

## МОДИФИЦИРОВАННЫЙ АЛГОРИТМ БЕЛЛМАНА-ФОРДА С ФОРМИРОВАНИЕМ КРАТЧАЙШИХ И РЕЗЕРВНЫХ ПУТЕЙ И ЕГО ПРИМЕНЕНИЕ ДЛЯ ПОВЫШЕНИЯ УСТОЙЧИВОСТИ ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННЫХ СИСТЕМ

*Макаренко С.И., Квасов М.Н.*

*Военно-космическая академия имени А.Ф. Можайского, Санкт-Петербург, РФ*

*E-mail: mak-serg@yandex.ru*

В статье представлено решение задачи поиска кратчайших путей Беллмана-Форда, который положен в основу протоколов маршрутизации RIP, BGP, EBGP, IBGP, IGRP, EIGRP. Модифицированный алгоритм Беллмана-Форда для построения резервных путей использует данные о ребрах, входящих в узлы, его использование в составе протоколов маршрутизации позволяет повысить устойчивость телекоммуникационной системы на величины, пропорциональные топологической сложности и связности ее сети. Это достигается заблаговременным формированием сети резервных путей и быстрым переходом на резервные каналы, без затрат времени на поиск новых путей.

**Ключевые слова:** алгоритм Беллмана-Форда, маршрутизация, резервирование каналов связи, RIP, BGP, EBGP, IBGP, IGRP, EIGRP, устойчивость сети

### Введение

Задача маршрутизации в сетях телекоммуникационных систем (ТКС) является одной из приоритетных, так как ее решение напрямую влияет на устойчивое функционирование системы. Устойчивость современных ТКС напрямую зависит от времени восстановления их работоспособности после воздействия дестабилизирующих факторов (ДФ) и имеет особую актуальность для систем связи специального назначения [1]. Повышение устойчивости ТКС в условиях влияния ДФ за счет использования топологических структур с высокой избыточностью и повышения эффективности протоколов маршрутизации является актуальной прикладной задачей [2-11]. Однако в указанных работах не рассматриваются временные параметры реакции протокола маршрутизации на отказ в сети, не детализируются процессы реконфигурации маршрутов, а основное внимание уделяется топологическим аспектам устойчивости сетей.

Анализ известных работ по снижению времени восстановления работоспособности ИТКС после воздействия ДФ, представленный в работе [12], показал, что существующие способы обеспечения устойчивости ТКС не позволяют гарантировать заданное время восстановления ее работоспособности. Например, недостатком способов, основанных на заблаговременном и постоянном резервировании каналов связи (КС), реализуемых в технологиях SDH, OTN, PDH, является то, что они требуют дополнительной пропускной способности сети.

В технологии IP/MPLS и ATM способы резервирования виртуальных соединений основаны на перераспределении пропускной способности сети, что требует дополнительного времени на перемаршрутизацию путей виртуальных соединений для восстановления работоспособности ТКС.

В [12] было показано, что существующие протоколы маршрутизации основаны на поглощающих алгоритмах поиска кратчайших путей (алгоритм Дейкстры, Беллмана-Форда и др.). Это приводит к тому, что результатом использования этих алгоритмов является древовидная топология наложенной сети, по которой ведется передача трафика в ТКС. При отказах такая древовидная топология утрачивает связность и требуется повторное применение алгоритма поиска путей, что увеличивает время восстановления работоспособности ТКС после отказа и в конечном итоге снижает ее устойчивость.

В [13-15] для повышения устойчивости ТКС предложен новый способ снижения времени восстановления работоспособности сети после отказов ее элементов. Этот способ ориентирован на применение в протоколах маршрутизации, основанных на алгоритме Дейкстры, которые используются в IP-сетях и сетях IP/MPLS. Данный способ основан на модификации известного алгоритма Дейкстры в следующих направлениях:

- использование входящих в узлы ребер, не принадлежащих кратчайшим путям, для построения резервных путей к этим узлам;
- одновременно с формированием сети кратчайших путей сформировать сеть резерв-

ных путей, которые используются при отказах элементов ТКС;

– при отказах элементов сети кратчайших путей осуществляется переход на резервный путь с наименьшим весом, элементы которого сохранили работоспособность.

Однако решение, предложенное в [13-15], актуально только для протоколов маршрутизации, основанных на алгоритме Дейкстры. Вместе с тем существует большое количество протоколов маршрутизации, основанных на алгоритме Беллмана-Форда. К ним относятся протоколы RIP, BGP, EBGP, IBGP, IGRP, EIGRP. Для этих протоколов также является актуальной разработка способа уменьшения времени восстановления работоспособности ТКС после воздействия ДФ. В связи с этим предлагается взять за основу направления модернизации протоколов поиска кратчайших путей, предложенные в [13-15], и применить их к алгоритму Беллмана-Форда [16].

Задачей данной работы является модификация алгоритма Беллмана-Форда, которая позволит одновременно с поиском кратчайших путей сформировать резервные пути к узлам сети. Это позволяет в протоколах маршрутизации, основанных на алгоритме Беллмана-Форда, таких как RIP, BGP, EBGP, IBGP, IGRP, EIGRP:

– обеспечить использование топологической избыточности ТКС с целью повышения устойчивости ее функционирования при отказах элементов сети;

– обеспечить снижение времени реакции ТКС на отказы в сети за счет включения в таблицу маршрутизации информации о резервных путях и минимизации времени перехода к использованию этих путей при отказах.

### Задача повышения устойчивости ТКС

Устойчивость относится к одним из основных свойств ТКС. Целью работы является повышение устойчивости ТКС по показателю вероятности устойчивости информационного направления  $P_y$  [1]:

$$P_y = K_r P_{св}; P_{св} = 1 - P_{пор}, \quad (1)$$

где  $K_r$  – коэффициент готовности информационного направления связи;  $P_{св}$  – вероятность выживания информационного направления в результате влияния ДФ;  $P_{пор}$  – вероятность поражения элемента информационного направления ТКС с учетом реализуемых организаци-

онно-технических мер защиты. Покажем, что при допущении о том, что если вероятность поражения  $P_{пор}$  элемента информационного направления ТКС соответствует отказу канала связи, то добавление в таблицу маршрутизации дополнительных резервных путей повышает устойчивость ТКС по показателю (1).

