



<http://dx.doi.org/10.35596/1729-7648-2023-21-4-93-100>

Оригинальная статья
Original paper

УДК 061.68

МАТЕМАТИЧЕСКАЯ МОДЕЛЬ VPN В СЕТИ ЭЛЕКТРОСВЯЗИ СПЕЦИАЛЬНОГО НАЗНАЧЕНИЯ

С. С. ВРУБЛЕВСКИЙ¹, Е. В. МАШКИН², А. А. БЫСОВ¹

¹Военная академия Республики Беларусь (г. Минск, Республика Беларусь)

²ОАО «АГАТ-СИСТЕМ» (г. Минск, Республика Беларусь)

Поступила в редакцию 15.02.2023

© Белорусский государственный университет информатики и радиоэлектроники, 2023
Belarusian State University of Informatics and Radioelectronics, 2023

Аннотация. Разработана математическая модель VPN в сети электросвязи специального назначения, позволяющая определить запас по пропускной способности для планируемых VPN-туннелей. В отличие от известных подходов оценки запаса по пропускной способности (поточковая модель VPN) предлагаемая модель учитывает класс передаваемого трафика. Модель является адекватной с точностью 0,95. Материалы, представленные в статье, являются оригинальными и могут быть использованы при планировании VPN-туннелей в сети электросвязи специального назначения.

Ключевые слова: сеть электросвязи специального назначения, виртуальная частная сеть, математическая модель, характеристики качества обслуживания, задержка передачи пакета.

Конфликт интересов. Авторы заявляют об отсутствии конфликта интересов.

Для цитирования. Врублевский, С. С. Математическая модель VPN в сети электросвязи специального назначения / С. С. Врублевский, Е. В. Машкин, А. А. Бысов // Доклады БГУИР. 2023. Т. 21, № 4. С. 93–100. <http://dx.doi.org/10.35596/1729-7648-2023-21-4-93-100>.

MATHEMATICAL MODEL OF VPN IN A SPECIAL PURPOSE TELECOMMUNICATION NETWORK

SERGEY S. VRUBLEVSKY¹, EVGENIY V. MASHKIN², ANATOLIY A. BYSOV¹

¹Military Academy of the Republic of Belarus (Minsk, Republic of Belarus)

²JSC "AGAT-SYSTEM" (Minsk, Republic of Belarus)

Submitted 15.02.2023

Abstract. The purpose of the article is to develop a mathematical model of VPN in communication networks of special purpose, which allows to determine the margin of throughput, for scheduled VPN-tunnels. In contrast to the well-known approaches to estimating the bandwidth margin (hose model of VPN), the developed model takes into account the class of transmitted traffic. The developed model is adequate with an accuracy of 0.95. The materials presented in the article are original and can be used when planning VPN-tunnels in a special purpose telecommunication network.

Keywords: communication networks of special purpose, virtual private network, mathematical model, quality of service characteristics, packet transmission delay.

Conflict of interests. The authors declare no conflict of interests.

For citation. Vrublevsky S. S., Mashkin E. V., Bysov A. A. (2023) Mathematical Model of VPN in a Special Purpose Telecommunication Network. *Doklady BGUIR*. 21 (4), 93–100. <http://dx.doi.org/10.35596/1729-7648-2023-21-4-93-100> (in Russian).

Введение

В настоящее время в сети электросвязи специального назначения (СЭСН) наблюдается значительное увеличение объема передаваемых сообщений, что обусловлено появлением и активным использованием следующих услуг: видеоконференцсвязь, IP-телефония, электронная почта, электронные карты местности, базы данных. Это предполагает выполнение требований качества обслуживания пользователей в соответствии с классом трафика [1], а также организацию обособления потоков трафика с целью обеспечения информационной безопасности [2, 3]. Организация разграничения пакетного трафика в СЭСН осуществляется путем применения технологии VPN – создания VPN-туннелей [4].

