

## ВЫЧИСЛЕНИЕ ПАРАМЕТРА МАРШРУТИЗАЦИИ ДЛЯ РАСПРЕДЕЛЕНИЯ ТРАФИКА ПО НАЙДЕННОМУ МНОЖЕСТВУ ПУТЕЙ

А.А. Можаяев, С.Г. Семенов, С.Ф. Кривчач  
(Харьковский университет Воздушных Сил)

*Предложен способ вычисления параметра маршрутизации для распределения трафика по найденному множеству путей, позволяющий сбалансировать нагрузку в линиях связи.*

***множество путей передачи информации, маршрутизация, параметр маршрутизации, распределение нагрузки в линиях связи***

**Постановка проблемы.** Большинство известных методов маршрутизации [1, 2, 5] определяют для трафика, направленного конкретному адресату, кратчайший маршрут в соответствии с некоторой метрикой. Выбранный путь может быть более рациональным, если в расчет принимается номинальная пропускная способность каналов связи или вносимые ими задержки, либо менее рациональным, если учитывается только количество промежуточных узлов связи между исходной и конечной сетями, но в любом случае выбирается единственный маршрут даже при наличии нескольких альтернативных [2]. Еще один существенный недостаток традиционных методов маршрутизации трафика в ИТС заключается в том, что пути выбираются без учета текущей загрузки ресурсов сети. Если кратчайший путь уже перегружен, то пакеты все равно будут посылаться по этому пути.

**Анализ литературы** [2 – 4] показал, что решить эти проблемы можно, достигая сбалансированной загрузки всех ресурсов ИТС за счет рационального выбора путей прохождения трафика через ИТС.

В работе [3] представлен метод многопутевой маршрутизации, основанный на потоковой модели с предвычислением путей (маршрутов).

Предложенный метод решается с использованием выражений:

$$T_j^{(i)} = \min \left\{ T_j^{(k)} + l_k^{(i)}, k \in N^{(i)} \right\}; \quad (1)$$

$$\Delta T_{jk}^{(i)} \leq T_{ji}^{(k)}(t), \quad k \in N^{(i)}; \quad (2)$$

$$S_j^{(i)} = \left\{ k, T_{jk}^{(i)} < \Delta T_{jk}^{(i)}, k \in N^{(i)} \right\}; \quad (3)$$

$$\Phi_{jk}^{(i)} = f \left( k, \left\{ T_j^{(p)} + l_p^{(i)}, p \in N^{(i)} \right\}, \left\{ \Phi_{jp}^{(i)}, p \in N^{(i)} \right\} \right), \quad k \in N^{(i)}, \quad (4)$$

где  $T_j^{(i)}$  – предельная длина пути от узла  $i$  к адресату  $j$  на основе полной таблицы топологии  $D^{(i)}$  (топологии связей от узла  $i$  к адресату  $j$ );  $T_j^{(k)}$  – предельная длина пути от узла  $k$  к адресату  $j$  на основе таблицы топологии соседей  $D_k^{(i)}$  (топологии связей от узла  $k$  к адресату  $j$  с учетом предшественника  $i$ );  $T_{jk}^{(i)}$  – длина пути от узла  $i$  к адресату  $j$  через узел  $k$  на основе таблицы топологии соседей  $D_k^{(i)}$ ;  $\Delta T_{jk}^{(i)}$  – текущая длина пути от узла  $i$  к адресату  $j$ , равная  $T_{jk}^{(i)}$  в устойчивом состоянии;  $S_j^{(i)}$  – множество узлов  $k$ , ближайших к узлу  $i$  и лежащих по направлению движения потока к узлу  $j$  (множество преемников);  $l_k^{(i)}$  – предельная задержка передачи информации от узла  $i$  к узлу  $k$ ;  $\varphi_{jk}^{(i)}$  – параметр маршрутизации, характеризующий часть трафика, исходящего из узла  $i$  к адресату  $j$  через узел  $k$ .

Одним из этапов этого метода (выражение (4)) является определение параметра маршрутизации  $\varphi_{jk}^{(i)}$  для распределения информации в ИТС [3]. Конечной целью этого этапа является получение функции  $f$ , определяющей параметр маршрутизации  $\varphi_{jk}^{(i)}$  и выполняющей допустимый баланс загрузки трафика в сети.

Для своевременного реагирования на динамические изменения в сети необходимо осуществлять измерение задержки передачи информации с определенной периодичностью и находить повторно множество путей передачи информации. Но для повторного определения множества путей используется некоторая (до 15%) часть ресурсов сети (пропускной способности). Поэтому вычисления требующие изменений найденного множества путей передачи информации должны проводиться в достаточно длительных интервалах времени.

