков, используя управляемый хоппинг. Под хоппингом будем понимать синхронное изменение каналов между передатчиком и приемником по определённому алгоритму.

2. Алгоритмы управления хоппингом

В работе [1] были получены предельные численные оценки выигрыша от применения управляемого хоппинга при использовании идеального алгоритма управления. Идеальный алгоритм абсолютно точно прогнозирует поражённые слоты. В данной работе предлагаются два алгоритма управления хоппингом, обеспечивающие количественную оценку вероятности успеха при приёме следующего слота во всех каналах пучка, ранжирование каналов по качеству, ранжирование блоков, находящихся в буфере, по приоритету и предоставление блокам с большим приоритетом слота в канале с лучшим прогнозом.

Алгоритмы управляемого хоппинга являются расширенной модификацией алгоритмов построения приоритетного логического канала (ПЛК), рассмотренных в [2].

Как показано в [3, 4], статистика поражений блоков имеет группирующий характер и удовлетворительно аппроксимируется моделями на основе цепей Маркова с двумя состояниями. Свойство группирования ошибок мы попытаемся использовать для прогнозирования качества передачи в будущем по результатам предыдущих попыток. Для математического описания группирования поражений слотов мы будем использовать простую марковскую цепь с двумя состояниями, или модель Гилберта.

Модель Гилберта предполагает наличие двух состояний канала, хорошего (g), в котором поражения слотов не происходит и плохого (b), в котором слоты поражаются с некоторой вероятностью $P_{\text{ош}}$. Дискретным шагом системы является передача слота. Сохранение и смена состояний на следующем шаге описываются соответствующими переходными вероятностями: P_{gg} , P_{bb} , P_{gb} , и P_{bg} .

Простая марковская цепь является частным случаем модели Гилберта при $P_{\text{ош}} = 1$.

Каждый исходный канал при моделировании представляется вектором длиной V , элементы которого принимают значение 0 при безошибочной передаче слота и 1, если в слоте есть ошибки. Распределение нулей и единиц подчиняется модели Гилберта с заданными параметрами. Пучок исходных каналов представлен объединением соответствующих векторов в матрицу каналов M размерностью $V \times N$.

В общем случае приоритет блоков может задаваться приложением, генерирующим поток. Мы же рассмотрим ситуацию, когда изначально все блоки обслуживаемого потока имеют одинаковый приоритет. В процессе передачи некоторые блоки поражаются ошибками и требуют повторения. Так как время жизни блока (или максимальное число переспросов) ограничено, то пропорционально числу неудачных попыток повышается и приоритет блока.

Блоки обслуживаемого потока передаются в канальных слотах пучка параллельно по N блокам. При отсутствии управления хоппингом, слоты каналов пучка заполняются блоками в порядке их поступления и для повторения поражённых блоков канал не меняется. Клетка с тёмным фоном на рис. 1 символизирует поражение пятого блока, который повторно передается в том же канале.



Рис. 1. Заполнение слотов по алгоритму A_0 .

Назовем такой порядок заполнения алгоритмом A_0 . Он будет использован как база для сравнения эффективности рассмотренных алгоритмов, реализующих управление.

На прохождение блока по сети затрачивается некоторое время. Для учёта временных задержек от момента отправки блока до момента получения квитанции о качестве приёма блока при моделировании вводится величина x , выраженная в слотах.

В процессе управления параллельной передачей по какому-либо алгоритму из матрицы каналов формируется матрица передач. Нули матрицы соответствуют успешной передаче слота, ненулевые элементы указывают количество неудачных приёмов блока, передаваемого в данном слоте. Пример матрицы передач для трёх параллельных каналов показан на рис. 2. Отмеченные фоном клетки соответствуют ошибочным слотам, диагональные линии указывают на изменение канала после неудачной попытки. Числа в клетках отражают количество неудач при передаче блоков.

0	0	1	0	2	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0
1	0	1	1	0	0	1	0	0	2	0	1	0	3	0	0	0
0	0	0	2	0	0	0	0	0	1	0	0	2	1	0	0	0

Рис. 2. Пример матрицы передач

Анализируя матрицы передач, сформированные рассматриваемыми алгоритмами, получим все необходимые характеристики.