Коэффициент готовности  $K_r$  в (1) является параметром, учитывающим временные показатели устойчивости. В соответствии с работой [1]  $K_r$  определяется наработкой на отказ  $T_o$  и временем восстановления  $T_B$ , которое состоит из: времени диагностики отказа  $T_{диагн}$ ; времени ожидания восстановления связи (удержания конфигурации сети)  $T_{ож}$ ; времени уведомления узла, ответственного за изменение конфигурации ТКС,  $T_{увед}$ ; длительности реконфигурации ТКС, резервирования маршрутов информационных потоков и сигнализации  $T_{рек}$ ; времени переключения информационных потоков с активного на резервные пути  $T_{перекл}$ :

$$K_r = T_o / (T_o + T_B) = \frac{T_o}{T_o + (T_{диагн} + T_{ож} + T_{увед} + T_{рек} + T_{перекл})}. \quad (2)$$

Введение резервных маршрутов позволяет после диагностики отказа, не ожидая восстановления связи ( $T_{ож} = 0$ ), без уведомления управляющего узла ( $T_{увед} = 0$ ), сразу же ( $T_{рек} = 0$ ) переключить информационные потоки на резервные информационные направления. При этом уведомление узла, ответственного за маршрутизацию в ТКС, предлагается осуществлять после переключения информационных потоков на резервные пути. Вероятность выживания одного маршрута  $P_{св1}$  на информационном направлении из  $n$  каналов в выражении (1) будет определяться вероятностями поражения отдельных каналов связи  $P_{порv}$ ,  $v = 1 \dots n$  в составе маршрута:

$$P_{св1} = 1 - P_{пор1} = 1 - \left( 1 - \prod_{v=1}^n (1 - P_{порv}) \right). \quad (3)$$

Вероятность выживания одного основного и  $k$  резервных маршрутов (состоящих, соответственно, из  $n_{осн}$ ,  $n_1$ ,  $n_2$ , ...,  $n_k$  каналов) будет определяться выражением

$$P_{св1+k} = 1 - P_{пор1+k} = 1 - \left( 1 - \prod_{v=1}^{n_{осн}} (1 - P_{порv}) \right) \times \prod_{j=1}^k \left[ 1 - \prod_{i=1}^{n_j} (1 - P_{порi,j}) \right]. \quad (4)$$

Поскольку для любого  $\nu$ -го канала  $P_{пор \nu} \leq 1$ , то для любой сети  $P_{св 1} \leq P_{св 1+k}$ . Равенство в этом выражении будет иметь место при  $k = 1$ . Вероятность устойчивости  $P_{y 1}$  для информационного направления в ТКС при использовании алгоритма, формирующего единственный кратчайший маршрут из  $n$  каналов, определим как

$$P_{y 1} = \frac{T_0}{T_0 + (T_{\text{диагн}} + T_{\text{ож}} + T_{\text{увед}} + T_{\text{рек}} + T_{\text{перекл}})} \times \left( 1 - \left( 1 - \prod_{\nu=1}^{n_{\text{осн}}} (1 - P_{\text{пор } \nu}) \right) \right) \quad (5)$$

Вероятность устойчивости  $P_{y 1+k}$  для информационного направления из  $1 + k$  маршрутов при использовании алгоритма, формирующего основной кратчайший маршрут из  $n$  каналов и  $k$  резервных маршрутов, примет вид [1]:

$$P_{y 1+k} = \frac{T_0}{T_0 + T_{\text{диагн}} + T_{\text{перекл}}} \left( 1 - \left( 1 - \prod_{\nu=1}^{n_{\text{осн}}} (1 - P_{\text{пор } \nu}) \right) \times \prod_{j=1}^k \left[ 1 - \prod_{i=1}^{n_j} (1 - P_{\text{пор } i,j}) \right] \right) \quad (6)$$

Следовательно, при переходе от алгоритма, формирующего только один маршрут, к алгоритму, формирующему основной кратчайший маршрут из  $n$  каналов и  $k$  резервных маршрутов, происходит увеличение устойчивости для одного и того же информационного направления по показателю вероятности его устойчивости. При использовании подхода, основанного на внедрении алгоритма поиска кратчайших и резервных путей, устойчивость сети, вычисленная в соответствии с выражением (1), повышается за счет одновременного повышения показателей  $K_r$  и  $P_B$ . Выигрыш в повышении устойчивости, выраженный в процентах, составит

$$\left( 1 - \frac{P_{y 1+k}}{P_{y n}} \right) \cdot 100\% = \left[ 1 - \frac{T_0 + T_{\text{диагн}} + T_{\text{ож}} + T_{\text{увед}} + T_{\text{рек}} + T_{\text{перекл}}}{T_0 + T_{\text{диагн}} + T_{\text{перекл}}} \times \prod_{j=1}^k \left[ 1 - \prod_{i=1}^{n_j} (1 - P_{\text{пор } i,j}) \right] \right] \cdot 100\% \quad (7)$$

Таким образом, для количественной оценки достижения цели повышения устойчивости ТКС будем использовать показатель устойчивости – среднесетевая вероятность связности информационного направления. А для оценки прироста эффективности по указанному показателю при переходе к использованию модифицированного алгоритма Беллмана-Форда – выражение (7).

### Общий подход к модификации алгоритма Беллмана-Форда

В ходе модификации алгоритма Беллмана-Форда в него дополнительно вносятся изменения, направленные на расширение его функциональности, связанной с формированием резервных путей. Основой предлагаемой модификации алгоритма Беллмана-Форда являются следующие положения.

1. При достижении очередной вершины запоминается предшествующая ей вершина как потенциальный элемент будущего резервного пути к этой вершине (рис. 1).