Для математического описания VPN в сетях с коммутацией пакетов применяется потоковая модель VPN, разработанная в классе граф-комбинаторных моделей и подробно описанная в [5–7]. Данная модель описывает VPN-туннель потоком трафика на входе и на выходе каждой конечной точки сети и не требует определения полной информации о распределении трафика в виртуальной сети. Основным недостатком потоковой модели является ориентация на единственный показатель – пропускную способность, что предполагает обеспечение качества обслуживания пользователей за счет увеличения пропускной способности в сети. Данный подход не в полной мере может быть применим в СЭСН, так как ядро сети по-прежнему использует технологию коммутации каналов в качестве основной (скорость на отдельных участках сети может уменьшаться до пропускной способности, эквивалентной цифровому потоку $E1 = 2048$ кбит/с, что создает эффект «бутылочного горлышка», тем самым ухудшая показатели качества обслуживания пользователей). В режиме реального времени увеличить пропускную способность для создаваемых VPN-туннелей на участке сети, как правило, не представляется возможным.

Таким образом, на этапе планирования VPN возникает задача определения запаса по пропускной способности для VPN-туннелей с учетом обеспечения качества обслуживания пользователей (учитывая класс передаваемого трафика). В статье представлена математическая модель VPN в сети электросвязи специального назначения, разработанная в классе граф-комбинаторных моделей, позволяющая определить запас по пропускной способности для планируемых VPN-туннелей и отличающаяся от потоковой модели учетом класса передаваемого трафика.

Описание моделирования математической модели

Целью моделирования является определение запаса по пропускной способности для планируемых VPN-туннелей в СЭСН с учетом основного показателя обеспечения качества обслуживания – задержки передачи пакета. VPN-туннель характеризуется такими параметрами, как пропускная способность и максимально допустимая задержка передачи пакета. Организация VPN-туннеля требует резервирования части ресурса сети. Следовательно, перед его созданием необходимо предъявить требования к каналу связи, организованному между двумя любыми точками в сети:

$$VPN_{ij} = \{q_{ij}^{(VPN)}, k\}, \quad (1)$$

где $q_{ij}^{(VPN)}$ – требуемая пропускная способность VPN-туннеля; k – класс трафика, проходящего по VPN-туннелю, $k = \overline{1, 7}$ [8].

Исходными данными для математической модели являлись:

- граф $G = (X, A)$, где X, A – множество вершин и ребер;
- $Q = [q_{ij}]$ – матрица пропускных способностей каналов связи между маршрутизаторами, q_{ij} – пропускная способность канала связи между маршрутизаторами i и j ;
- $\Lambda_h = [\lambda_{ih}]$ – матрица-строка интенсивности трафика терминальных устройств, λ_{ih} – интенсивность трафика терминального устройства h ;
- $L = [l_{ij}]$ – матрица длин соединительных линий между маршрутизаторами, l_{ij} – длина соединительной линии между маршрутизаторами i и j ;
- $M = [\mu_x]$ – матрица-строка времени обработки одного пакета маршрутизатором, $\mu_x = \frac{1}{C_{обр\ x}}$ –

среднее время обработки одного пакета маршрутизатором x , равное обратной величине скорости обработки одного пакета;

- $\Phi = [\varphi_{hx}]$ – матрица связи терминальных устройств и маршрутизаторов, $\varphi_{hx} = 1$ – терминальное устройство h подключено к маршрутизатору x и $\varphi_{hx} = 0$ – не подключено;

– $\mathbf{B} = [\beta_{hh}]$ – матрица связи терминальных устройств, $\beta_{hh} = 1$, если терминальное устройство h передает пакеты терминальному устройству h , и $\beta_{hh} = 0$ – при отсутствии передачи данных между терминальными устройствами.

Оптимальные маршруты между любой парой маршрутизаторов образуют матрицу оптимальных маршрутов $\mathbf{P}_{\text{опт}}$

$$\mathbf{P}_{\text{опт}} = [p_{\text{опт}}^{(ij)}], \quad (2)$$

где $p_{\text{опт}}^{(ij)} = \{a_1, a_2, \dots, a_n\}$ – оптимальный маршрут между маршрутизаторами i и j ; a_n – номер маршрутизатора в оптимальном маршруте.