Как показано в [2], все алгоритмы прогноза по использованию информации о результатах предыдущих попыток передачи можно разделить на две группы:

– *алгоритмы с единичной памятью* принимают решения о выделении слота на основании анализа качества приёма последнего блока в каждом канале пучка, информация о котором к текущему моменту известна на передаче (под качеством приёма будем понимать отсутствие или наличие ошибок в принятом блоке);

– *алгоритмы с длительной памятью* принимают решения о выделении слота на основании анализа результатов некоторого числа последних попыток.

Рассмотрим два алгоритма с длительной памятью, которые показали лучшие результаты при моделировании.

АБ-СКО – алгоритмы выбора по среднему коэффициенту ошибок $/\infty$ – с неограниченным буфером; $/L$ – с ограниченным буфером длиной L . Алгоритмы предполагают организацию буферов, в которых хранятся результаты качества последних приёмов в каждом канале.

Для каждого канала по содержимому буфера оценивается средний коэффициент правильного приёма блоков, в соответствии с которым каналы ранжируются по качеству. Далее для более приоритетного блока на каждом шаге предоставляется слот исходного канала с меньшим числом ошибок в буфере. При неограниченном буфере или известных коэффициентах ошибок алгоритм является идеализированным и представляет интерес только как объект для сравнения при оценке эффективности реальных алгоритмов. Вариант блок-схемы алгоритма **АБ-СКО/ L** с фиксированной длиной буфера показан на рис. 3.

В блоке 5 проводится заполнение вектора неудачных передач блоков (E). Элементами вектора является количество неудачных попыток передачи для N блоков, находящихся в буфере наибольшее время. Блоки 7 – 9 обеспечивают просмотр L элементов буфера в установившемся режиме, блоки 10 – 12 реализуют анализ на начальном этапе передачи, когда буфер ещё не содержит L квитанций. Элементы вектора положительного прогноза W в данном алгоритме имеют смысл количества положительных квитанций из L последних, полученных передатчиком. Для определения приоритетов была разработана процедура сортировки массива ($Pt(x)$), которая возвращает индексы элементов массива x , расположенных в порядке убывания значений.

