

УДК: 621.396.4

**АЛГОРИТМ РАСПРЕДЕЛЕНИЯ ТРАФИКА
МЕЖДУ КАНАЛАМИ ПОЛЕВОЙ СЕТИ СВЯЗИ**

**THE ALGORITHM FOR DISTRIBUTING TRAFFIC AMONG CHANNELS
SPECIAL PURPOSE FIELD COMMUNICATION NETWORK**

*Канд. техн. наук А.С. Попов¹, канд. техн. наук С.С. Попов¹,
канд. техн. наук П.И. Кузин², д-р техн. наук В.А. Липатников²*

PhD A.S. Popov, PhD S.S. Popov, PhD P.I. Kuzin, DPhil V.A. Lipatnikov

¹*Рязанское гвардейское высшее воздушно-десантное командное училище им. В.Ф. Маргелова,*

²*Военная академия связи им. С.М. Буденного*

В статье рассмотрена задача распределения разнородного трафика между каналами центра связи в условиях изменения ресурса пропускной способности транспортной сети, предложена методика ее решения. В рамках задачи линейного программирования учтены ограничения на производительность сети на физическом и транспортном уровнях модели взаимодействия открытых систем и предложена итерационная процедура их изменения с учетом реального состояния сети связи. Возникает проблема предоставления пользователям разнородных современных телекоммуникационных услуг, в т.ч. мультимедийных и видео-приложений, при ограниченном ресурсе каналов первичной (физический и каналный уровни модели взаимодействия открытых систем) и транспортной сетей связи (сетевой и транспортный уровни).

Ключевые слова: услуги связи, распределение разнородного трафика, качество доставки пакета, линейное программирование.

The article deals with the problem of distribution of heterogeneous traffic between the channels of the communication center in the conditions of changing the resource capacity of the transport network, the method of its solution is proposed. The problem of linear programming takes into account the limitations on network performance at the physical and transport levels of the model of interaction of open systems and proposed an iterative procedure for changing them taking into account the real state of the communication network. There is a problem of providing users with heterogeneous modern telecommunications services, including multimedia and video applications, with a limited resource of primary channels (physical and channel levels of the open systems interaction model) and transport communication networks (network and transport levels).

Keywords: communication services, distribution of heterogeneous traffic, the quality of delivery of the package, linear programming.

Центры связи, как правило, используются силовыми министерствами и ведомствами при возникновении чрезвычайных ситуаций, когда коммуникации серьезно повреждены или вовсе разрушены, а транспортная сеть связи, возмож-

но, распалась на отдельные несвязанные между собой фрагменты. В подобных условиях основу первичной сети связи составляют радиоканалы, которые являются низкоскоростными в сравнении с проводными или волоконно-опти-

ческими. При этом IP-пакеты, циркулирующие в открытом сегменте сети, будут принудительно обезличены (выровнены по длине и зашифрованы, включая поле TOS, Type of Service). Возникает задача предоставления пользователям разнородных современных телекоммуникационных услуг, в т.ч. мультимедийных и видео-приложений, при ограниченном ресурсе каналов первичной (физический и канальный уровни модели взаимодействия открытых систем) и транспортной сетей связи (сетевой и транспортный уровни) [1].

Формализация задачи распределения трафика между каналами, исходящими от маршрутизатора узла связи, может быть выполнена в терминах линейного программирования. Выбрав время задержки пакетов $t_{\text{зад } i}$ доминирующим показателем качества их доставки, целевая функция примет вид:

$$\sum_{i=1}^{N_c} b_i a_i \sum_{j=1}^{N_k} s_{ij} (c_j - x_{ij}) \xrightarrow{\{x_{ij}\}} \max : t_{\text{зад } i} \leq t_{\text{зад } i}^*, \quad (1)$$

где a_i — значимость (вес) i -й сессии, равный значимости предоставляемой в ходе ее телекоммуникационной услуги;

b_i — значимость (вес) узла связи (УС), с которым проводится информационный обмен в i -й сессии;

$t_{\text{зад } i}$, $t_{\text{зад } i}^*$ — реальное и максимально допустимое среднее время задержки пакетов i -й сессии, с;

N_c , N_k — количество требуемых сессий и количество каналов связи соответственно;

$\{x_{ij}\}$ — множество переменных, требующих определения: x_{ij} равно интенсивности трафика i -й сессии (пакет/с), передаваемого по j -му каналу связи;

c_j — скорость передачи в j -м канале связи, пакет/с;

s_{ij} — элемент, определяющей доступность «номер сессии — канал связи»: $s_{ij}=1$, если трафик i -й сессии можно передавать по j -му каналу, иначе $s_{ij}=0$;

«:» — знак условия.