К сожалению, сеть не может быть чувствительна к краткосрочным пиковым изменениям трафика, если выполнены лишь долгосрочные обновления. По этому предельные длины путей, определенные в интервалы времени –  $T_s$ , используются для вычисления параметра маршрутизации, а предельные длины путей, определенные в интервалы времени –  $T_l$ , используются для нахождения множества путей, при этом  $T_s < T_l$ . Когда множество преемников  $S_j^{(i)}$  [4] определено впервые или повторно из-за долгосрочных изменений маршрутов, трафик должен быть поновому распределен. Для этого используется алгоритм начального определения загрузки (НОЗ), блок-схема которого представлена на рис. 1.

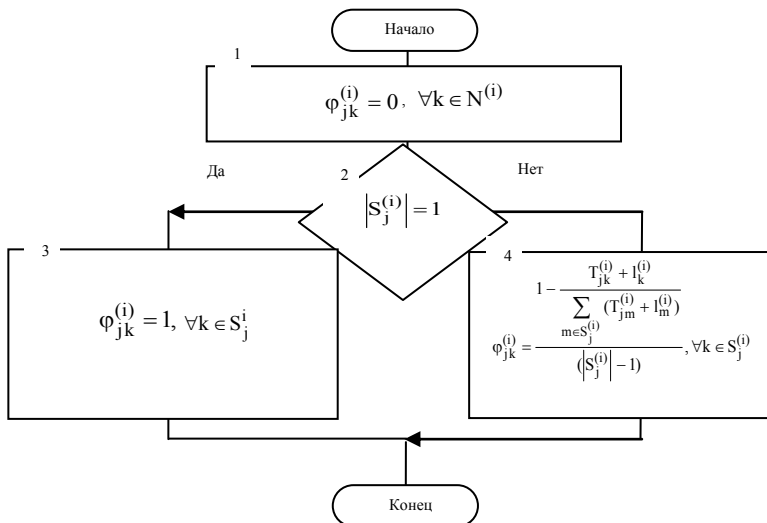


Рис. 1. Блок-схема алгоритма начального определения загрузки

Алгоритм начинает работу с обновления параметра маршрутизации.

Шаг 1. Присвоение параметру маршрутизации нулевого значения.

Шаг 2. Расчет количества узлов связи в множестве преемников. Если множество преемников состоит из одного узла то выполняется шаг 3, в противном случае – шаг 4.

Шаг 3. Присвоение параметру маршрутизации  $\varphi_{jk}^{(i)}$  значения 1, т.е. весь информационный трафик будет распределен в направлении единственного «узла-преемника».

Шаг 4. Определение значений параметров маршрутизации для распределения трафика между «узлами-преемниками». Если  $T_{jp}^{(i)} + l_k^{(i)} > T_{jq}^{(i)} + l_q^{(i)}$  для «узлов-преемников»  $p$  и  $q$ , то  $\varphi_{jp}^{(i)} < \varphi_{jq}^{(i)}$ . То есть чем больше значение предельной длины пути и соответственно задержки передачи информации через определенные соседние узлы, тем меньшая доля трафика распределится этому узлу.

После того как сделано первое распределение потока по недавно определенному множеству преемников (алгоритм НОЗ), используется алгоритм регулирования возрастающей нагрузки (РВН) (рис. 2) для корректировки параметров маршрутизации каждые  $T_s$  секунд, пока множество преемников и соответственно множество путей передачи информации снова не изменится.