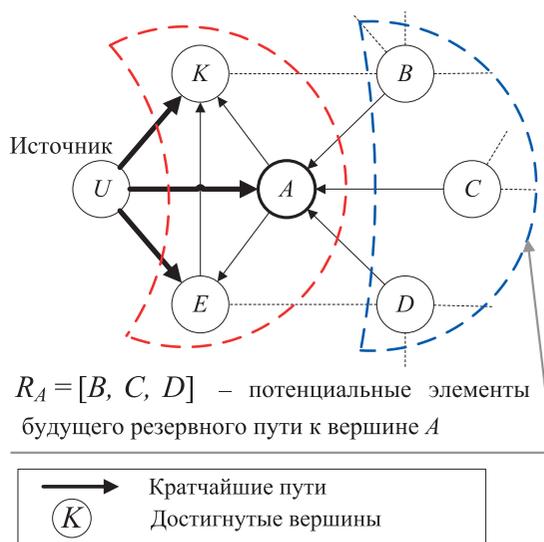


Рис. 1. Запись потенциальных элементов будущего резервного пути к вершине

2. При следующем шаге функционирования алгоритма достигнутая очередная вершина проверяется как потенциальный элемент резервного пути для всех уже достигнутых вершин. Если она является потенциальным элементом резервного пути, формируется резервный путь к ранее достигнутой вершине через только что достигнутой (рис. 2). Сравнение  $[B, C, D]$  и  $[B, D]$  приводит к выводу, что резервные пути к A лежат через B и D.

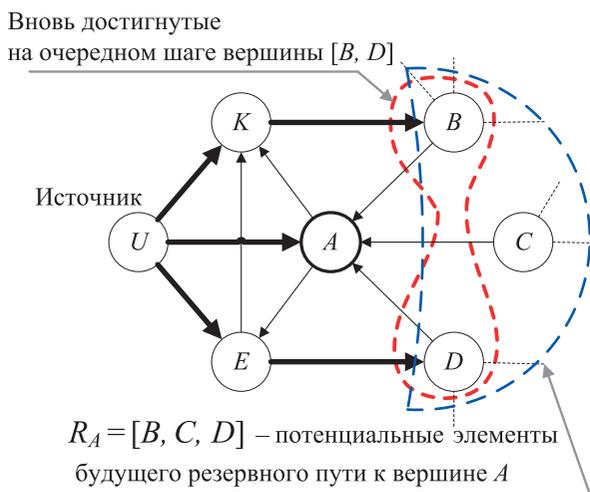
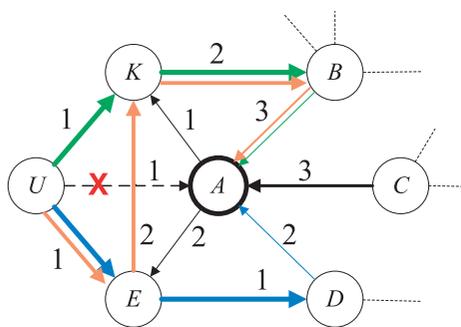


Рис. 2. Формирование резервного пути к вершине

3. Если к ранее достигнутой вершине уже были сформированы резервные пути и она участвует в создании нового резервного пути к очередной вершине, то к очередной вершине формируется множество резервных путей с включением в них всех возможных вариантов резервных путей, сформированных ранее. Причем если в резервный путь входит сама очередная вершина, то такой путь во избежание циклов в резервные не включается.

4. Все резервные пути к вершинам сети упорядочиваются в соответствии с минимизацией весов и вносятся в таблицу маршрутизации наряду с кратчайшим путем (рис. 3). При отказе элементов кратчайшего пути для передачи выбирается резервный путь с минимальным суммарным весом, не содержащий отказавшие элементы.



Основной путь	Вес	Резервный путь	Вес
$U \rightarrow A$	1	$U \rightarrow E \rightarrow D \rightarrow A$	4
		$U \rightarrow K \rightarrow B \rightarrow A$	6
		$U \rightarrow E \rightarrow K \rightarrow B \rightarrow A$	8

Рис. 3. Пример построенных резервных путей к вершине A

### Модифицированный алгоритм Беллмана-Форда

Схема модифицированного алгоритма Беллмана-Форда приведена на рис. 4. Для формализации стандартного алгоритма Беллмана-Форда введены следующие обозначения:  $G(U, V)$  – ориентированный граф сети;  $U = \{U_i\}, i = 1 \dots n$  – множество вершин графа  $G$ ;  $n$  – количество вершин в графе;  $U_1$  – начальная вершина, от которой прокладываются пути к остальным вершинам;  $V(U_i, U_j)$  – веса ребер, соединяющих произвольные  $i$ -ую и  $j$ -ую вершины;  $i = 1 \dots n; j = 1 \dots n$  – переменные, счетчики вершин;  $D = \{d\}$  – множество кратчайших расстояний до вершин от начальной вершины;  $L = \{l_j\}, j = 1 \dots n$  – множество кратчайших путей, которое по окончании работы алгоритма содержит кратчайшие пути к каждой вершине, при этом  $l_i = U_j$  – вершина, через которую достигнута вершина  $U_i$ .

Кроме того, введены дополнительные обозначения, которые используются для модификации алгоритма Беллмана-Форда в направлении расширения его функциональности: поиска кратчайших и резервных путей –  $R = \{r\}$  – множество вершин потенциальных резервных путей, в это множество вносятся достигнутые вершины, смежные рассматриваемой, в дальнейшем элементы множества используются при нахождении резервных путей;  $C = \{c\}$  – множество весов ребер потенциальных резервных путей, в это множество вносятся веса ребер, исходящих из вершин, вносимых в множество  $R$  и входящих в рассматриваемую вершину;  $Z = \{z\}$  – множество резервных путей в вершины, сформированные в результате проведения логических операций над входящими в него элементами и элементами множеств  $R$  и  $L$ ;  $S = \{s\}$  – множество весов резервных путей к вершинам, это множество содержит веса путей из множества  $Z$  и используется для ранжировки резервных путей при выводе результатов работы алгоритма.

К новым элементам модифицированного алгоритма Беллмана-Форда относятся блоки 7; 8; 17-22; 24.

В блоках 7, 8 реализуется формирование элементов множества вершин  $R$  к текущей рассматриваемой вершине за счет использования первого положения по модификации алгоритма. Далее в блоках 17-22 путем пере-

сечения элементов множества  $R$  и  $L$ , а также множества  $Z$  осуществляется формирование элементов множества  $Z$  с учетом второго положения по модификации алгоритма. В блоке 24 осуществляется ранжирование резервных путей, находящихся в множестве  $Z$ , по сумме весов, входящих в их состав ребер, которые, в свою очередь, находятся в множестве  $S$ .