Длительности цикла контроля c_j и $t_{\text{зад } i}$ неравны между собой. Величина c_j характеризует физический канал и контролируется средствами связи, непосредственно взаимодействующими с маршрутизатором, время контроля будет неболь-

шим. Величина $t_{\text{зад } i}$ характеризует транспортное соединение, определяется по набору пакетов, переданных между оконечными пользовательскими устройствами по транспортной сети, и представляет собой статистическую величину, требующую время на ее вычисление. Поэтому длительность цикла контроля $t_{\text{зад } i}$ будет значительно больше.

Относительно целевой функции (1) можно констатировать:

1) при ее максимизации достигается оптимальное распределение трафика между каналами связи при фиксированном наборе обслуживаемых сессий, но при этом в случае недостатка ресурса телекоммуникационной сети не решается задача исключения «лишних» сессий из перечня обслуживаемых;

2) возникает вопрос, как в алгоритме максимизации учитывать условия на $t_{\text{зад } i}$, так как в приведенной записи $t_{\text{зад } i}$ не входит в систему ограничений;

3) при изменении исходных данных задача линейного программирования должна решаться заново, т.е. распределение трафика является циклической (итерационной) процедурой.

С целью учета условий по $t_{\text{зад } i}$ переформулируем задачу: (1) \rightarrow max, с ограничениями

$$\begin{cases} x_{ij} \geq 0, i = 1 \dots N_c, j = 1 \dots N_k; \\ \sum_{j=1}^{N_k} x_{ij} = r_i, i = 1 \dots N_c; \\ \sum_{i=1}^{N_c} x_{ij} \leq c_{j(m)}, j = 1 \dots N_k; \\ x_{ij} \leq v_{ij(m)}, i = 1 \dots N_c, j = 1 \dots N_k, \end{cases} \quad (2)$$

где $v_{ij(m)}$ — скорость передачи пакетов i -й сессии по j -му транспортному соединению, изменяется в зависимости от $t_{\text{зад } ij}$, пакет/с;

$c_{j(m)}$ — скорость передачи пакетов в j -м канале радиосвязи на m -й итерации, пакет/с;

r_i — пропускная способность транспортного соединения, пакет/с.

В системе (2) первое ограничение указывает диапазон изменения переменных. Второе ограничение формализует тот факт, что в i -й сессии должна быть предоставлена требуемая пропускная способность транспортного соединения r_i . Третье ограничение указывает на то, что интен-

сивность трафика различных сессий, передаваемых по радиоканалу, не должна превосходить скорости передачи данного канала.

Процедура ограничения скорости передачи пакетов по транспортному соединению $v_{ij(m)}$ с учетом величины $t_{\text{зад}}$ предлагается следующей. Изначально (начальное состояние, нулевая итерация) для трафика i -й сессии, передаваемого по j -му каналу, $v_{ij(m)} = c_j$. Данное равенство фактически означает, что по величине $t_{\text{зад}}$ ограничения на скорость передачи трафика отсутствуют, так как условие $x_{ij} \leq c_j$, слабее третьего условия в (2).

На последующих итерациях:

$$\begin{cases} v_{ij(m)} = v_{ij(m-1)} - \Delta, & \text{если } t_{\text{зад } ij(m-1)} \geq t_{\text{зад } i}^*; \\ v_{ij(m)} = v_{ij(m-1)}, & \text{если } t_{\text{зад } ij(m-1)} \leq t_{\text{зад } i}^* < t_{\text{зад } ij(m-2)}; \\ v_{ij(m)} = v_{ij(m-1)}, & \text{если } t_{\text{зад } ij(m-2)} \leq t_{\text{зад } ij(m-1)} \leq t_{\text{зад } i}^*; \\ v_{ij(m)} = v_{ij(m-1)} + \Delta, & \text{если } t_{\text{зад } i}^* \geq t_{\text{зад } ij(m-2)} > t_{\text{зад } ij(m-1)}, \end{cases} \quad (3)$$

где Δ — шаг квантования;

m — номер итерации;

$t_{\text{зад } ij(m-1)}$ — среднее время задержки пакетов i -й сессии, переданных по j -му каналу связи, измеренное на $(m-1)$ -й итерации, с;

$v_{ij(m)}$ — скорость передачи пакетов i -й сессии по j -му транспортному соединению, установленная на m -й итерации, пакет/с.

