Оценка эффективности управления хоппингом при передаче по каналам с группирующимися ошибками

О. Г. Мелентьев, И. Е. Шевнина

Из года в год возрастают требования к качеству доставки информации. Обеспечение гарантированных скоростей передачи, задержек и показателей верности требует поиска новых решений, позволяющих повысить использование пропускной способности каналов. При наличии нескольких параллельных каналов с группирующимися ошибками одним из таких решений может быть использование управляемого хоппинга. В данной статье получены оценки повышения качественных показателей передачи при использовании идеального алгоритма управления хоппингом.

Рассмотрим систему передачи данных, имеющую между передатчиком и приёмником пучок параллельных каналов с временным разделением (TDMA). Поражение слотов в каждом канале имеет тенденцию к группированию и описывается простой цепью Маркова с двумя состояниями или моделью Гилберта. Группирование ошибок позволяет прогнозировать качество передачи по результатам предыдущих попыток. Можно разработать алгоритмы, обеспечивающие прогноз качества приёма во всех каналах пучка и распределение канальных слотов для передачи блоков в зависимости от приоритета. В данной работе мы попытаемся сделать оценку максимального выигрыша от введения подобных алгоритмов управления передачей по параллельным каналам. Оценку выигрыша будем проводить, сравнивая вероятности успешной доставки блоков с фиксированной попытки передачи и коэффициент потерь блоков, исчерпавших лимит попыток.

Определим данные характеристики для канала с группированием поражений слотов, заданного простой марковской цепью с двумя состояниями. Параметры такого канала определяются матрицей переходных вероятностей

$$\mathbf{U} = \begin{vmatrix} U_{gg} & U_{gb} \\ U_{bg} & U_{bb} \end{vmatrix} .$$

Физический смысл элементов матрицы – вероятность принять следующий слот без ошибок (с ошибками), если текущий слот принят без ошибок (с ошибками).

Доставка с первой попытки в таком канале возможна только тогда, когда безошибочный слот следует за безошибочным т.е. с вероятностью U_{gg}. Доставка точно за l попыток имеет вероятность $U_{gb}{U_{bb}}^{l-2}U_{bg}$. Тогда для вероятности доставки точно с l-той попытки можно записать

$$p(l) = \begin{cases} U_{gg}, \text{ если } l = 1, \\ U_{gb}{U_{bb}}^{l-2}U_{bg} \text{ в противном случае.} \end{cases}$$

Среднее число безошибочных слотов в канале всегда постоянно и равно $(1-P_e)B_k$, где B_k – количество слотов, передаваемое по каналу за секунду,

$P_e = U_b = \dfrac{U_{gb}}{U_{gb}+U_{bg}}$ – средняя вероятность поражения слота.

Очевидно, что если производительность источника (или количество блоков, вырабатываемое в единицу времени) R_u равна среднему числу безошибочных слотов B_k, то все блоки будут успешно доставлены при отсутствии ограничений на задержку.

Во многих случаях время на доставку блока получателю ограничивается. Зададим ограничение максимально допустимого числа повторений L_m. Если за L_m попыток блок не доставлен, он отбрасывается и система переходит к передаче следующего блока.

Каждый отброшенный блок освобождает один или несколько слотов для передачи следующих блоков. Среди освобождённых слотов один безошибочный, а остальные с ошибками. Например, серия из семи ошибочных слотов без ограничения повторений привела бы к доставке за восемь попыток. При ограничении максимального числа переспросов тремя попытками такая серия приведёт к потере двух блоков и доставке следующего со второй попытки. Учитывая это, можно записать выражение для коэффициента потерь относительно числа безошибочных слотов

$$K_n = \sum_{l=L_m}^{\infty} \text{floor}\left(\frac{l}{L_m}\right) U_{gb}{U_{bb}}^{l-1}U_{bg}, \tag{1}$$

где floor(x) – операция отбрасывания дробной части, или ближайшее целое число, не большее x.

Таким образом, при указанных потерях данный канал может обслуживать источник с производительностью

$$R_u = (1+K_\Pi)(1-P_e)B_k . \tag{2}$$

Вероятности успешной доставки за l попыток после ограничения числа переспросов $\hat{p}(l) = \dfrac{p(l)}{\sum_{l=1}^{L_m} p(l)}$.