Математическая модель учитывает следующие алгоритмы маршрутизации для поиска оптимальных маршрутов: Форда-Беллмана (моделирует протокол RIP), Дейкстры (моделирует протокол OSPF), Traffic Engineering (моделирует технологию MPLS) [9]. Имея матрицу оптимальных маршрутов (2) и матрицу пропускных способностей каналов связи между маршрутизаторами, получили матрицу минимальных пропускных способностей для каждого оптимального пути

$$\mathbf{Q}_{\text{опт}} = [q_{ij\text{опт}}], \quad (3)$$

где $q_{ij\text{опт}}$ – минимальная пропускная способность оптимального маршрута $p_{\text{опт}}^{(ij)}$, $q_{ij\text{опт}} = \min\{q_{a_1 a_2}^{(ij)}, q_{a_2 a_3}^{(ij)}, \dots, q_{a_n a_{n-1}}^{(ij)}\}$.

Путем проверки соединения терминальных устройств через матрицу \mathbf{B} , а также создаваемой ими интенсивности трафика Λ_h определена матрица интенсивности трафика, циркулирующего между маршрутизаторами i и j :

$$\Lambda_h = [\lambda_{ij}], \quad (4)$$

где λ_{ij} – интенсивность трафика, циркулирующего между маршрутизаторами i и j , при этом:

$$\begin{cases} \lambda_{ij} = \sum_{y=1}^X \sum_{z=1}^X \sum_{h=1}^H B'_{hh'} \forall i \neq j, h \neq h'; \\ \{a_1, a_2, \dots, a_k, a_{k+1}, \dots, a_n\} \in p_{\text{опт}}^{(yz)}; \\ a_k = i, a_{k+1} = j; \\ \varphi_{ha_1} = 1, \varphi_{ha_n} = 1. \end{cases} \quad (5)$$

Выполнение условий (5) поясняется на рис. 1. А именно: интенсивность $B'_{hh'}$ прибавляется к сумме λ_{ij} , если в оптимальном маршруте $\{a_1, a_2, \dots, a_k, a_{k+1}, \dots, a_n\}$ содержится ребро $\{i, j\}$ и существует связь между терминальными устройствами h, h' и пограничными маршрутизаторами a_1, a_n соответственно.

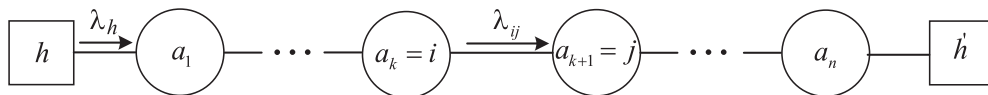


Рис. 1. Интенсивность трафика, циркулирующего между ребрами i и j
Fig. 1. Intensity of traffic circulating between edges i and j

Матрица интенсивности трафика между терминальными устройствами \mathbf{B}' определяется элементарным произведением матрицы связи терминальных устройств \mathbf{B} и матрицы интенсивности трафика терминальных устройств Λ

$$\mathbf{B}' = [B'_{hh'}], \quad (6)$$

где $B'_{hh} = B_{hh} \lambda_h$ – интенсивность трафика между терминальными устройствами.

Имея матрицу минимальных пропускных способностей для каждого оптимального пути (3) и матрицу интенсивности трафика между маршрутизаторами (4), определили матрицу запаса по пропускной способности

$$\Delta = \mathbf{Q}_{\text{опт}} - \Lambda = [q_{ij\text{опт}} - \lambda_{ij}], \quad (7)$$

где $q_{ij\text{опт}} - \lambda_{ij}$ – разница минимальной пропускной способности оптимального маршрута и интенсивности трафика между маршрутизаторами i и j .

С учетом требований по задержке передачи пакета выражение (7) примет вид:

$$\Delta^{(w_k)} = \begin{cases} \Delta = Q_{\text{опт}} - \Lambda |_{w^{(ij)} < w_k \forall k = \overline{1,7}}; \\ w^{(ij)} = w_{\text{во}}^{(ij)} + w_{\text{р}}^{(ij)} + w_{\text{обп}}^{(ij)} + w_{\text{о}}^{(ij)} + w_{\text{с}}^{(ij)}, \end{cases} \quad (8)$$

где w_k – пороговое значение задержки передачи пакета для определенного класса трафика.

Согласно предложенной модели, запас по пропускной способности равен разности матриц $Q_{\text{опт}}$ и Λ с учетом того, что достижение задержкой передачи пакета $w^{(ij)}$ порогового значения не позволяет использовать часть ресурса сети по пропускной способности ввиду невыполнения требований качества обслуживания. В свою очередь, потоковая модель (7) показывает, что ресурс сети по пропускной способности есть (на рис. 2 закрашенная область – ошибка определения запаса по пропускной способности).