**Пример формирования резервного пути к вершине**

Рассмотрим пример функционирования модифицированного алгоритма Беллмана-Форда при решении задачи формирования кратчайших и резервных путей для сети, представленной на рис. 5, и заданной матрицей связности  $V$ .

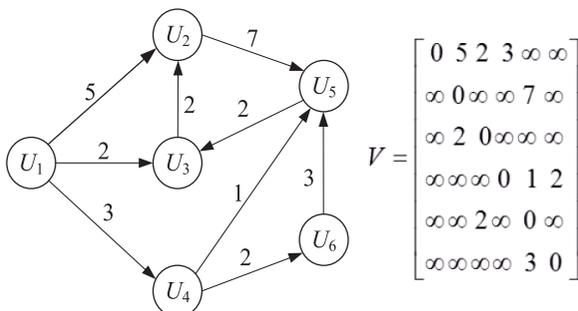


Рис. 5. К примеру функционирования модифицированного алгоритма Беллмана-Форда

На начальном шаге (см. пример на рис. 5) представлен исходный граф и задана матрица  $V$  весов ребер для графа сети, а также значения элементов множеств  $L, R, C, D, Z, S$ , которые задаются в блоках 1-4 алгоритма (см. рис. 4).

На шаге 1 (при  $i = 1, j = 1 \dots n$ ) достигаются вершины  $U_2, U_3, U_4$  (для которых расстояние от  $U_1$  удовлетворяет условию  $d_i \neq \infty$ ). При этом в элементы  $r_2, r_3, r_4$  множества потенциальных резервных путей  $R$  вносится смежная этим вершинам вершина  $U_1$ . Одновременно в элементы  $c_{21}, c_{31}, c_{41}$  множества  $C$  вносятся веса ребер, соединяющих вершину  $U_1$  с достигнутыми вершинами  $U_2, U_3, U_4$  ( $c_{21} = 5, c_{31} = 2, c_{41} = 3$ ) (блок 8 на схеме рис. 4). Значения множеств алгоритма на 1 шаге представлены в таблице 1. По аналогии с первым шагом выполняются последующие шаги цикла (блоки 5-10 на рис. 4).

После завершения поиска кратчайших путей (блоки 5-10 на рис. 4) будут получены:  $L$  – множество кратчайших путей из вершины  $U_1$  к вершинам  $U_2 \dots U_6$ ;  $D$  – множество расстояний этих кратчайших путей;  $R$  – множество

вершин, через которые могут быть построены потенциальные резервные пути;  $S$  – множество весов ребер, инцидентных рассматриваемой вершине. Значение элементов множеств алгоритма представлено в таблице 2.

Таблица 1. Значение множеств алгоритма на шаге 1

Множество	Вершина					
	$U_1$	$U_2$	$U_3$	$U_4$	$U_5$	$U_6$
$D_j$	0	5	2	3	$\emptyset$	$\emptyset$
$L_j$	$\emptyset$	$U_1 \rightarrow U_2$	$U_1 \rightarrow U_3$	$U_1 \rightarrow U_4$	$\emptyset$	$\emptyset$
$R_j$	$\emptyset$	$r_2$ $U_1$	$r_3$ $U_1$	$r_4$ $U_1$	$r_5$	$r_6$
$C_{ji}$	$\emptyset$	$c_{21}$ 5	$c_{31}$ 2	$c_{41}$ 3	$\emptyset$	$\emptyset$
$Z_i$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$
$S_i$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$

Работа модифицированного алгоритма Беллмана-Форда продолжается в блоках 13-22. Здесь производится проверка на наличие отрицательного цикла (блоки 14-16 рис. 4), формируются резервные пути к вершинам  $U_2 \dots U_6$  из вершины  $U_1$  (блоки 13, 17-22 на рис. 4).

Рассмотрим работу модифицированного алгоритма Беллмана-Форда в блоках 13-24 на примере формирования резервных путей для вершины  $U_2$ . Элемент множества  $r_2 \in R$  содержит вершины  $U_1$  и  $U_3$ , имеющие инцидентные вершине  $U_2$  ребра, с весами  $c_{21} = 5, c_{23} = 2$ . На данном шаге алгоритма прямой путь из вершины  $U_1$  является резервным  $z_3 = \{U_1 \rightarrow U_2\}$  с весом  $s_2 = \{5\}$ , а кратчайший путь  $U_1 \rightarrow U_3 \rightarrow U_2$  имеет минимальный суммарный вес  $d_2 = 4$ .

Кроме  $U_1$ , вершиной, через которую может быть построен резервный путь в  $U_2$ , является вершина  $U_3$ . Она достижима по кратчайшему пути  $U_1 \rightarrow U_3$  и через вершины потенциальных путей, лежащих через  $U_1$  и  $U_5$ . В ходе дальнейшей работы алгоритма (цикл из блоков 13-22 на рис. 4) в резервные пути к вершине  $U_2$  добавляются резервные пути из элемента  $z_3 - U_1 \rightarrow U_4 \rightarrow U_5 \rightarrow U_3$  и  $U_1 \rightarrow U_4 \rightarrow U_6 \rightarrow U_5 \rightarrow U_3$  идущие в  $U_2$  через вершину  $U_3$  (см. рис. 6).

Эти резервные пути имеют соответственные веса  $c_{23} + s_3 = 2 + 6 = 8, c_{23} + s_3 = 2 + 10 = 12$ . Резервный путь в  $U_3$  через  $U_5, z_3 = \{U_1 \rightarrow U_2 \rightarrow U_5 \rightarrow U_3\}$  не добавляется, так как он уже содержит вершину  $U_2$  (блок 18 на рис. 4).