Вероятность доставки блока при ограничении количества попыток $P_{уд}(L) = \sum_{l=1}^{L} \hat{p}(l)$.

Статья поступила в редакцию 23.05.2008.

Среднее число слотов, затраченных на доставку одного безошибочного блока от максимально допустимого числа переспросов, $L_{cp} = \sum_{l=1}^{L_m} l \hat{p}(l)$.

Рассмотрим передачу по двум параллельным каналам с одинаковой скоростью передачи и сравним два алгоритма.

Первый. Передача ведётся без смен каналов и прогноза качества приёма следующего слота – Алгоритм 0 (A0).

Второй. При передаче система безошибочно прогнозирует ошибки в следующих слотах и предоставляет блоку с большим числом поражений слот в лучшем канале – идеальный алгоритм управления хоппингом.

Рассмотрим первый случай. Так как коэффициент потерь считается относительно доли безошибочных блоков, а параметры каналов различны, то сумма потерянных блоков определится выражением

$$S_{ПБ} = \left[K_{П1}\left(1-P_{e1}\right)+K_{П2}\left(1-P_{e2}\right)\right]B_k.$$

Сумма безошибочных слотов в двух каналах соответственно равна

$$S_{БО} = \left[\left(1-P_{e1}\right)+\left(1-P_{e2}\right)\right]B_k.$$

Тогда суммарный коэффициент потерь

$$K_П s = \frac{K_{П1}\left(1-P_{e1}\right)+K_{П2}\left(1-P_{e2}\right)}{\left(1-P_{e1}\right)+\left(1-P_{e2}\right)}.$$

Производительность источника при таких потерях определится выражением

$$\begin{aligned} R_u &= (1+K_П s) * S_{БО} = \\ &= \left[1+\frac{K_{П1}\left(1-P_{e1}\right)+K_{П2}\left(1-P_{e2}\right)}{\left(1-P_{e1}\right)+\left(1-P_{e2}\right)}\right]\times \\ &\times\left[\left(1-P_{e1}\right)+\left(1-P_{e2}\right)\right]B_k = \\ &= \left[\left(1+K_{П1}\right)\left(1-P_{e1}\right)+\left(1+K_{П2}\right)\left(1-P_{e2}\right)\right]B_k. \end{aligned} \tag{3}$$

Аналогично можно получить выражения для любого числа каналов

$$K_П s = \frac{\sum_{j=1}^{N} K_{Пj}\left(1-P_{ej}\right)}{\sum_{j=1}^{N}\left(1-P_{ej}\right)}, \tag{4}$$

$$R_u = B_k \sum_{j=1}^{N}\left(1+K_{Пj}\right)\left(1-P_{ej}\right). \tag{5}$$

Для каналов с группирующимися ошибками, описываемых моделью Гилберта, средняя вероятность ошибки равна произведению вероятности плохого состояния на вероятность ошибки в плохом состоянии $p_{ej} = p_{bj}\, p_{ошj}$.

Для оценки возможностей идеального алгоритма управления хоппингом была разработана имитационная модель, алгоритм которой показан на рисунке 1.

Процедура $\Pr(E)$ возвращает вектор индексов, соответствующих элементам массива E, отсортированным по убыванию. Блок 5 идеального алгоритма анализирует текущие слоты каналов и присваивает безошибочным слотам больший приоритет. Вектор E_{pr} содержит индексы блоков, подлежащих передаче, причём первыми идут индексы блоков с максимальным количеством неудачных попыток. В ходе такой сортировки обеспечивается передача блоков с максимальным количеством неудач в слотах без ошибок, если таковые имеются на данном шаге. В результате работы алгоритма формируется матрица передач. Нулевые элементы матрицы соответствуют успешной передаче слота, ненулевые элементы указывают количество неудачных приёмов блока, передаваемого в данном слоте.

Далее подсчитываются все слоты матрицы с одинаковым числом неудач S_i. Количество блоков, доставленных с i-той попытки, определится как разность $S_i \leftarrow S_i - S_{i+1}$. Отношение числа блоков, доставленных с i-той попытки, к общему числу переданных блоков определит вероятности доставки точно за l попыток – $p(l)$.