Второе условие из (3) затрагивает случай улучшения работы транспортной сети и перехода величиной $t_{\text{зад } ij}$ уровня $t_{\text{зад } ij}^*$ «сверху вниз».

Третье условие затрагивает случай стабильного функционирования транспортной сети, когда величина $t_{\text{зад } ij}$ не уменьшается, но остается в пределах нормы (меньше $t_{\text{зад } ij}^*$).

Четвертое условие затрагивает случай улучшения функционирования транспортной сети, когда величина $t_{\text{зад } ij}$ уменьшается в пределах нормы (меньше $t_{\text{зад } ij}^*$). При этом можно ослабить ограничения на максимально допустимую скорость передачи пакетов, т.е. увеличить v_{ij} .

В процессе функционирования телекоммуникационной сети она может деградировать настолько, что требования по пропускной способности радиоканалов и времени задержки пакета выполняться не будут [2, 3]. С формальной точки зрения это означает, что задача линейного программирования не будет иметь решения (система ограничений будет несовместима). В этом

случае некоторые из телекоммуникационных услуг (сессий) потребуются исключить из перечня обслуживаемых [4, 5].

Согласно теореме Фаркаша, чтобы установить противоречивость системы линейных ограничений, достаточно установить наличие решения (найти какое-либо решение) альтернативной системы линейных неравенств.

Для того, чтобы воспользоваться теоремами об альтернативных системах линейных неравенств нет необходимости отдельно осуществлять поиск решения альтернативной системы от поиска решения исходной системы. В любом из известных алгоритмов поиска решения задачи линейного программирования в процессе улучшения решения можно определять показатели, на основе которых можно проверять совместимость альтернативной системы неравенств. Если на очередной итерации получим допустимое решение альтернативной системы, то можем констатировать несовместимость исходной системы линейных неравенств.

Как известно [6], при поиске оптимального решения задачи линейного программирования (ЗЛП) основным методом, а именно симплекс-методом, одновременно с основной исследуется и альтернативная система ограничений. Это позволяет одновременно с решением ЗЛП исследовать ее на совместимость.

Сложность вычеркивания «лишних» услуг из перечня состоит в том, что критерий несовместимости системы ограничений не указывает, какие из них являются причиной несовместимости. Следовательно, нет возможности определить номера услуг (сессий), которые передаются по этим каналам и должны быть вычеркнуты. Предлагается следующий алгоритм решения указанной задачи.

1. С шагом δ увеличивать ограничения по c_i и v_{ij} до тех пор, пока система ограничений не станет совместимой. Решив ЗЛП с полученными ограничениями, найти оптимальное распределение трафика x_{ij} , $i = 1 \dots N_c$; $j = 1 \dots N_k$.

2. Определить номера перегруженных каналов связи j , таких что суммарная интенсивность, передаваемого по каналу связи, трафика больше скорости передачи канала связи ($x_{ij} > c_{j(m)}$, где $i = 1 \dots N_c$; $j = 1 \dots N_k$). Если таковых нет, т.е. система ограничений несовместима только из-за неравенств по v_{ij} , то перейти к пункту 5.

3. Определить номера телекоммуникационных услуг i , пакеты которых передаются по перегруженным каналам.

4. Зная условие, что суммарная интенсивность передаваемого по каналам связи трафика не может быть больше пропускной способности транспортного соединения (т.е. $x_{ij} = r_i$, где $i = 1 \dots N_c$; $j = 1 \dots N_k$), вычеркивать лишние услуги, каждый раз решая задачу линейного программирования при новых ограничениях. Делать это до тех пор, пока для оставшихся услуг будет выполняться равенство $x_{ij} = c_{j(m)}$. Каждый раз, вычеркивая i -ю услугу, из системы ограничений (2) будут вычеркиваться неравенства по $v_{ij(m)}$.

Вычеркивать лишние услуги необходимо с учетом их значимости, которая равна $a_i b_i$. Чем меньше $a_i b_i$, тем менее значима i -я услуга, и ее следует удалять раньше других.

5. Решить ЗЛП с уменьшенным набором услуг и начальной системой ограничений. Если система ограничений вновь не будет совместимой, то причиной этого являются ограничения по v_{ij} . В этом случае необходимо с шагом δ увеличивать ограничения по v_{ij} до тех пор, пока при решении ЗЛП получится новое оптимальное распределение трафика x_{ij} . Зафиксировать новые значения v'_{ij} , определить номера лишних услуг i таких, что $v'_{ij} > v_{ij(m)}$.