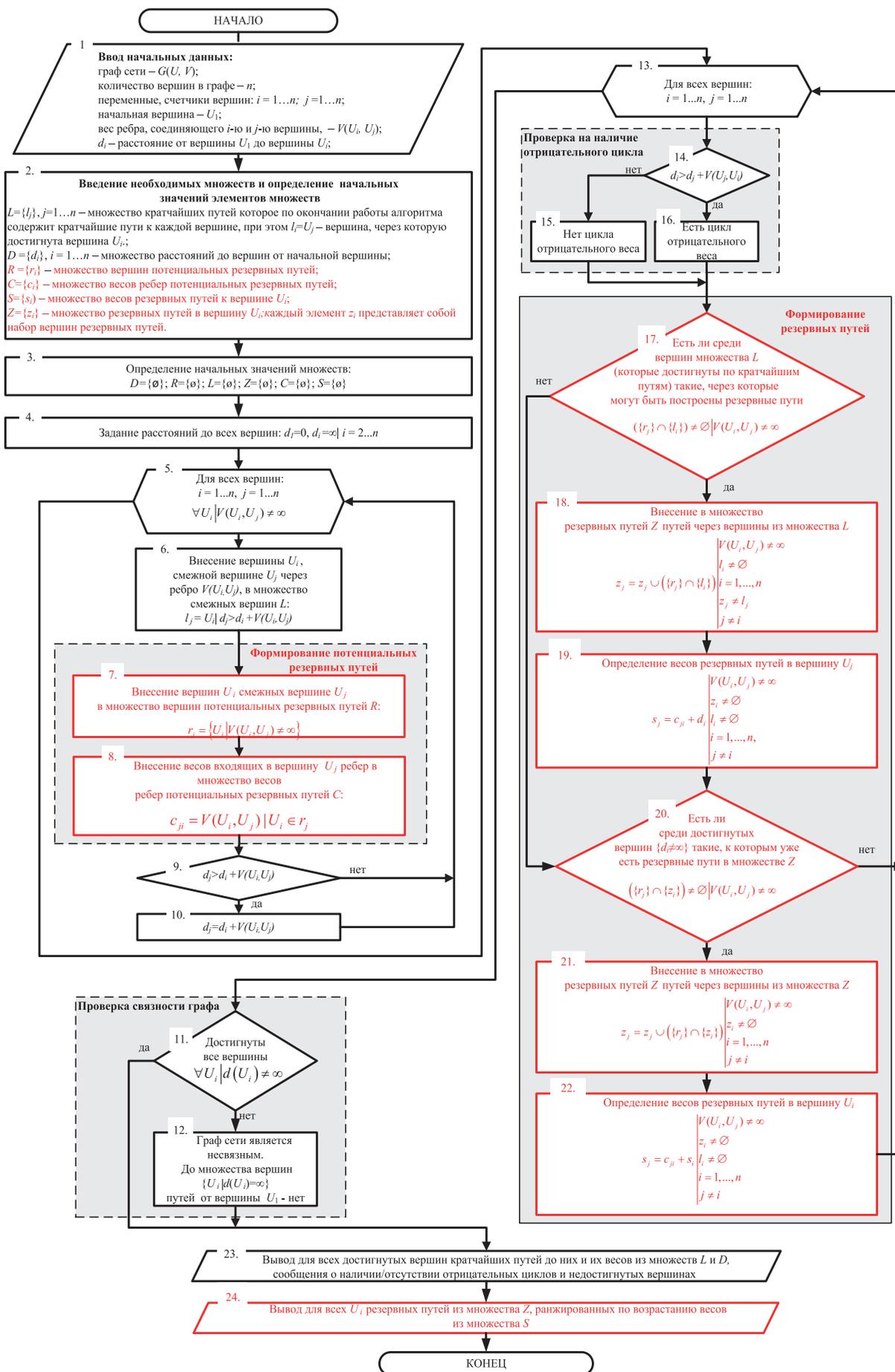


Рис. 4. Схема модифицированного алгоритма Беллмана-Форда

Таблица 2. Значения множеств алгоритма при полностью выполненном цикле в блоках 5-10

Мно- жество	Вершина					
	$U_1$	$U_2$	$U_3$	$U_4$	$U_5$	$U_6$
$D_j$	0	4	2	3	4	5
$L_j$	$\emptyset$	$l_2$ $U_1 \rightarrow U_3 \rightarrow U_2$	$l_3$ $U_1 \rightarrow U_3$	$l_4$ $U_1 \rightarrow U_4$	$l_5$ $U_1 \rightarrow U_4 \rightarrow U_5$	$l_6$ $U_1 \rightarrow U_4 \rightarrow U_6$
$R_j$	$\emptyset$	$r_2$ $U_1$ $U_3$	$r_3$ $U_1$ $U_5$	$r_4$ $U_1$	$r_5$ $U_2$ $U_4$ $U_6$	$r_6$ $U_4$
$C_{ji}$	$\emptyset$	$c_{21}$ 5	$c_{31}$ 2	$c_{41}$ 3	$c_{52}$ 7	$c_{64}$ 1
		$c_{23}$ 2	$c_{35}$ 2		$c_{54}$ 1	
					$c_{56}$ 3	
$Z_i$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$
$S_i$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$	$\emptyset$

Таким образом, окончательные значения элементов множеств  $Z$  и  $S$  для  $U_2$  примут вид:  $z_3 = \{U_1 \rightarrow U_2, U_1 \rightarrow U_4 \rightarrow U_5 \rightarrow U_3, U_1 \rightarrow U_4 \rightarrow U_6 \rightarrow U_5 \rightarrow U_3\}$  и  $s_2 = \{5, 8, 12\}$ .

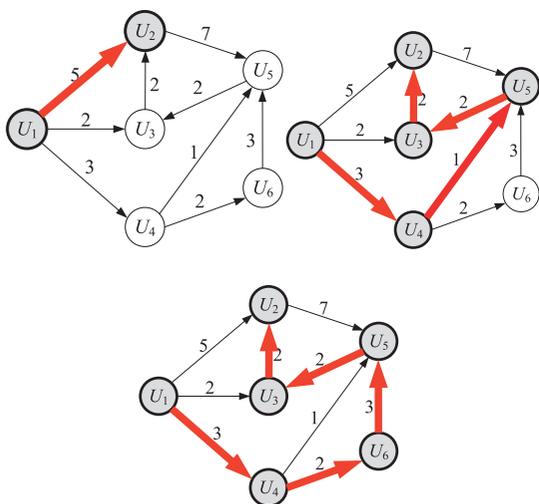


Рис. 6. Резервные маршруты к вершине  $U_2$

После формирования резервных путей они ранжируются по весу. При поражении ДФ какого-либо элемента кратчайшего пути выбирается резервный путь с минимальным весом, который не содержит в своем составе пораженного элемента.