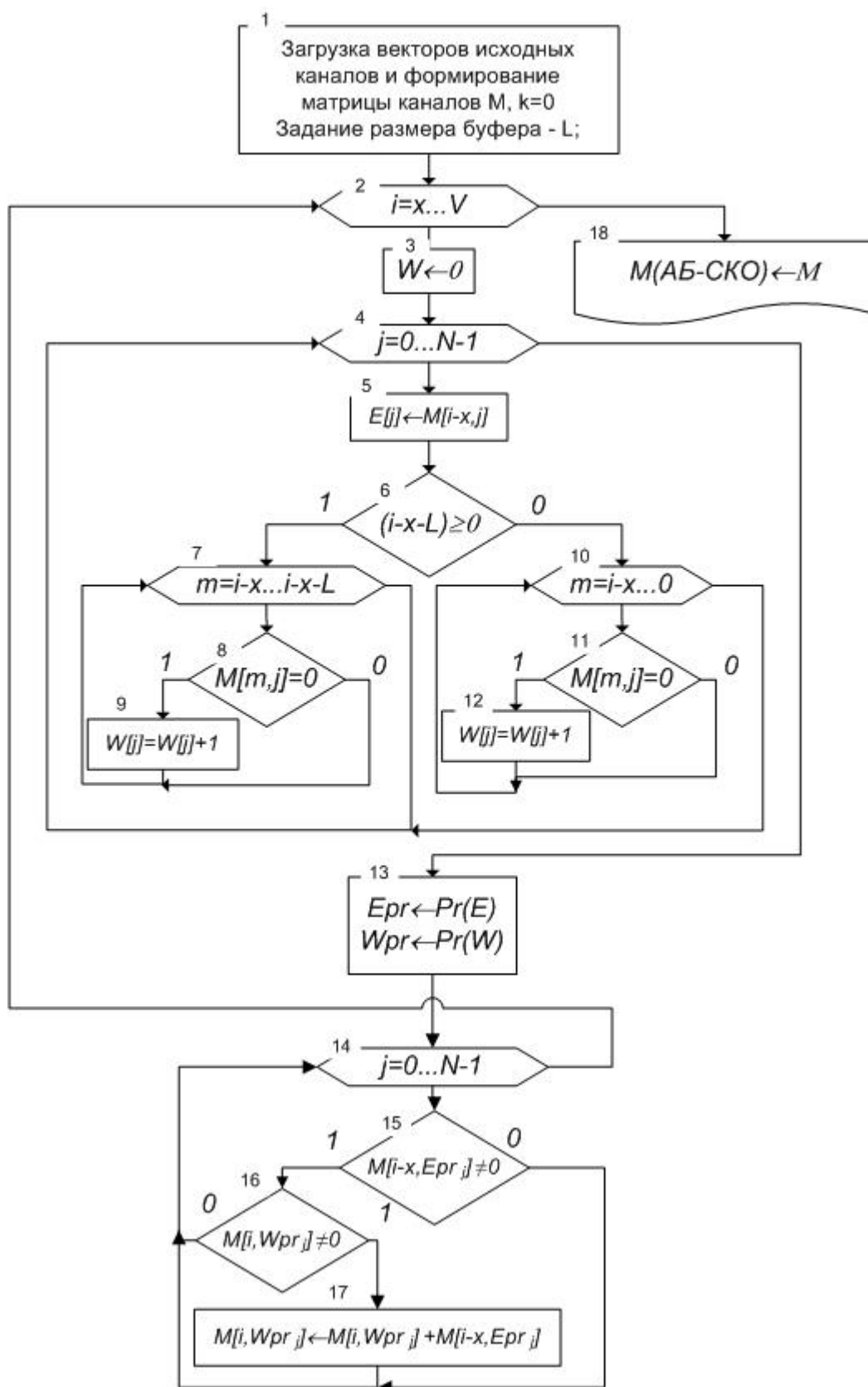


Рис. 3. Блок-схема выбора ПЛК по алгоритму АБ-СКО/L

Блок 13 обеспечивает сортировку каналов по качеству, анализируя вектор положительно-го прогноза ($Pr(W)$), и сортировку блоков по числу неудачных попыток ($Pr(E)$). Далее блок с высшим приоритетом (или большим числом неудач) передаётся по каналу с лучшим каче-

ством. При этом (блоки 14 – 17) изменение элемента $M[i, Wpr_j]$ матрицы передач (т.е. увеличение количества неудачных попыток передачи блока) производится только тогда, когда элементы $M[i - x, Epr_j]$ и $M[i, Wpr_j]$ не нулевые (т.е. при повторной передаче блок передаётся в слоте с ошибкой).

Следующий алгоритм учитывает параметры группирования ошибок. Для принятия решений он использует оценки переходных вероятностей простых цепей Маркова (А1Б-ПЦМ) (или модели Гилберта – А1Б-Г), описывающих процессы поражения слотов исходных каналов.

Первоначальное определение параметров модели Гилберта и последующие их оперативные корректировки в процессе работы обеспечиваются соответствующим алгоритмом корректировки. Методики оперативной оценки параметров модели Гилберта по результатам статистических испытаний и определение объёмов испытаний, необходимых для обеспечения требуемой точности оценок, подробно рассмотрены в [4].

По результатам приёма последнего блока и известным переходным вероятностям вычисляются коэффициенты положительного прогноза для каждого канала. Определим коэффициент положительного прогноза при ошибке в последнем слоте для случая, когда канал удовлетворительно описывается моделью Гилберта и задержка квитанций отсутствует. Если текущий слот поражён, то, в соответствии с моделью Гилберта, канал действительно находится в плохом состоянии, а это значит, что вероятность приёма следующего слота без ошибок складывается из двух альтернатив:

1 – канал сохраняет плохое состояние, но ошибки не происходит;

2 – при передаче следующего слота канал переходит в хорошее состояние, где ошибок нет по определению.