6. Вычеркивать лишние услуги в соответствии с их значимостью до тех пор, пока не выполнится пункт 5, т.е. пока не будет получено решение ЗЛП с уменьшенным набором услуг и начальной системой ограничений. Каждый раз, вычеркивая i -ю услугу из системы ограничений (2), будут вычеркиваться неравенства по $v_{ij(m)}$.

Таким образом, процедура распределения трафика содержит два контура адаптации: большой и малый. В рамках этих контуров количество и перечень предоставляемых телекоммуникационных услуг адаптируется под возможности транспортной сети.

В рамках малого контура адаптации путем уменьшения количества обслуживаемых сессий следует добиться того, чтобы при заданной системе ограничений ЗЛП имела хотя бы одно решение. Потребность в малом контуре адаптации возникает только тогда, когда ресурсы транспортной сети недостаточны для удовлетворения

требуемого перечня телекоммуникационных услуг [7, 8].

Большой контур адаптации начинает работать только после того, как отработает малый. В рамках большого контура адаптации, получая контрольные данные c_j и $t_{зад i}$ от транспортной сети, меняется система ограничений ЗЛП [9, 10].

Методика распределения трафика между каналами полевого узла связи следующая.

1. Сформировать целевую функцию и систему ограничений (2) задачи линейного программирования.

2. Проверить совместимость системы линейных ограничений. Если система ограничений несовместима, то добиться ее совместимости путем уменьшения количества обслуживаемых сессий (количества предоставляемых услуг).

3. Найти оптимальное решение задачи линейного программирования симплекс-методом.

4. Исполнить решение, перепрограммировав маршрутизатор открытого сегмента транспортной сети.

5. Контролировать среднее время доставки пакета i -й услуги по j -му транспортному соединению $t_{зад ij}$. Если $t_{зад ij} > t_{зад ij}^*$, то изменить $v_{ij(m)}$ в ограничениях (2) согласно условиям (3), перейти к пункту 2.

6. При изменении $t_{зад ij}$, c_j или требований к услугам перейти к п. 1.

Согласно разработанной методике распределения трафика между каналами полевой сети связи специального назначения разработан алгоритм, представленный на рис. 1.

Блок 1 предназначен для ввода исходных данных.

В блоках 2, 4, 6 формируется целевая функция (2) и система ограничений (3) задачи линейного программирования (первый пункт методики).

В блоках 8 и 9 реализуется второй пункт методики. В блоке 8 проверяется совместимость системы линейных ограничений. Если система ограничений несовместима, то в блоке 9 добиваются ее совместимости путем уменьшения количества обслуживаемых сессий (количества предоставляемых услуг) согласно процедуре указанной в п. 2.

В блоке 14 реализуется третий пункт методики — находится решение задачи линейного программирования.