Итоговые значения множеств  $L, R, C, D, Z, S$  в рассматриваемом примере приведены в таблице 3. На ней же показана схема формирования резервных путей и вычисление их веса для вершины  $U_2$ , рассмотренная выше.

### Оценка повышения устойчивости маршрутизации в ТКС при использовании модифицированного алгоритма Беллмана–Форда

Приняв допущение о заданном уровне вероятности поражения  $P_{пор}$  элемента информационного направления ТКС (как результат комплексного воздействия всех ДФ) и его эквивалентности отказу канала связи, покажем, что наличие в таблице маршрутизации кратчайшего и резервных путей значительно повышает устойчивость ТКС при маршрутизации трафика по заданным информационным направлениям. Выражение для устойчивости информационного направления из  $1+k$  маршрутов (где 1 основной и  $k$  – резервные) при использовании маршрутизации на основе модифицированного алгоритма Беллмана-Форда имеет вид (5). Оценка выигрыша по показателю  $P_{св}$ , без учета временных затрат на восстановление работоспособности ТКС, произведена по формуле (8).

В таблице 4 приведены значения вероятности связности информационных направлений для сети, приведенной на рис.5, рассчитанные по формулам (4) и (5), при значении вероятности связности каждого из каналов сети  $P_{пор \nu} = 0,1, \nu = 1 \dots 9$ . Анализ значений, представленных в таблице 4, показывает, что в результате использования модифицированного алгоритма Беллмана-Форда, прирост устойчивости сети по показателю среднесетевая вероятность устойчивости информационного направления

Таблица 3. Схема формирования резервных путей из вершины  $U_1$  в вершину  $U_2$

Множество	Вершина					
	$U_1$	$U_2$	$U_3$	$U_4$	$U_5$	$U_6$
$D_j$	0	4	2	3	4	5
$L_j$	$\emptyset$	$U_1 \rightarrow U_3 \rightarrow U_2$	$U_1 \rightarrow U_3$	$U_1 \rightarrow U_4$	$U_1 \rightarrow U_4 \rightarrow U_5$	$U_1 \rightarrow U_4 \rightarrow U_6$
$R_j$	$\emptyset$	$r_2$	$r_3$	$r_4$	$r_5$	$r_6$
$C_{ji}$	$\emptyset$	$c_{21} = 5$ $c_{23} = 2$	$c_{31} = 2$ $c_{35} = 2$	$c_{41} = 3$	$c_{52} = 7$ $c_{54} = 1$ $c_{56} = 3$	$c_{64} = 1$
$Z_i$	$\emptyset$	$z_2$	$z_3$	$\emptyset$	$z_5$	$\emptyset$
$S_i$	$\emptyset$	$s_2$	$s_3$	$\emptyset$	$s_5$	$\emptyset$
		5 8 12	6 10 14		8 11 12	

связи составил 11%. При этом есть основания утверждать, что при увеличении топологической сложности сети количество резервных путей будет увеличиваться и в связи с этим будет возрастать выигрыш в повышении устойчивости.

Таблица 4. Значение устойчивости направлений связи и для сети в целом для примера на рис. 5

Инф. направление	Алг. Беллмана-Форда	Мод. алг. Беллмана-Форда	Выигрыш
	$P_{св n}$	$P_{св 1+k}$	
$U_1 \rightarrow U_2$	0,81	0,9973	23%
$U_1 \rightarrow U_3$	0,9	0,9975	10%
$U_1 \rightarrow U_4$	0,9	0,9	-
$U_1 \rightarrow U_5$	0,81	0,9939	22%
$U_1 \rightarrow U_6$	0,81	0,81	-
В среднем по сети	0,846	0,93974	11%

### Заключение

В работе представлен модифицированный алгоритм Беллмана-Форда с формированием кратчайших и резервных путей, который предназначен для повышения устойчивости ТКС. Повышение устойчивости происходит за счет использования топологической избыточности имеющейся сети, а также за счет снижения временных затрат, требующихся для перехода на резервные пути. Достижимый уровень повышения устойчивости ТКС при применении

представленного алгоритма прямо пропорционален топологической сложности сети и ее размеру.

В отличие от [2-11], где повышение устойчивости ведется за счет использования топологических структур с высокой избыточностью и за счет повышения эффективности протоколов маршрутизации, предложенный модифицированный алгоритм Беллмана-Форда позволяет для уже имеющейся топологии сети сформировать множества как кратчайших, так и резервных путей. Это не только повышает топологическую избыточность сети без введения дополнительных каналов, но и позволяет осуществить переход на резервные маршруты сразу же после отказа без необходимости повторной работы алгоритма поиска кратчайших путей. Наиболее близким аналогом является [13], где рассмотрена модификация алгоритма Дейкстры. Представленный в ней подход был взят за основу при модификации алгоритма Беллмана-Форда.

Представленный алгоритм может быть использован для совершенствования протоколов маршрутизации RIP, BGP, EBGP, IBGP, IGRP, EIGRP в целях обеспечения заданного уровня устойчивости ТКС, функционирующих на основе стека протоколов TCP/IP и IP-MPLS в условиях воздействия дестабилизирующих факторов на элементы сети.

### Литература

1. Михайлов Р.Л., Макаренко С.И. Оценка устойчивости сети связи в условиях воздействия на