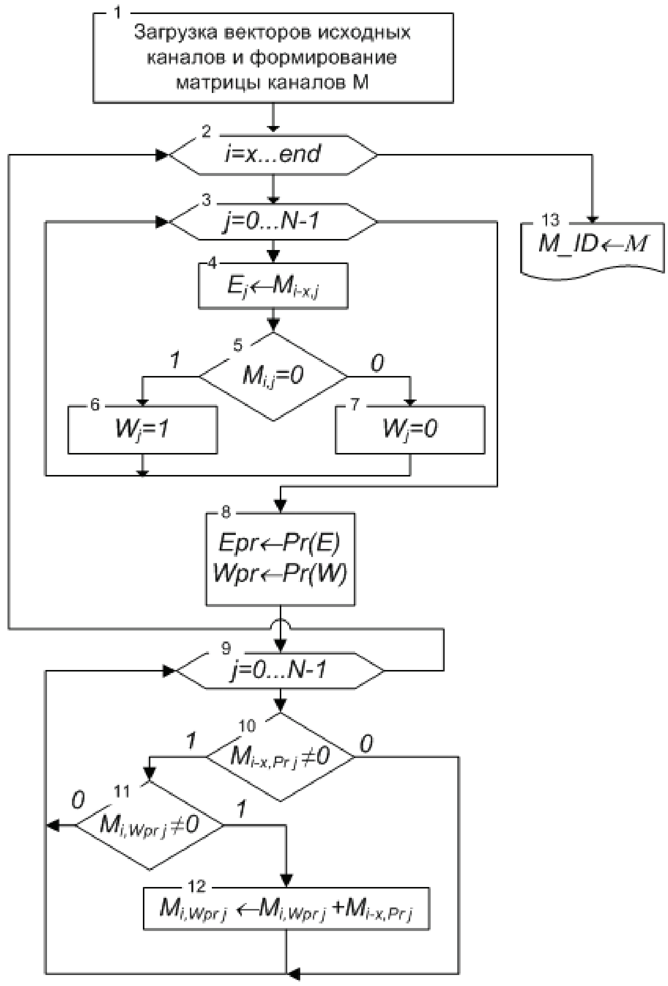

Рис. 1. Имитационная модель идеального алгоритма управляемого хоппинга

Коэффициенты потерь определялись выражением

$$K_n = \sum_{l=L_m}^{\mathrm{last}(A)} \mathrm{floor}\left(\frac{l}{L_m}\right) A_l,$$

где A – массив вероятностей доставки точно за l попыток, полученный по результатам имитационного моделирования.

Зависимости вероятностей попыток и коэффициентов потерь для рассмотренных случаев при передаче по двум параллельным каналам, полученные путём имитационного моделирования, представлены на рисунках 2 и 3. Параметры каналов: $P_{gg1} = 0.95$, $P_{bb1} = 0.9$; $P_{gg2} = 0.9$, $P_{bb2} = 0.9$; $p = 0.5$. Для алгоритма A0 зависимость экспериментального коэффициента потерь совпала с суммарным коэффициентом потерь, полученным по предложенной выше формуле (3) для двух каналов.

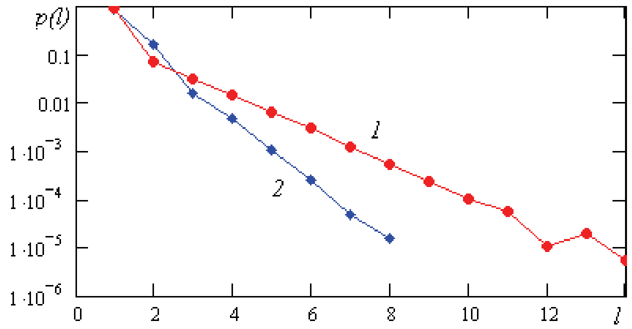

Рис. 2. Зависимости вероятностей доставки точно за попыток
1 – алгоритм 0; 2 – идеальный алгоритм