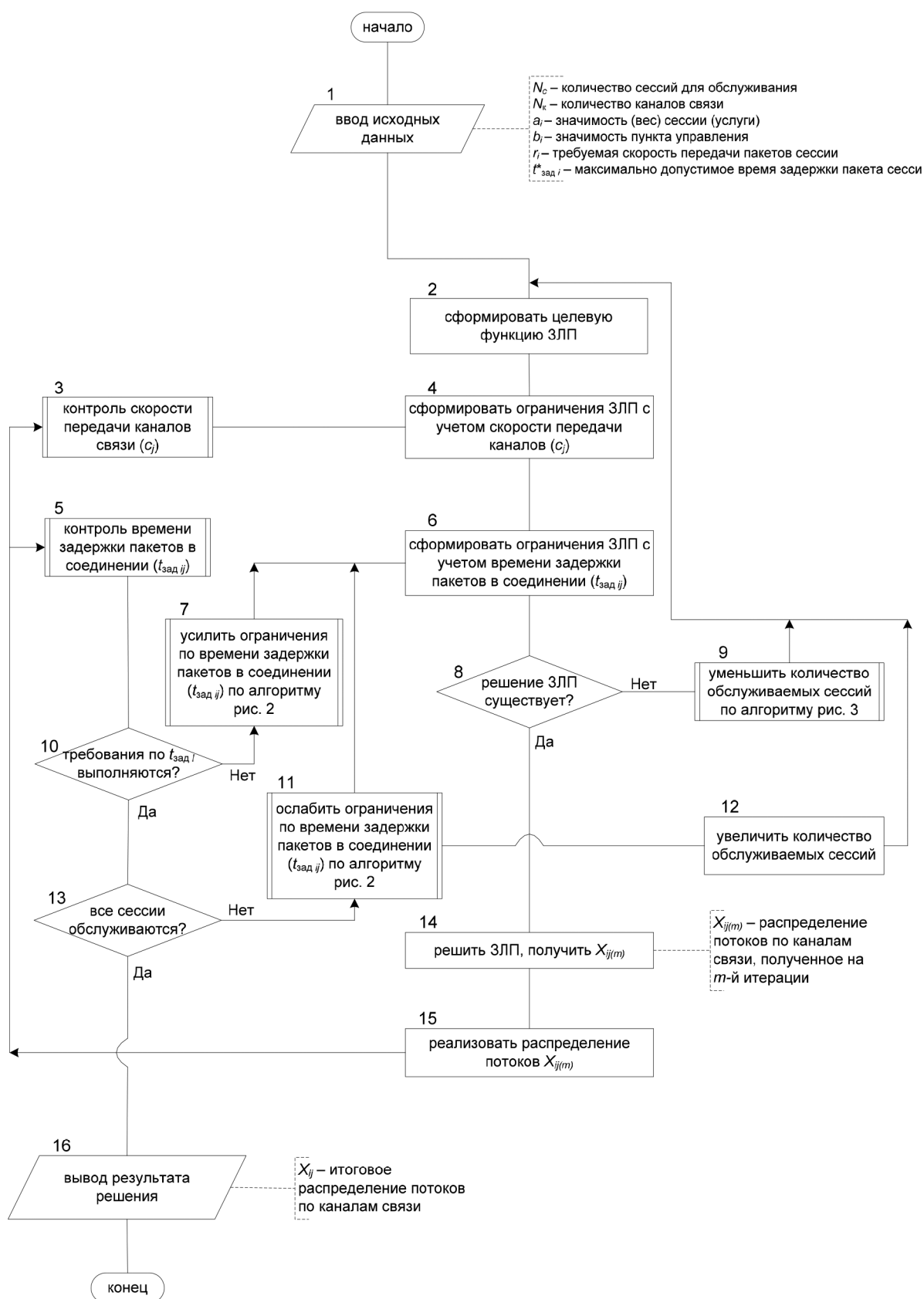


Рис. 1. Алгоритм поиска оптимального распределения трафика между каналами связи

В блоке 15 реализуется найденное решение — перепрограммируются сетевые устройства (четвертый пункт методики).

Блоками 5, 7, 10, 11, 12, 13 реализуется пятый пункт методики. В блоке 5 контролируется среднее время доставки пакета i -й услуги по j -му транспортному соединению $t_{\text{зад } ij}$. В зависимости от результата сравнения $t_{\text{зад } ij}$ с $t_{\text{зад } ij}^*$ в блоках 7, 10, 11, 12, 13 реализуется алгоритм большого контура адаптации по изменению ограничений по времени доставки $v_{ij(m)}$ согласно условиям (3).

Блоки 3 и 5 реализуют шестой пункт методики по формированию целевой функции и системы ограничений задачи линейного программирования в случае изменения $t_{\text{зад } ij}$, c_j или требований к услугам.

На рис. 2 представлен алгоритм формирования ограничений задачи линейного программирования по времени задержки пакетов. Данный алгоритм является итерационным. На каждой итерации предельные значения $v_{ij(m)}$ принимаются согласно условиям (3).

В блоках 2, 3, 4 с шагом δ ослабляются ограничения по c_j (увеличиваются пороговые значения скорости передачи каналов связи) до тех пор, пока система ограничений станет совместимой (первый пункт процедуры).

В блоке 5 при решении задачи линейного программирования находится оптимальное распределение трафика x_{ij} , $i = 1 \dots N_c$; $j = 1 \dots N_k$ (первый пункт процедуры).

В блоках 6 и 7 реализуется второй пункт методики. В блоке 6 формируется множество J перегруженных каналов связи. Если множество J пусто, то система ограничений несовместима только из-за неравенств по v_{ij} .

В блоке 8 определяются номера телекоммуникационных услуг, пакеты которых передаются по перегруженным каналам (третий пункт процедуры).

В блоках 9, 10, 11 и 12 реализуется четвертый пункт процедуры. В блоке 9 телекоммуникационные сессии ранжируются согласно их значимости. В блоке 10 вычеркивается очередная лишняя сессия.

В блоке 11 решается задача линейного программирования при новых ограничениях. В блоке 12 проверяется выполнение условия, которое означает, что трафик оставшихся сессий не боль-

ше скорости передачи каналов связи с учетом распределения сессий по каналам.