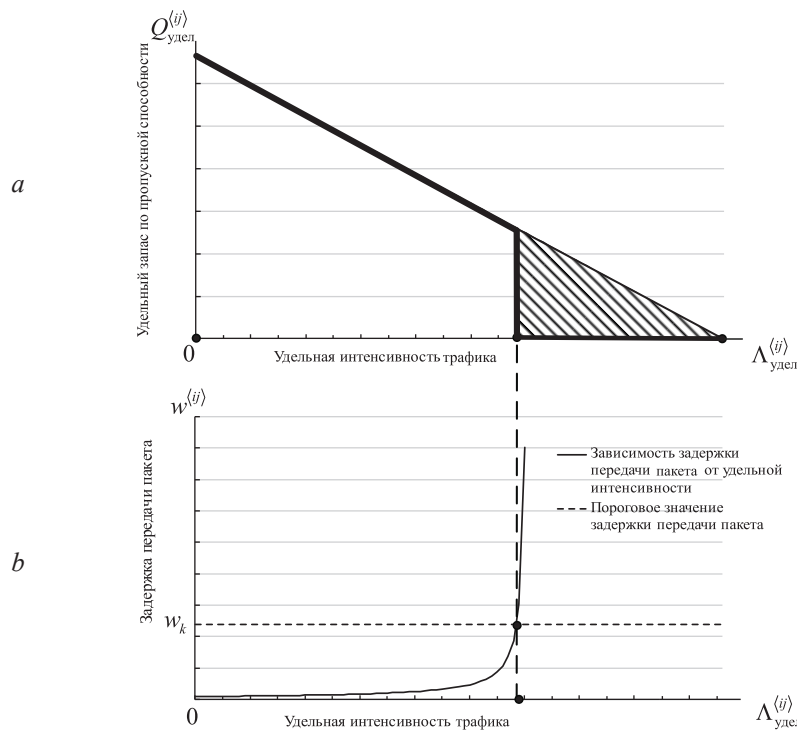


Рис. 2. Зависимости: *a* – удельного запаса по пропускной способности от удельной интенсивности трафика; *b* – задержки передачи пакета от удельной интенсивности трафика

Fig. 2. Dependences: *a* – specific bandwidth margin on specific traffic intensity; *b* – packet transmission delay depending on the specific traffic intensity

На рис. 2, *a* представлена зависимость удельного запаса по пропускной способности $Q_{\text{удел}}^{(ij)}$ от удельной интенсивности трафика $\Lambda_{\text{удел}}^{(ij)}$, на рис. 2, *b* – зависимость задержки передачи пакета $w^{(ij)}$ от $\Lambda_{\text{удел}}^{(ij)}$. Переход от абсолютных к удельным значениям пропускной способности и интенсивности обусловлен необходимостью учета различных способов маршрутизации для их сравнения между собой.

В (8) суммарная задержка передачи пакета $w^{(ij)}$ состоит из пяти составляющих:

$w_{\text{во}}^{(ij)} = w_{\text{во}}^{(i)} + w_{\text{во}}^{(j)}$ – задержка внеузловой обработки пакета, вносимая терминальными устройствами, подключенными через коммутаторы к пограничным маршрутизаторам i и j соответственно;
 $w_{\text{р}}^{(ij)}$ – задержка распространения пакета между маршрутизаторами i и j , равная сумме задержек распространения пакета $w_{\text{р}\xi\beta} \in \mathbf{W}_{\text{р}}$ в оптимальном маршруте

$$w_{\text{р}}^{(ij)} = w_{\text{р} a_1 a_2} + w_{\text{р} a_2 a_3} + \dots + w_{\text{р} a_{n-1} a_n} |_{a_1, a_2, \dots, a_n \in \mathbf{P}_{\text{опт}}} = \sum_{\xi=a_1^{(ij)}}^{a_n^{(ij)}} \sum_{\beta=a_2^{(ij)}}^{a_{n-1}^{(ij)}} w_{\text{р}\xi\beta}, \quad (9)$$

где $w_{\text{р} a_{n-1} a_n}$ – задержка распространения пакета между маршрутизаторами a_{n-1} и a_n в оптимальном маршруте;