- нее дестабилизирующих факторов // Радиотехнические и телекоммуникационные системы. № 4, 2013. – С. 69-79.
2. Поповский В.В., Волотка В.С. Математическое моделирование надежности инфокоммуникационных систем // Телекомунікаційні та інформаційні технології. №3, 2014. – С. 5-9.
  3. Лемешко А.В., Козлова Е.В., Романюк А.А. Математическая модель отказоустойчивой маршрутизации, представленная алгебраическими уравнениями состояния MPLS-сети // Системы обработки информации. № 2 (109), 2013. – С. 217-220.
  4. Попков В. К., Блукке В. П., Дворкин А. Б. Модели анализа устойчивости и живучести информационных сетей // Проблемы информатики. № 4, 2009. – С. 63-78.
  5. Сорокин А.А., Дмитриев В.Н., Чан Куок Тоан, Резников П.С. Оценка результатов использования протокола RIP в системах связи с динамической топологией сети методом имитационного моделирования // Вестник АстГТУ. Серия: Управление, вычислительная техника и информатика. № 4, 2014. – С. 85-93.
  6. Корячко В.П., Перепелкин Д.А. Анализ и проектирование маршрутов передачи данных в корпоративных сетях. М.: Горячая линия – Телеком, 2012. 236 с.
  7. Мейкшан В.И. Анализ влияния отказов оборудования на функционирование мультисервисной сети с адаптивной маршрутизацией // Доклады АН ВШ РФ. Технические науки. 2010. № 2 (15), 2010. – С. 69-80.
  8. Литвинов К.А., Пасечников И.И. Подходы к решению задачи маршрутизации в современных телекоммуникационных системах // Вестник ТамГУ. Серия: Естественные и технические науки. Т.18, № 1, 2013. – С. 64-69.
  9. Громов Ю.Ю., Драчев В.О., Набатов К.А., Иванова О.Г. Синтез и анализ живучести сетевых систем. М.: Изд-во «Машиностроение-1», 2007. – 152 с.
  10. Ковальков Д.А. Математические модели оценки надежности мультисервисного узла доступа // Радиотехнические и телекоммуникационные системы. №2, 2011. – С. 64-71.
  11. Егунов М.М., Шувалов В.П. Анализ структурной надежности транспортной сети // Вестник СибГУТИ. №1, 2012. – С. 54-60.
  12. Макаренко С. И. Время сходимости протоколов маршрутизации при отказах в сети // Системы управления, связи и безопасности. № 2, 2015. – С. 45-98.
  13. Цветков К.Ю., Макаренко С.И., Михайлов Р.Л. Формирование резервных путей на основе алгоритма Дейкстры в целях повышения устойчивости информационно-телекоммуникационных сетей // Информационно-управляющие системы. №2, 2014. – С. 71-78.
  14. Михайлов Р.Л. Помехозащищенность транспортных сетей связи специального назначения. Череповец, 2016. – 128 с.
  15. Михайлов Р.Л. Модели и алгоритмы маршрутизации в транспортной наземно-космической сети связи военного назначения // Системы управления, связи и безопасности. №3, 2015. – С. 52-82 // URL: <http://journals.intelgr.com/sccs/archive/2015-03/04-Mikhailov.pdf> (д.о. 09.09.2016).
  16. Кормен К., Лейзерсон Ч., Ривест Р. Алгоритмы: построение и анализ. Пер с англ. М.: МЦНМО, 2000. – 960 с.

*Получено 07.09. 2016*

**Макаренко Сергей Иванович**, к.т.н., доцент Кафедры сетей и систем связи космических комплексов (ССК КК) Военно-космической академии (ВКА) им. А.Ф. Можайского. Тел. 8-981-820-49-90. E-mail: mak-serg@yandex.ru

**Квасов Михаил Николаевич**, адъюнкт Кафедры ССК КК ВКА им. А.Ф. Можайского (г. Санкт-Петербург). Тел. 8-981-862-37-26. E-mail: kvasov\_mn@mail.ru

## MODIFIED BELLMAN-FORD ALGORITHM WITH FORMING THE SHORTEST AND FALLBACK PATHS AND ITS APPLICATION FOR TELECOMMUNICATION NETWORK STABILITY IMPROVEMENT

*Makarenko S.I., Kvasov M.N.*

*A.F. Mozhaisky Military Space Academy, St. Petersburg, Russian Federation*

*E-mail: mak-serg@yandex.ru*

Telecommunication system traffic is transmitted over the shortest path defined by routing protocols. In the case of channel failure or network node breakdown traffic should be quickly rerouted. However, the most known

routing protocols are based on greedy algorithms for determination of the shortest paths (Dijkstra or Bellman-Ford algorithms). Therefore, result of mentioned algorithms application is a tree-type topology of overlay network for telecommunication system traffic transmission. In the case of failure this tree-type topology loses connection, and re-performing of algorithm for the shortest path determination is required that increases telecommunication system recovery time and reduces its stability. We propose to set a concurrent task for determination of fallback and redundant path for routing protocol shortest path determination algorithm that would be used under network element failure case that would improve network stability. This work presents solution for of the shortest path determination Bellman-Ford problem that is basic for routing protocols RIP, BGP, EBGp, IBGP, IGRP, EIGRP. Modified Bellman-Ford algorithm for fallback path forming utilizes data of node edges. It provides total telecommunication system improvement to values in proportion to network connectivity and topological complexity by preliminary forming of network fallback paths and rapid transitions to fallback channels without time spending for new paths searching.

**Keywords:** Bellman-Ford algorithm, routing, telecommunication channels reservation, RIP, BGP, EBGp, IBGP, IGRP, EIGRP, stability of a network

**DOI:** 10.18469/ikt.2016.14.3.06

**Makarenko Sergey Ivanovich**, A.F. Mozhaisky Military Space Academy, 13 Zhdanovskaya str., Saint-Petersburg, 197198, Russian Federation; Associate Professor of the Department of Networks and Communication Systems of Space Systems; PhD in Technical Science, Associate Professor. Tel. +79818204990. E-mail: mak-serg@yandex.ru.

**Kvasov Mikhail Nikolaevich**, A.F. Mozhaisky Military Space Academy, 13 Zhdanovskaya str., Saint-Petersburg, 197198, Russian Federation; adjunct of the Department of Networks and Communication Systems of Space Systems. Tel.: +79818623726. E-mail: kvasov\_mn@mail.ru.