Оставшаяся часть алгоритма повторяет приведенную логику, но применительно к ограничениям по v_{ij} .

На рис. 3 представлен алгоритм выбора номеров обслуживаемых сессий, который работает в случае несовместимости ограничений задачи линейного программирования. Алгоритм реализует процедуру, описанную выше.

Блоки 13, 14, 15, 16, 18 соответствуют пятому пункту процедуры.

Если система ограничений совместима, то номера оставшихся сессий после выполнения блока 11 будут искомым набором. Иначе в блоках 13, 14, 16 с шагом δ ослабляются ограничения по v_{ij} (увеличиваются пороговые значения времени задержки пакетов в соединении) до тех пор, пока система ограничений станет совместимой.

В блоке 18 при решении задачи линейного программирования находится оптимальное распределение трафика x_{ij} , $i = 1 \dots N_c$; $j = 1 \dots N_k$.

В блоке 15 определяются номера сессий, время доставки пакетов которых больше допустимой величины, и заносятся в множество J .

Блоки 17 и 19 реализуют шестой пункт процедуры. В блоке 17 вычеркивается очередная сессия из множества J в порядке уменьшения ее значимости. При этом удаляется соответствующее неравенство из системы ограничений. Процедура блока 17 выполняется до тех пор, пока система ограничений не будет совместимой (блок 19). Номера оставшихся сессий после выполнения блока 19 являются искомым набором.

Предложенная методика и разработанные алгоритмы распределения трафика телекоммуникационных услуг между радиоканалами полевых узлов связи позволяют в рамках малого контура адаптации согласовать интенсивность входящего трафика со скоростью передачи каналов путем отбрасывания малозначимых услуг, а в большом контуре адаптации учесть изменение состояния транспортной сети путем изменения ограничений задачи линейного программирования.

В настоящее время поставлена задача разработки средств маршрутизации интегрального трафика и разграничения доступа к ресурсам мультисервисной сети шифрованной связи, чувствительных к состоянию транспортной сети, в связи с чем предлагаемые методика и алгоритм