$w_{\text{обр}}^{(ij)}$ – задержка обработки пакета маршрутизаторами, равная сумме задержек обработки пакета $w_{\text{обр } \xi\beta} \in \mathbf{W}_{\text{обр}}$ в оптимальном маршруте:

$$w_{\text{обр}}^{(ij)} = w_{\text{обр } a_1} + w_{\text{обр } a_2} + \dots + w_{\text{обр } a_n} = \sum_{\xi=a_1^{(ij)}}^{a_n^{(ij)}} w_{\text{обр } \xi}, \quad (10)$$

где $w_{\text{обр } a_n}$ – задержка обработки пакета маршрутизатором a_n в оптимальном маршруте;

$w_c^{(ij)}$ – задержка сериализации пакета между маршрутизаторами i и j , равная сумме задержек сериализации пакета $w_{c \xi\beta} \in \mathbf{W}_c$ в оптимальном маршруте

$$w_c^{(ij)} = w_{c a_1 a_2} + w_{c a_2 a_3} + \dots + w_{c a_{n-1} a_n} \Big|_{a_1, a_2, \dots, a_n \in \mathbf{P}_{\text{опт}}} = \sum_{\xi=a_1^{(ij)}}^{a_n^{(ij)}} \sum_{\beta=a_2^{(ij)}}^{a_{n-1}^{(ij)}} w_{c \xi\beta}, \quad (11)$$

где $w_{c a_{n-1} a_n}$ – задержка сериализации пакета между маршрутизаторами a_{n-1} и a_n в оптимальном маршруте;

$w_o^{(ij)}$ – задержка ожидания пакета в буфере маршрутизаторов на пути следования пакетов от пограничного маршрутизатора i к пограничному маршрутизатору j , равная сумме задержек ожидания пакета в буфере маршрутизаторов, находящихся в оптимальном маршруте:

$$w_o^{(ij)} = w_{o_1} + w_{o_2} + \dots + w_{o_{a_n}} = \sum_{\xi=a_1^{(ij)}}^{a_n^{(ij)}} w_{o \xi}, \quad (12)$$

где w_{a_n} – задержка ожидания пакета в буфере маршрутизатора a_n в оптимальном маршруте.

С учетом матриц интенсивности трафика (4) и оптимальных маршрутов (3) выражение (12) примет вид

$$w_o^{(ij)} = \frac{\lambda_{\text{вх}_1} b_1^2 (v_{a_1}^2 + v_{b_1}^2)}{2(1 - \lambda_{\text{вх}_1} b_1)} e^{-\frac{2(1 - \lambda_{\text{вх}_1} b_1)(1 - v_{a_1}^2)^2}{3\lambda_{\text{вх}_1} b_1 (v_{a_1}^2 + v_{b_1}^2)}} + \frac{\lambda_{\text{вх}_2} b_2^2 (v_{a_2}^2 + v_{b_2}^2)}{2(1 - \lambda_{\text{вх}_2} b_2)} e^{-\frac{2(1 - \lambda_{\text{вх}_2} b_2)(1 - v_{a_2}^2)^2}{3\lambda_{\text{вх}_2} b_2 (v_{a_2}^2 + v_{b_2}^2)}} + \dots + \frac{\lambda_{\text{вх}_k} b_k^2 (v_{a_n}^2 + v_{b_n}^2)}{2(1 - \lambda_{\text{вх}_k} b_k)} e^{-\frac{2(1 - \lambda_{\text{вх}_k} b_k)(1 - v_{a_n}^2)^2}{3\lambda_{\text{вх}_k} b_k (v_{a_n}^2 + v_{b_n}^2)}}, \quad (13)$$

где $\lambda_{\text{вх}_k} = \lambda_{11} + \lambda_{12} + \dots + \lambda_{21} + \lambda_{22} + \dots + \lambda_{ij} = \sum_{i=1}^X \sum_{j=1}^X \lambda_{ij} \Big|_{\substack{i=a_1 \\ j=a_n \\ k=a_k}}$ – интенсивность трафика, поступающего на вход маршрутизатора k от всех подключенных к нему маршрутизаторов в оптимальном маршруте (рис. 3).