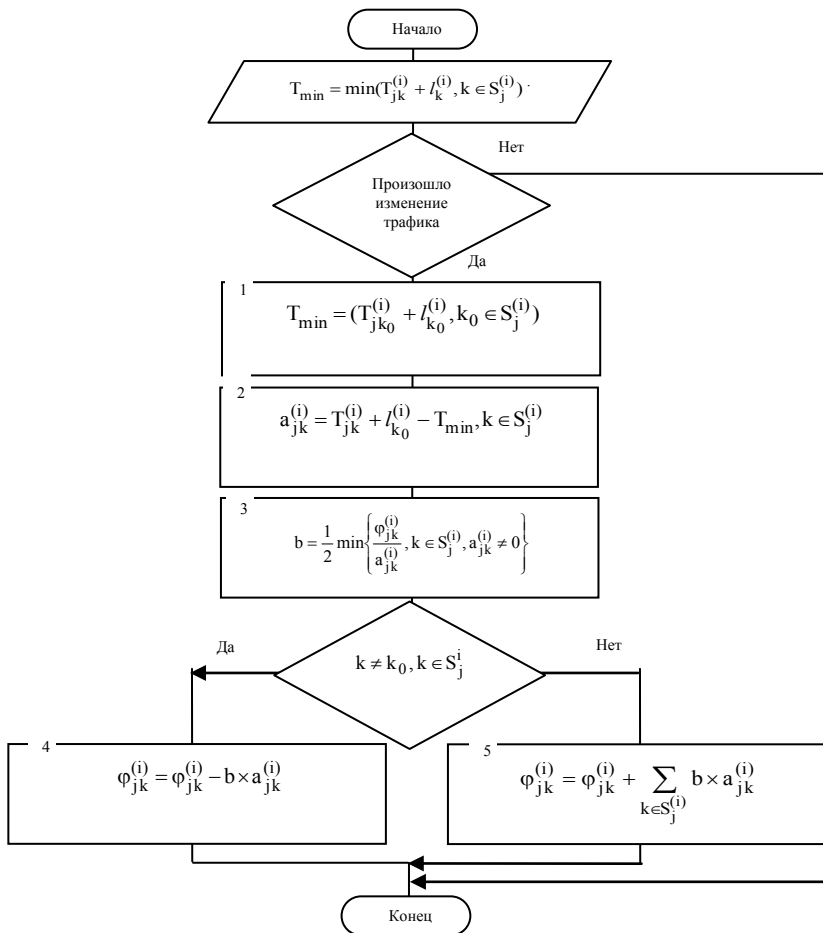


Рис. 2. Блок-схема алгоритма регулирования возрастающей нагрузки

Если произошли краткосрочные изменения параметров сети и какой-либо «узел-преемник»  $k_0$  стал соседним к источнику  $i$  узлом на маршруте с минимальной предельной длиной пути то осуществляется следующая последовательность шагов:

Шаг 1. Выделение маршрута от источника  $i$  к адресату  $j$  через узел  $k_0$  как кратчайшего и присвоение параметру минимальной длины пути  $T_{\min}$  значения длины определенного маршрута.

Шаг 2. Расчет параметра  $a_{jk}^{(i)}$  – характеризующего изменения предельной длины участка « $k_0 \rightsquigarrow j$ » в сравнении с участком « $k \rightsquigarrow j$ ».

Шаг 3. Расчет коэффициента приращения  $b$  – определяющего значение доли потока информации.

Далее в зависимости от того изменился ли «узел-преемник» или остался тот же выполняются шаги 4 и 5.

Шаги 4 и 5. Изменение значения параметра маршрутизации, используя результаты полученные ранее.

В алгоритме регулирования возрастающей нагрузки сохраняется правило смещения доли потока информации от связей с большими длинами путей к связям с меньшими длинами. Количество трафика, смещенного от связи с большей длиной пропорционально значению длины пути.

В отличие от известных методов [1, 5], где значения интервалов между опросами состояния связей жестко определены и ограничены для всех узлов, константы  $T_l$  и  $T_s$  могут устанавливаться независимо в каждом узле связи. Интервалы  $T_l$  и  $T_s$  – динамические константы, и могут изменяться в зависимости от загрузки узла связи. Но значение интервала  $T_l$  должно быть большим, чем интервал времени необходимый для определения множества кратчайших путей для передачи информации.

**Выводы.** В статье представлен способ вычисления параметра маршрутизации, который дает возможность сбалансировать (распределить) нагрузку в линиях связи найденного множества путей. Это позволит уменьшить интенсивности потоков информации в найденных направлениях и соответственно сократить среднее время задержки информации в ИТС.

## ЛИТЕРАТУРА

1. Бертсекас Д., Галлагер Р. *Сети передачи данных: Пер. с англ.* – М.: Мир, 1989. – 544 с.
2. Олифер В.Г., Олифер Н.А. *Компьютерные сети. Принципы, технологии, протоколы: 2-е издание.* – С.-Пб.: Питер, 2004. – 863 с.
3. Можяев А.А., Беленков А.Г., Семенов С.Г. *Разработка распределенного метода многопутевой маршрутизации, основанного на потоковой модели с предвычислением путей (маршрутов) // Моделювання та інформаційні технології: – К.: ІПМЕ ім. Г.Є. Пухова, 2005. – Вип. 32. – С. 189 – 192.*
4. Кириллов И.Г., Семенов С.Г. *Комбинированный метод поиска множества путей передачи информации в телекоммуникационных сетях. // Збірник наукових праць ХУ ІС. – Х.: ХУ ІС, 2005. – Вип. 5 (5). – С. 90 – 94.*
5. Gallager R. *A Minimum Delay Routing Algorithm Using Distributed Computation // IEEE Trans. on Commun. – 1977. – V. COM-25, N 1. – P. 73 – 84.*

Поступила 18.10.2005

**Рецензент:** доктор технических наук, профессор В.А. Краснобаев,  
Харьковский национальный технический университет сельского хозяйства.