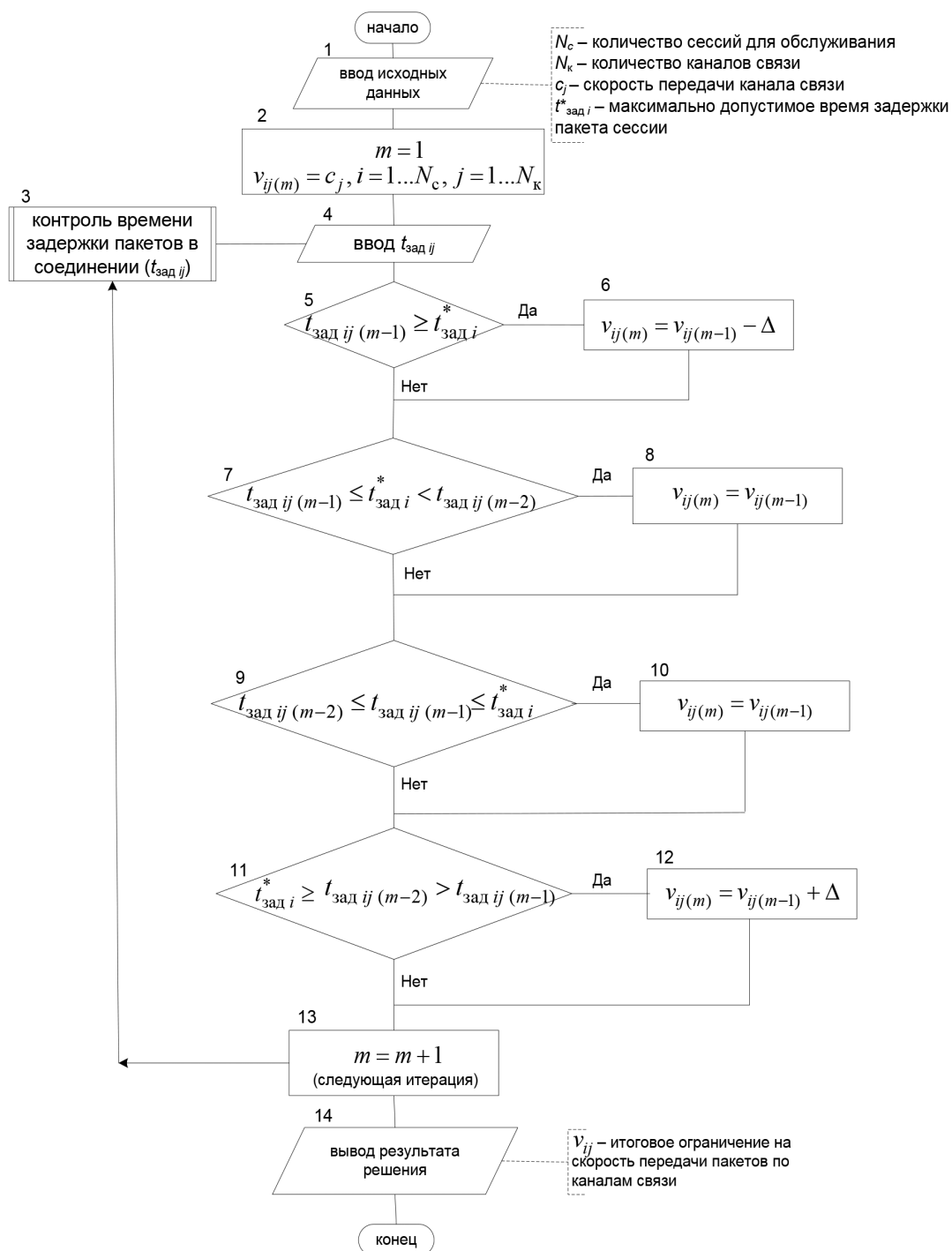


Рис. 2. Алгоритм формирования ограничений ЗЛП по времени задержки пакетов

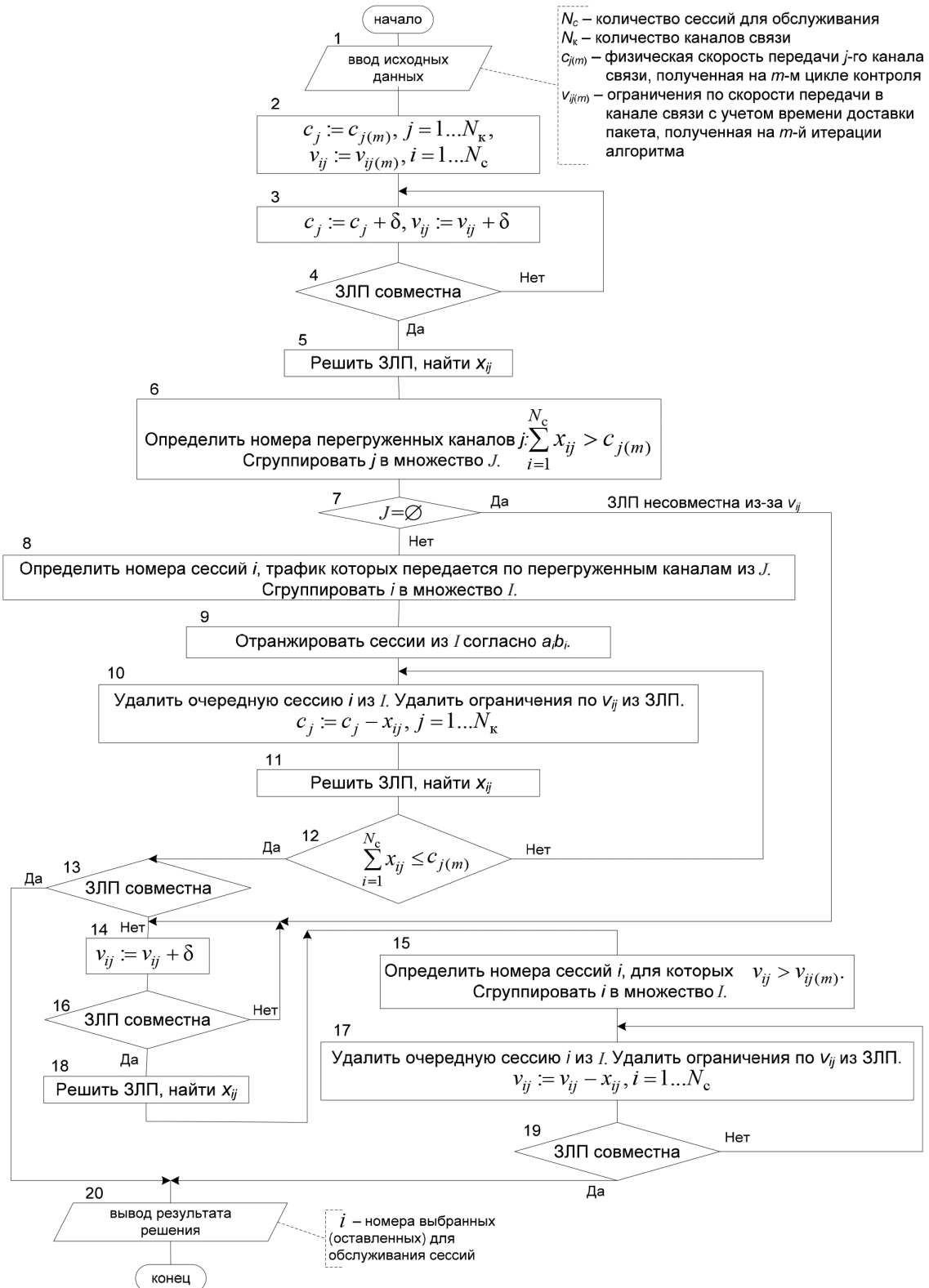


Рис. 3. Алгоритм выбора номеров обслуживаемых сессий

имеют практическую направленность и могут быть реализованы. В частности, «Научно-исследовательский институт систем связи и управления» разрабатывает изделия для маршрутизации интегрального трафика, в которых и могут быть применены разработанные алгоритмы.

Литература

1. Вегешна Ш. Качество обслуживания в сетях IP: Пер. с англ. — М.: Издательский дом «Вильямс». 2003. 386 с.
2. Kung H.T. Sizing and Management of Router Buffers // Second Annual Sprint Applied Research Partners Advanced Networking (SPARTAN) Symposium. 1998. V. 1. № 9. P. 34–37.
3. Wischik D., McKeown N. Buffer Size for Core Routers // Computer Communication Review. 2005. V. 3. № 35. P. 75–78.
4. Липатников В.А., Кузин П.И., Рабин А.В. Передачи сигналов в каналах связи с замираниями Накагами // Успехи современной радиоэлектроники. 2019. № 11. С. 71–78.
5. Broyden C.G. On theorems of the alternative // Optimization methods and software. 2001. Vol. 16. P. 101–111.
6. Липатников В.А., Царик О.В. Методы радиоконтроля. Теория и практика. Монография. Сер. «Система технической защиты информации в Российской Федерации». — СПб. 2018. 607 с.
7. Кочегаров В.А. Проектирование систем распределения информации. Марковские и немарковские модели. — М.: Радио и связь. 1991. 214 с.
8. Болубаш О.О. Алгоритм сбора, обработки и передачи информации о состоянии сети передачи данных. Информационные технологии: наука, техника, технология, образование, здоровье. Материалы XI международной НПК. — НТУ «ХПИ». 2003. 45 с.