В данном случае для вероятности приёма следующего слота без ошибок можно записать

$$W_{bg} = P_{bb}(1 - P_{ош}) + P_{bg}. \quad (1)$$

Если последний слот был передан без ошибок, то коэффициент положительного прогноза

$$W_{gg} = \frac{P_g}{1 - P_b P_{ош}} (P_{gg} + P_{gb}(1 - P_{ош})) + \frac{P_b(1 - P_{ош})}{1 - P_b P_{ош}} (P_{bb}(1 - P_{ош}) + P_{bg}). \quad (2)$$

Здесь P_{gg} , P_{gb} , P_{bg} , P_{bb} – переходные, P_g , P_b – финальные вероятности модели Гилберта, $P_{ош}$ – вероятность ошибки в плохом состоянии канала.

Для произвольной задержки квитанций коэффициенты прогноза качества доставки текущих слотов по результатам предыдущих попыток получены в работе [5].

Ранжирование каналов осуществляется по коэффициентам положительного прогноза. В качестве лучшего выбирается канал с максимальным коэффициентом прогноза.

Блок-схема управления хоппингом в соответствии с алгоритмом А1Б-ПЦМ представлена на рис. 4.

После сортировки каналов и приоритизации блоков повторные передачи высокоприоритетных блоков производятся в каналах с максимальным коэффициентом положительного прогноза. Такой подход позволяет различать каналы по качеству даже при одинаковых исходах в последней попытке.

В блоке 2 формируется матрица коэффициентов положительного прогноза Wg . Число строк матрицы определяется числом каналов пучка. Число столбцов равно двум. Нулевой столбец содержит коэффициенты положительного прогноза для случая, когда последний переданный в канале слот, квитанция о качестве приёма которого получена на передаче, не содержал ошибок. Первый столбец содержит коэффициенты для случая с ошибками. Блок 5 заполняет вектор неудачных передач блоков. Блоки 6 – 8 обеспечивают формирование вектора коэффициентов положительного прогноза на основании квитанций о качестве приёма последних блоков в каждом канале пучка.