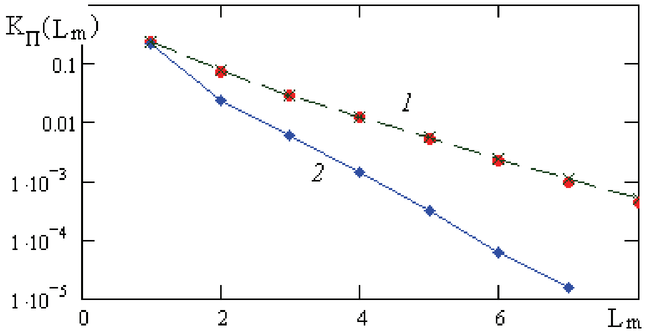

Рис. 3. Зависимости коэффициентов потерь от максимально допустимого числа переспросов.
1 – алгоритм 0; 2 – идеальный алгоритм

Из рисунков видно, что использование управляемого хоппинга при параллельной передаче по каналам с группирующимися ошибками позволяет существенно снизить потери блоков даже при малом допустимом числе переспросов, что очень важно при передаче трафика реального времени. Выигрыш в разах по коэффициенту потерь идеального алгоритма приведён в таблице 1.

Таблица 1.

L_m	1	2	3	4	5	6	7
$K_{ПА0}/K_{ПИд}$	1	3	4.7	8.8	17	35	61

Ещё большего выигрыша можно добиться при параллельной передаче по трём каналам. Зависимости для данного случая показаны на рисунках 4 и 5, а так же в таблице 2. Параметры каналов: $P_{gg1} = 0.95$, $P_{bb1} = 0.9$; $P_{gg2} = 0.99$, $P_{bb2} = 0.95$; $P_{gg3} = 0.98$, $P_{bb3} = 0.9$; $p = 0.5$.

Таблица 2.

L_m	1	2	3	4	5
$K_{ПА0}/K_{ПИд}$	1	11.6	66	160	883

Полученные количественные оценки указывает на актуальность задачи поиска реальных эффективных алгоритмов управления хоппингом при параллельной передаче по каналам с группирующимися ошибками. В качестве одного из простейших алгоритмов управления при передаче по

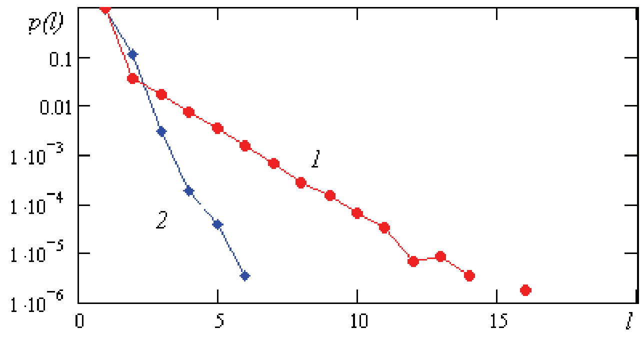

Рис. 4. Зависимости вероятностей доставки точно за попыток для трёх параллельных каналов
1 – алгоритм 0; 2 – идеальный алгоритм

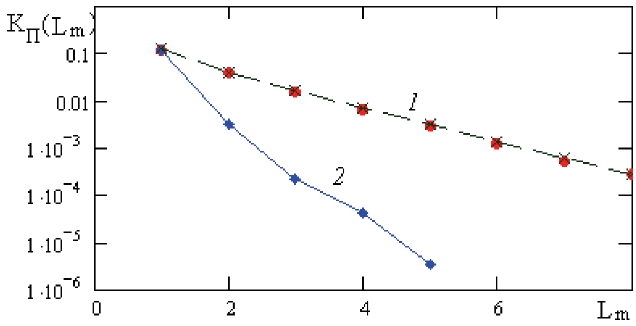

Рис. 5. Зависимости коэффициентов потерь от максимально допустимого числа переспросов для трёх параллельных каналов.
1 – алгоритм 0; 2 – идеальный алгоритм

двум каналам может использоваться алгоритм, описанный в [1].

Литература

1. Карпылев М. Л., Шевнина И. Е. Простой алгоритм управления хоппингом для выбора лучшего канала. Информатика и проблемы телекоммуникаций. Материалы РНТК. Новосибирск. 2008 г. С.257–258.

Мелентьев Олег Геннадьевич

д.т.н., доцент кафедры передачи дискретных сообщений и метрологии (ПДС и М) СибГУТИ.
Тел.: (383) 269-82-44, e-mail: melog@neic.nsk.su

Шевнина Ирина Евгеньевна

ст. преп. кафедры ПДС и М.
Тел.: (383) 269-82-44.