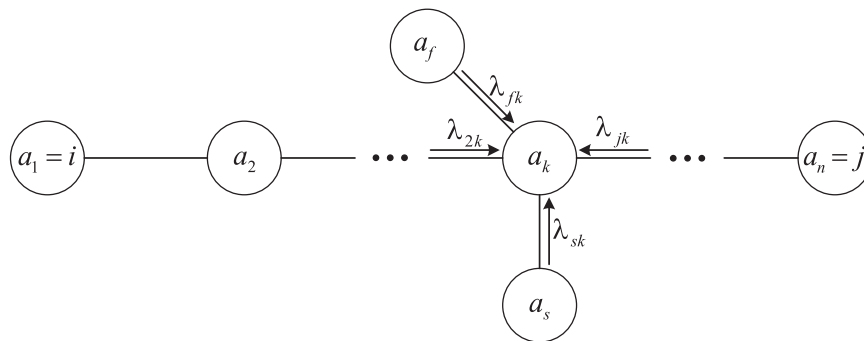


Рис. 3. Интенсивность трафика, поступающего на вход маршрутизатора $a_k \in \mathbf{P}_{\text{опт}}$
Fig. 3. Intensity of traffic arriving at the input of the router $a_k \in \mathbf{P}_{\text{опт}}$

Интенсивность $\lambda_{\text{вх}_k}$ является элементом матрицы интенсивностей трафика, поступающих на вход маршрутизатора x :

$$\Lambda_{\text{вх}} = [\lambda_{\text{вх}_1} \quad \lambda_{\text{вх}_2} \quad \dots \quad \lambda_{\text{вх}_k} \quad \dots \quad \lambda_{\text{вх}_x}]. \quad (14)$$

VPN-туннель VPN_{ij} может быть организован при выполнении условий:

$$\begin{cases} q_{ij}^{(VPN)} \leq \Delta_{ij}^{(w_k)} \forall i, j; \\ w_k \geq w^{(ij)} \forall i, j. \end{cases} \quad (15)$$

Адекватность аналитической модели оценивали путем проверки выполнения критерия Вилкоксона (гипотезы об однородности двух эмпирических выборок) для интенсивности трафика, измеренной на участке телекоммуникационной сети, и трафика, полученного при помощи математической модели данного участка сети. Аналитическая модель адекватна с вероятностью 0,95.

Оценка точности математической модели

Для оценки точности модели введен следующий показатель – ошибка определения запаса по пропускной способности для планируемых VPN-туннелей $k_{\text{ош}}$ (далее – ошибка). Так как ошибка зависит от интенсивности трафика, ее оценку рационально представить в обобщенном виде как отношение площади фигуры под кривой до достижения допустимого порогового значения задержки передачи и площади фигуры под кривой после достижения допустимого порогового значения задержки передачи на отрезке

$$k_{\text{ош}} = \frac{S_w}{S_{\text{без } w}} \cdot 100 \% = \frac{S_2}{S_1 + S_2} \cdot 100 \%. \quad (16)$$

При разработке математической модели было исследовано влияние на ошибку следующих факторов:

- изменение интенсивности трафика терминальных устройств;
- изменение пропускной способности каналов связи между маршрутизаторами;
- изменение допустимой задержки передачи пакета для определенного класса трафика;
- изменение длины передаваемого пакета;
- выбор способа маршрутизации (RIP, OSPF, TE).

Анализ зависимостей позволил сформировать табл. 1, характеризующую границы ошибки при изменении воздействующих факторов для различных способов маршрутизации.

Таблица 1. Математическое ожидание ошибки для различных способов маршрутизации
Table 1. Mathematical expectation of error for various routing methods

Способ маршрутизации / Routing method	Значение ошибки при изменении, % / Change error value, %	
	минимальное / minimum	максимальное / maximum
пропускных способностей каналов связи между маршрутизаторами		
RIP	7,575	15,24
OSPF	10,434	21,007
TE	63,179	81,252
допустимой задержки передачи пакета для классов трафика (в соответствии с [3])		
RIP	10,91	11,056
OSPF	25,264	25,598
TE	60,522	60,605
длины передаваемого пакета		
RIP	10,967	11,896
OSPF	25,561	27,162
TE	71,531	74,183