9. Лившиц Б.С., Харкевич А.Д. Теория телетрафика. — М.: Связь. 1979. 224 с.

10. Шелухина О.И. Фрактальные процессы в телекоммуникациях. Монография — М.: Радиотехника. 2003. 480 с.

References

1. Vegeshna Sh. Quality of service in IP networks: TRANS. from English. — M.: publishing house «Williams». 2003. 386 p.
2. Kung H.T. Sizing and Management of Router Buffers // Second Annual Sprint Applied Research Partners Advanced Networking (SPARTAN) Symposium. 1998. V. 1. № 9. P. 34–37.
3. Wischik D., McKeown N. Buffer Size for Core Routers // Computer Communication Review. 2005. V. 3. № 35. P. 75–78.
4. Lipatnikov V.A., Kuzin I.P., Rabin A.V. Transmission of signals in channels with nakagami fading // Advances in modern radio electronics. 2019. № 11. P. 71–78.
5. Broyden C.G. On theorems of the alternative // Optimization methods and software. 2001. Vol. 16. P. 101–111.
6. Lipatnikov V.A., Tsarik O.V. Methods of radio monitoring. Theory and practice. Monograph. Ser. «System of technical protection of information in the Russian Federation». — St. Petersburg. 2018. 607 p.
7. Kochegarov V.A. Design of information distribution systems. Markov and non-Markov models. — Moscow: Radio and communications. 1991. 214 p.
8. Bolyubash O.O. Algorithm for collecting, processing and transmitting information about the state of the data transmission network. Information technologies: science, technology, technology, education, health. Materials of the XI international NPC. — NTU «XPI». 2003. 45 p.
9. Livshits B.S., Harkevich A.D. Theory of teletraf. — M.: Svyaz. 1979. 224 p.
10. Shelukhina O.I. Fractal processes in telecommunications. Monograph — M.: Radio engineering. 2003. 480 p.