## References

1. Mikhailov R.L., Makarenko S.I. Ocenka ustojchivosti seti svjazi v uslovijah vozdejstvija na nee destabilizirujushih faktorov [Estimating Communication Network Stability under the Conditions of Destabilizing Factors Affecting it]. *Radiotekhnicheskie i telekommunikatsionnye sistemy*, 2013, no. 4, pp. 69-79.
2. Popovskii V.V., Volotka V.S. Matematicheskoe modelirovanie nadezhnosti infokommunikatsionnykh sistem [Mathematical modelling of secure information and communication systems]. *Telekommunikacijni ta informacijni tehnologii*, 2014, no. 3, pp. 5-9.
3. Lemeshko O.V., Kozlova H.V., Romanyuk A. O. Matematicheskaja model' otkazoustojchivoj marshrutizacii, predstavlenaja algebraicheskim uravnenijami sostojanija MPLS-seti [Mathematical Model of Fault-tolerant Routing, Presented Algebraic Equations of MPLS-Network State]. *Sistemy obrobky informacii*, 2013, vol. 109, no. 2, pp. 217-220.
4. Popkov V.K., Blukke V.P., Dvorkin A. B. Modeli analiza ustojchivosti i zhivuchesti informatsionnykh setei [Model analysis the sustainability and survivability of information networks]. *Problemy informatiki*, 2009, no. 4, pp. 63-78.
5. Sorokin A.A., Dmitriev V.N., Tran Quoc Toan, Reznikov P.S. Ocenka rezul'tatov ispol'zovanija protokola RIP v sistemah svjazi s dinamiceskoi topologiej seti metodom imitacionnogo modelirovanija [Evaluation of the Results of Using the RIP Protocol in Communication Systems with Dynamic Network Topology Using Simulation Method]. *Vestnik AstGTU. Serija: Upravlenie, vychislitel'naja tehnika i informatika*, 2014, no. 4, pp. 85-93 (in Russian).
6. Koriachko V.P., Perepelkin D.A. *Analiz i proektirovanie marshrutov peredachi dannykh v korporativnykh setiakh* [Analysis and design of routes of transmission of data in corporate networks]. Moscow, Goriachaia liniia – Telekom Publ., 2012. 236 p.
7. Meikshan V.I. Analiz vlijanija otkazov oborudovanija na funkcionirovanie mul'tiservisnoj seti s adaptivnoj marshrutizaciej [Analysis of Equipment Faults Influence on Performance of Multiservice Network with Adaptive Routing]. *Proceedings of the Russian higher school academy of sciences*. 2010, vol. 15, no 2, pp. 69-80.

8. Litvinov K.A., Pasechnikov I.I. Podkhody k resheniiu zadachi marshrutizatsii v sovremennykh telekommunikatsionnykh sistemakh [The routing problem in modern telecommunication systems]. *Vestnik TamGU. Seriya: Estestvennye i tehnicheckie nauki*, 2013. vol. 18, no. 1, pp. 64-69.
9. Gromov Ju.Ju., Drachev V.O., Nabatov K.A., Ivanova O.G. *Sintez i analiz zhivuchesti setevykh sistem: monografija* [Synthesis and Analysis Net Systems Reliability]. Moscow, Mashinostroenie-1 Publ., 2007, 152 p.
10. Kovalkov D.A. Matematicheskie modeli otsenki nadezhnosti mul'tiservisnogo uzla dostupa [Mathematical model for reliability evaluation of multiservice access node network]. *Radiotekhnicheskie i telekommunikatsionnyye sistemy*, 2011, no. 2, pp. 64-71
11. Egunov M.M., Shuvalov V.P. Analiz strukturnoi nadezhnosti transportnoi seti [Structural Reliability Analysis of Transport Network]. *Vestnik SibGUTY*, 2012, no. 1, pp. 54-60.
12. Makarenko S.I. Convergence Time of IGP Routing Protocol. *Systems of Control, Communication and Security*, 2015, no 2, pp. 45-98.
13. Tsvetsov K.U., Makarenko S.I., Mikhailov R.L. Formirovanie rezervnykh putej na osnove algoritma Dejkstry v celjakh povysheniya ustojchivosti informacionno-telekommunikatsionnykh setej [Forming Reserve Paths Based on Dijkstra Algorithm in Order to Enhance Stability of Telecommunication Networks]. *Informatsionno-upravliaiushchie sistemy*, 2014, no. 2, pp. 71-78.
14. Mikhailov R.L. *Pomekhozashchishchennost' Transportnykh Setei Sviazi Spetsial'nogo Naznacheniiia* [Interference Free Feature of Transport Networks of Communication of a Special Purpose]. Cherepovets, 2016. 128 p. (in Russian).
15. Mikhailov R.L. Routing models and algorithms of transport terrestrial-cosmic military network. *Systems of Control, Communication and Security*, 2015, no. 3, pp. 52-82. Available at: <http://journals.intelgr.com/scs/archive/2015-03/04-Mikhailov.pdf> (accessed 9 September 2016) (In Russian).
16. Cormen T., Leiserson C., Rivest R. *Introduction to Algorithms*. Cambridge: MIT Press and McGraw-Hill, 1990. 960 p.

Received 07.09.2016

## ТЕХНОЛОГИИ КОМПЬЮТЕРНЫХ СИСТЕМ И СЕТЕЙ

УДК 004.312.24

### ИНТЕРВАЛЬНЫЙ МЕТОД ОПРЕДЕЛЕНИЯ ЗАДЕРЖЕК В ОДНОПРИБОРНЫХ СМО С ПОТОКАМИ ЗАЯВОК ОБЩЕГО ВИДА

Лихтциндер Б.Я.

*Поволжский государственный университет телекоммуникаций и информатики, Самара, РФ*  
E-mail: [lixt@psati.ru](mailto:lixt@psati.ru)

Статья посвящена анализу временных задержек в очередях систем массового обслуживания (СМО) с потоками заявок общего вида. На основании предлагаемых интервальных методов анализа получены соотношения, обобщающие формулу Хинчина-Поллячека для среднего значения времени ожидания в системах массового обслуживания с потоками заявок общего вида. Показано, что значения средних размеров очередей, а также временных задержек в очередях не зависят от того, получены они на основании анализа интенсивностей поступающих заявок или в результате анализа временных интервалов между соседними заявками. Приведены сравнительные результаты моделирования для реального видеотрафика.

**Ключевые слова:** системы массового обслуживания (СМО), потоки заявок, временные задержки, очереди, ковариация, загрузка

#### Введение

Основным соотношением, определяющим размер очередей в системах массового обслуживания, является формула Хинчина-Поллячека, устанавливающая зависимость между

средним размером очереди  $\bar{q}$  и коэффициентом загрузки системы  $\rho = \lambda t$  [1-2] известного вида  $\bar{q} = \frac{\rho^2}{2(1-\rho)}$ . Указанная формула справедлива