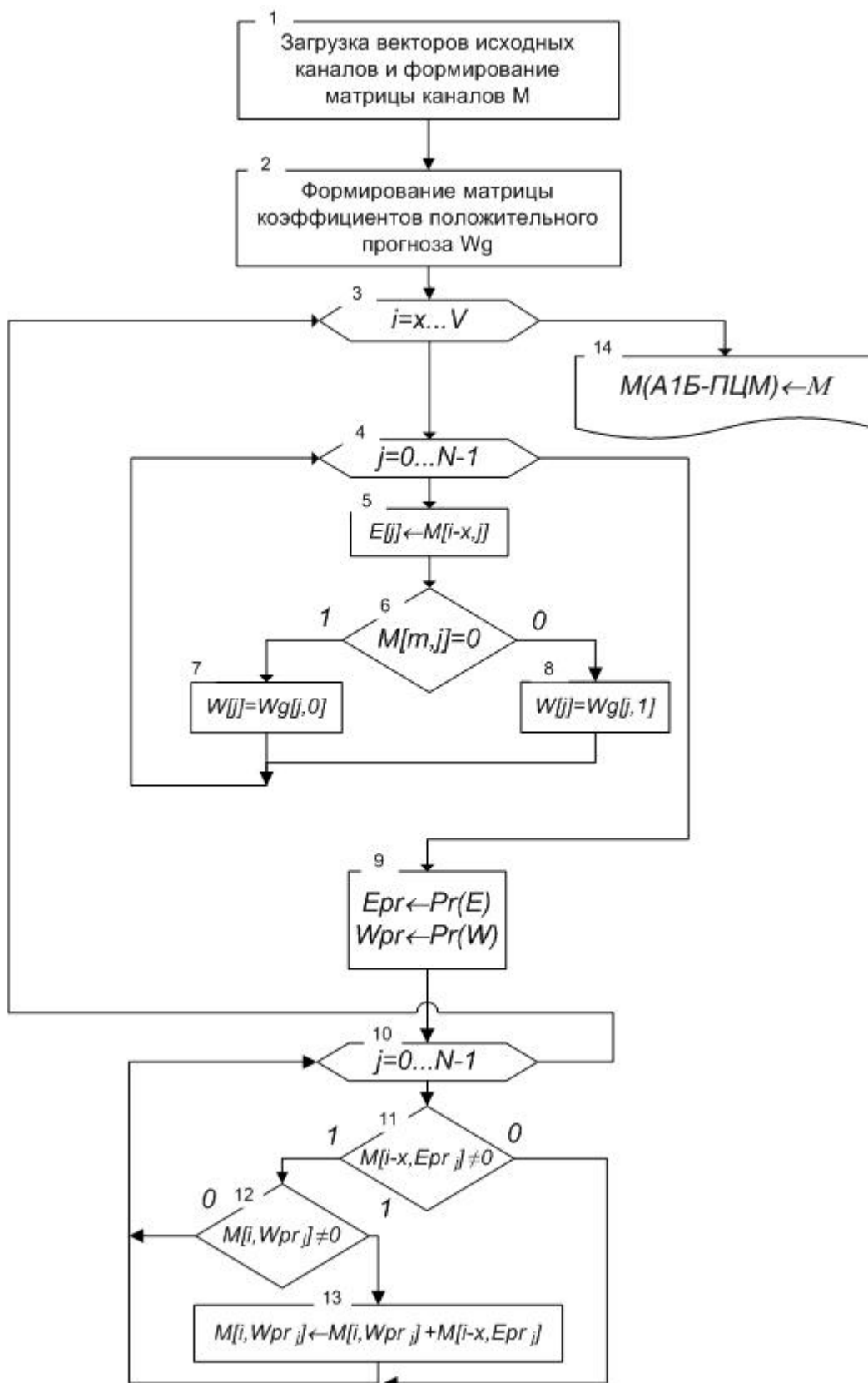


Рис. 4. – Блок-схема управления хоппингом по алгоритму А1Б-ПЦМ

Для оценки предельных возможностей алгоритмов управления хоппингом был использован идеальный алгоритм, который абсолютно точно прогнозирует качество передачи блоков в следующей попытке. В имитационной модели это обеспечивается тем, что при заполнении

вектора прогноза качества передачи используются не результаты качества приёма последней попытки, а элементы матрицы каналов текущей i -той попытки, т.е. непосредственно результаты приёма слотов, из которых производится выбор.

3. Результаты моделирования

Для рассмотренных выше алгоритмов было проведено имитационное моделирование, позволившее получить количественные оценки эффективности их применения. На рис. 5 приведены зависимости вероятности доставки блока точно с заданной попытки при задержке квитанции на один слот и трёх каналах в пучке. Параметры модели Гилберта, описывающей исходные каналы, соответственно равны $P1_{gg} = 0.95$, $P1_{bb} = 0.93$; $P2_{gg} = 0.93$, $P2_{bb} = 0.93$; $P3_{gg} = 0.98$, $P3_{bb} = 0.93$, при этом вероятность поражения слота в плохом состоянии всех каналов равна 0.5.