Из табл. 1 следует, что ошибка определения запаса по пропускной способности, полученная на основе предлагаемой модели, в сравнении с потоковой моделью изменяется в широких пределах – от 7,6 до 81,3 %. Основным фактором, влияющим на ошибку, является выбор способа

маршрутизации пакетов. На основе проведенных исследований и экспериментов можно сделать следующие выводы по планированию VPN-туннелей в СЭСН:

- для применяемых в настоящее время в СЭСН способов маршрутизации (RIP и OSPF) значение ошибки определения запаса по пропускной способности для планируемых VPN-туннелей составляет 7,6–15,2 % при использовании протокола RIP и 10,4–27,2 % – протокола OSPF;
- для перспективной технологии TE, реализующей равномерное распределение нагрузки на сеть, ошибка составит 60,5–81,3 %.

Заключение

1. Применять классическую потоковую модель для планирования VPN-туннелей в сети электросвязи специального назначения следует при отсутствии интерактивного трафика в VPN. В условиях преобладания интерактивного трафика потоковая модель не учитывает требований обеспечения качества обслуживания, что приводит к ошибочной оценке запаса по пропускной способности для планируемых VPN-туннелей.

2. Предлагаемая модель позволяет компенсировать ошибку определения запаса по пропускной способности для интерактивного трафика в VPN в интервале от 7,6 до 15,2 % при использовании протокола RIP, от 10,4 до 27,2 % – протокола OSPF, от 60,5 до 81,3 % – технологии TE.

Список литературы

1. Чуйков, В. Б. Требования по обеспечению качества обслуживания в мультисервисных сетях связи специального назначения / В. Б. Чуйков, А. Ю. Живодерников // Перспективные направления развития отечественных информационных технологий: матер. круг. столов VI Межрегион. науч.-практ. конф., Севастополь, 22–26 сент. 2020 г. Севастополь: Севастоп. гос. ун-т, 2020. С. 66–68.
2. Бокова, О. И. Формирование требований к защищенной информационно-телекоммуникационной инфраструктуре сети связи специального назначения / О. И. Бокова, С. В. Канавин, Н. С. Хохлов // Моделирование, оптимизация и информационные технологии. 2022. Т. 10, № 3. 15 с.
3. Gunleifsen, H. Dynamic Setup of IPsec VPNs in Service Function Chaining / H. Gunleifsen, T. Kemmerich, V. Gkioulos // *Computer Networks*. 2019. Vol. 160. P. 77–91.
4. Современные и перспективные информационные и телекоммуникационные технологии на сетях связи специального назначения / В. Н. Лукьянчик [и др.] // Труды ЦНИСС. Санкт-Петербургский филиал. 2022. Т. 1, № 13. С. 52–57.
5. Росляков, А. В. Разработка моделей и методов анализа виртуальных частных сетей с учетом особенностей их практической реализации / А. В. Росляков. Самара: Поволжский гос. ун-т телекоммун. и информ., 2008. 32 с.
6. Thabti, B. Evolutionary Algorithm for Provisioning VPN Trees Based on Pipe and Hose Workload Models / B. Thabti, H. Youssef, A. Meddeb // 2011 Seventh International Conference on Natural Computation, Shanghai, China, 2011. P. 2058–2064.
7. Thabti, B. From Constant Traffic Matrices to Hose Workload Model for VPN Tree Design / B. Thabti, A. Lourimi, H. Youssef // 2012 15th International Telecommunications Network Strategy and Planning Symposium (NETWORKS). Rome, Italy, 2012. P. 1–6.
8. Требования к сетевым показателям качества для служб, основанных на протоколе IP: Рекомендация МСЭ-Т Y.1541 (12/2011). 16 с.
9. Chishti, Mohammad Ahsan. Performance Analysis of Traffic Engineering (TE) in IPv6 with IPv4 Over Multi Protocol Label Switching (MPLS) / Mohammad Ahsan Chishti, Ajaz Hussain Mir // *International Journal of Computing and Network Technology*. 2015. Vol. 3, No 1. P. 1–7.