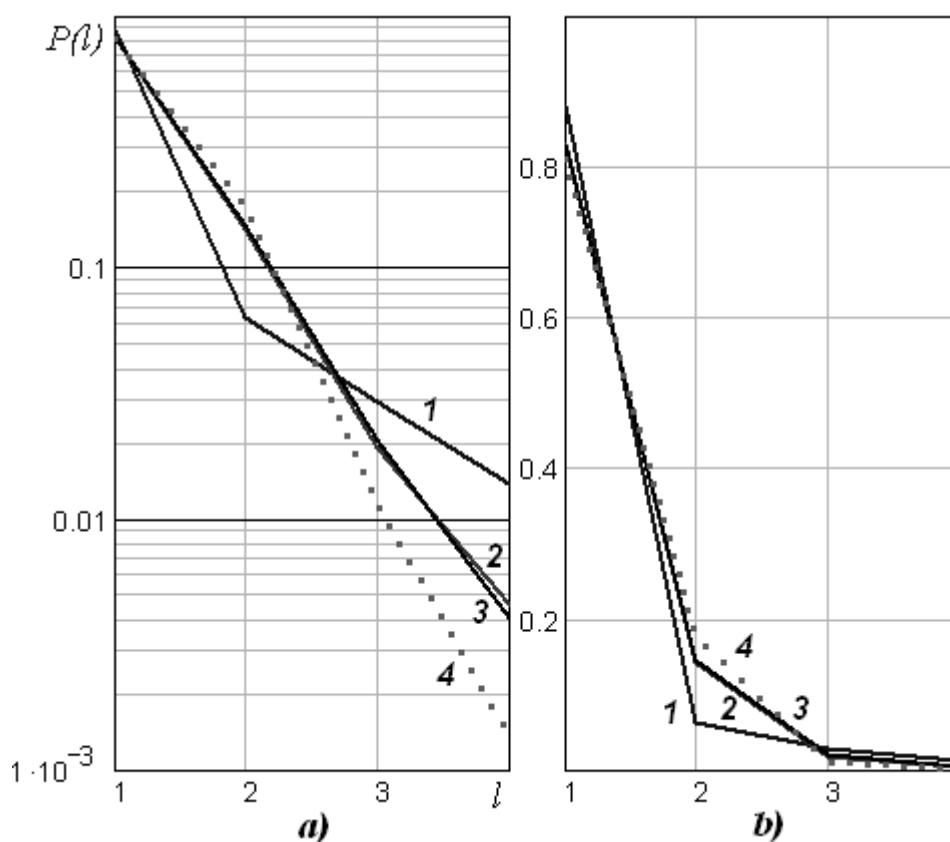


Рис. 5. Зависимости вероятности доставки блока точно с заданной попытки при задержке квитанции на один слот и трёх каналах в пучке. а – в логарифмическом и б – в линейном масштабе.
1 – A0; 2 – AB-CKO/10; 3 – A1B-Г; 4 – Идеальный алгоритм

Как видим, применение рассмотренных алгоритмов управления хоппингом позволяют значительно увеличить вероятности успешной доставки со второй и третьей попыток и уменьшить тем самым необходимость большого числа повторений. Для более детального анализа рассмотрим начальный участок в линейном масштабе (рис.5б). Как видим, применение алгоритмов управления несколько снижает вероятность успешной доставки с первой попытки, но за счёт этого существенно увеличивает успех во второй и третьей попытках. В результате такого перераспределения значительно возрастает вероятность успешной доставки при заданном ограничении максимального числа переспросов пакетов (рис.6а).

Зависимость коэффициента потерь блоков от допустимого числа переспросов показана на рис. 6б. Как видим, при использовании алгоритмов управления потери блоков уменьшаются в 2 – 11 раз. В каналах, где статистика поражений слотов подчиняется простой марковской цепи (т.е. вероятность ошибки в плохом состоянии равна единице), рассмотренные алгоритмы показывают результаты, соизмеримые с идеальным алгоритмом. В этом случае потери блоков можно снизить в десятки раз.

Полученные результаты наглядно иллюстрируют целесообразность дальнейшей работы по синтезу, исследованию и внедрению алгоритмов управляемого хоппинга на сетях передачи трафика, критичного к задержкам.