References

1. Chuykov V. B., Zhivodernikov A. Yu. (2020) Requirements for Ensuring the Quality of Service in Multiservice Communication Networks for Special Purposes. *Perspective Directions of Development of Domestic Information Technologies: Mater. Circle. Tables VI Interregional. Scientific-Practical. Conf., Sevastopol, 22–26 Sept. 2020*. Sevastopol, Sevastopol State University. 66–68 (in Russian).
2. Bokova O. I., Kanavin S. V., Khokhlov N. S. (2022) Formation of Requirements for a Secure Information and Telecommunication Infrastructure of a Special-Purpose Communication Network. *Modeling, Optimization and Information Technology*. 10 (3), 15 (in Russian).
3. Gunleifsen H., Kemmerich, T., Gkioulos V. (2019) Dynamic Setup of IPsec VPNs in Service Function Chaining. *Computer Networks*. 160, 77–91.
4. Luk'yanchik V. N., Seleznev A. V., Mel'nik V. N., Ivanets V. M., Fedorov A. V. (2022) Modern and Promising Information and Telecommunication Technologies on Special-Purpose Communication Networks. *Proceedings of TsNISS. St. Petersburg Branch*. 1 (13), 52–57 (in Russian).

5. Roslyakov A. V. (2008) *Development of Models and Methods for the Analysis of Virtual Private Networks, Taking into Account the Peculiarities of their Practical Implementation*. Samara, Povolzhskiy State University of Telecommunications and Informatics. 32 (in Russian).
6. Thabti B., Youssef H., Meddeb A. (2011) Evolutionary Algorithm for Provisioning VPN Trees Based on Pipe and Hose Workload Models. *2011 Seventh International Conference on Natural Computation, Shanghai, China*. 2058–2064.
7. Thabti B., Lourimi A., Youssef H. (2012) From Constant Traffic Matrices to Hose Workload Model for VPN Tree Design. *2012 15th International Telecommunications Network Strategy and Planning Symposium (NETWORKS)*. Rome, Italy. 1–6.
8. Recommendation ITU-T Y.1541 (12/2011). *Network Performance Objectives for IP-Based Services*. 16 (in Russian).
9. Chishti Mohammad Ahsan, Mir Ajaz Hussain (2015) Performance Analysis of Traffic Engineering (TE) in IPv6 with IPv4 Over Multi Protocol Label Switching (MPLS). *International Journal of Computing and Network Technology*. 3 (1), 1–7.

Вклад авторов

Врублевский С. С. разработал математическую модель VPN в сети электросвязи специального назначения, определяющую запас по пропускной способности для планирования VPN-туннелей с учетом класса передаваемого трафика.

Машкин Е. В. осуществил постановку задачи для разработки математической модели.

Бысов А. А. принял участие в определении ключевых особенностей СЭСН при планировании VPN-туннелей.

Authors' contribution

Vrublevsky S. S. developed a mathematical model of VPN in a communication network of special purpose to scheduled a network resource as a throughput for planning VPN-tunnels with according transmitted traffic class.

Mashkin E. V. carried out the problem statement for the development of a mathematical model.

Bysov A. A. took part in defining the key features of CNSP when planning VPN tunnels.

Сведения об авторах

Врублевский С. С., адъюнкт кафедры связи Военной академии Республики Беларусь

Машкин Е. В., к. т. н., доцент, заместитель директора по развитию – первый заместитель директора ОАО «АГАТ-СИСТЕМ»

Бысов А. А., к. т. н., доцент, начальник цикла кафедры связи Военной академии Республики Беларусь

Адрес для корреспонденции

220057, Республика Беларусь,
г. Минск, просп. Независимости, 220
Военная академия Республики Беларусь
Тел.: +375 33 690-98-15
E-mail: sergeyvrublevsky0@gmail.com
Врублевский Сергей Сергеевич

Information about the authors

Vrublevsky S. S., Adjunct at the Department of Communications of the Military Academy of the Republic of Belarus

Mashkin E. V., Cand. of Sci., Associate Professor, Deputy Director for Development – First Deputy Director of the JSC “AGAT-SYSTEM”

Bysov A. A., Cand. of Sci., Associate Professor, Head of the Department of Communications of the Military Academy of the Republic of Belarus

Address for correspondence

220057, Republic of Belarus,
Minsk, Nezavisimosti Ave., 220
Military Academy of the Republic of Belarus
Tel.: +375 33 690-98-15
E-mail: sergeyvrublevsky0@gmail.com
Vrublevsky Sergey Sergeevich