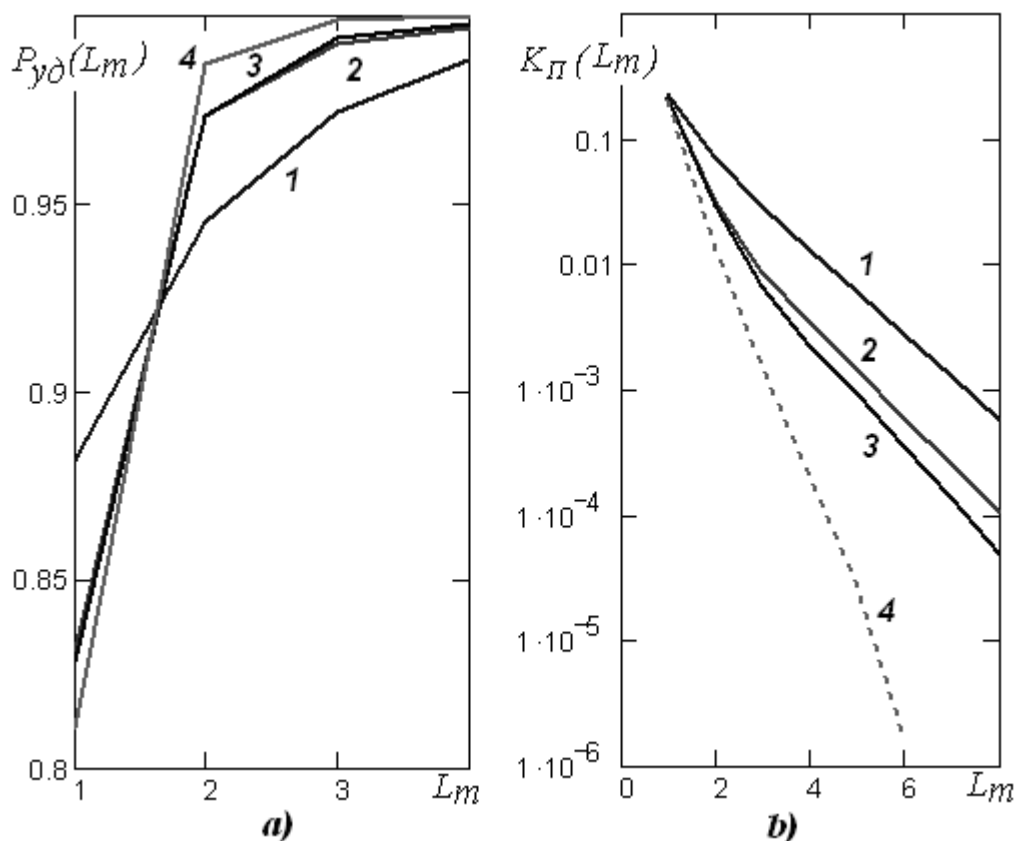


Рис. 6. Зависимости вероятности успешной доставки блока (а) и коэффициента потерь (б) от допустимого числа переспросов при задержке квитанции на один слот

Литература

1. Мелентьев О.Г. Шевнина И.Е. Оценка эффективности управления хоппингом при передаче по каналам с группирующимися ошибками. Вестник СибГУТИ, 2008, № 2, С. 28-30.
2. Мелентьев О.Г. Шевнина И.Е. Оценка алгоритмов выбора логического канала с учётом приоритетов. Электросвязь. – 2010. - № 2 С.50-52
3. Коричнёв Л.П., Королёв В.Д. Статистический контроль каналов связи. – М.: Радио и связь, 1989. 240 с.
4. Мелентьев О.Г. Теоретические аспекты передачи данных по каналам с группирующимися ошибками /под редакцией профессора В.П. Шувалова – М.: Горячая линия –Телеком, 2007. –232с.:ил.
5. Шевнина И.Е. Прогнозирование качества приёма слота по результатам предыдущих попыток в каналах с группирующимися ошибками. – Материалы X международной конференции «Проблемы функционирования информационных сетей», 2008. – С. 143-145.

*Статья поступила в редакцию 9 марта 2011
Переработанный вариант – 26 марта 2012*

Мелентьев Олег Геннадьевич

д.т.н., профессор кафедры передачи дискретных сообщений и метрологии СибГУТИ,
декан факультета автоматической электросвязи (630102, Новосибирск, ул. Кирова, 86)
тел. (383) 2-698-240, e-mail: melog@sibsutis.ru

Шевнина Ирина Евгеньевна

Доцент кафедры передачи дискретных сообщений и метрологии СибГУТИ, заместитель
декана факультета автоматической электросвязи (630102, Новосибирск, ул. Кирова, 86)
тел. (383) 2-698-244, e-mail: pdsm@yandex.ru

Managed Hopping Usage for BER Decreasing with Constraint of Repeat Request Numbers

O. G. Melentyev, I.E.Shevina

In this paper, we consider a task of data transmission over a few dedicated channels with bursty errors. Moreover, we introduce a time constraint for one data block delivery. We propose two algorithms of hopping management that make it possible to decrease Block Error Rate (BER). A comparison of suggested algorithms with ideal managed hopping algorithm and no hopping algorithm was made.

Keywords: group of channels, simple Markov chain, Gilbert model, managed hopping.