

УДК 623.618.5

ОЦЕНКА ВЕРОЯТНОСТНО-ВРЕМЕННЫХ ХАРАКТЕРИСТИК ДОВЕДЕНИЯ ИНФОРМАЦИИ В АВТОМАТИЗИРОВАННОЙ СИСТЕМЕ УПРАВЛЕНИЯ ВОЙСКАМИ И ОРУЖИЕМ

А. Н. Шухардин, канд. техн. наук, доц.

А. В. Шкорина

Военная академия РВСН имени Петра Великого
Россия, 143900, Московская обл., г. Балашиха, ул. Карбышева, 8

Аннотация. Рассмотрен подход к оценке вероятностных и временных характеристик доведения информации в автоматизированной системе управления войсками и оружием, основанный на проведении моделирования системы на базе модифицированной сети Петри.

Ключевые слова: вероятностно-временная характеристика, автоматизированная система управления, сеть Петри, расширения сетей Петри, раскрашенная сеть Петри, иерархическая сеть Петри, помечающая сеть Петри.

ESTIMATION OF PROBABILISTIC-TEMPORAL CHARACTERISTICS OF INFORMATION DELIVERY IN THE AUTOMATED SYSTEM OF TROOPS AND WEAPONS CONTROL

A. N. Shukhardin, Cand. Sc. (Eng.), Assoc. Prof.

A. V. Shkorina

Military Academy of strategic Missile forces named after Peter the Great
Russia, 1439000, Moscow region, Balashikha, Karbysheva st., 8

Abstract. The article considers the approach to the evaluation of probabilistic and temporal characteristics of information delivery in the automated system of troops and weapons control, based on the simulation of the system based on a modified Petri net.

Keywords: probabilistic-temporal characteristics, automated control system, Petri net, extensions of Petri nets, painted Petri net, hierarchical Petri net, marking Petri net.

В современных условиях ведения боевых действий важное значение имеет задача доведения информации до всех пунктов управления в кратчайшие сроки и с требуемым качеством. Для автоматизации управления войсками и оружием используются автоматизированные системы управления (АСУ), представляющие собой совокупность взаимоувязанных комплексов автоматизированных средств, размещенных на пунктах управления. Структура современной АСУ имеет сложный территориально-распределённый характер с большим количеством дублирующих узлов и связей. В период ведения боевых действий прогнозируется нарушение структуры АСУ, вследствие чего доведение информации до подчинённых пунктов управления может стать сложной задачей.

При анализе вариантов доведения информации до пунктов управления зачастую оценивается только время, необходимое для этого, а вероятность доведения, как правило, не учитывается. Это может привести к неадекватной оценке возможностей текущего состояния пунктов управления, средств

автоматизации и связи и, в конечном итоге, к срыву выполнения боевой задачи. В связи с этим при анализе вариантов доведения информации до пунктов управления необходимо учитывать не только время, необходимое для этого, но и вероятность доведения, то есть вероятностно-временные характеристики.

В связи со сложностью и уникальностью объектов и процессов функционирования современных АСУ проведение натурных экспериментов для определения вероятностно-временных характеристик доведения информации зачастую невозможно или сопряжено с высокой стоимостью. Возникает задача построения адекватной модели, позволяющей оперативно оценивать вероятностно-временные характеристики доведения информации до пунктов управления в произвольный момент времени в любых условиях обстановки.

Структура АСУ соответствует иерархии пунктов управления, на которых установлены автоматизированные средства АСУ. В соответствии с этой иерархией пункты ранжированы по уровням. В зависимости от информации, передаваемой в АСУ, можно выделить два контура:

контур доведения распорядительной информации – «сверху-вниз»;

контур сбора докладов – «снизу-вверх».

Для решения задачи рассмотрим контур доведения распорядительной информации. Перед построением модели необходимо описать рассматриваемый контур:

распорядительная информация, передаваемая в АСУ между пунктами управления, условно называется «приказ»;

приказ формируется источником – иерархически «высшим» пунктом управления;

пункты управления, не являющиеся иерархически «низшими», которые могут передавать (ретранслировать) получаемые приказы по линиям связи, условно называются командными пунктами (КП);

иерархически «низшие» пункты управления, которые исполняют и не ретранслируют приказы, условно называются пунктами-исполнителями (ПИ);

приказы в АСУ передаются между КП на своём иерархическом уровне и на КП более низких иерархических уровней вплоть до ПИ.

Автоматизированная система управления структурно представлена совокупностью подсистем, которые, в свою очередь, представлены совокупностью автоматизированных средств и каналов связи, организованных с их помощью. Подсистемы, как правило, не связаны между собой. Однако при наличии необходимых аппаратных средств на КП и (или) полномочий оператора КП приказ может быть передан в другую подсистему автоматически или оператором.

Необходимо построить модель АСУ, которая позволит оперативно определять множество вариантов (путей) доведения приказа до каждого ПИ и для каждого варианта оценивать соответствующие вероятность и время доведения приказа в любой момент времени.

Исходные данные для построения модели АСУ:

K – количество КП, задействованных в АСУ, $K \geq 1$;

N – количество ПИ, задействованных в АСУ, $N \geq 1$;

Q – количество подсистем, организованных в АСУ, $Q \geq 1$;

L_q – количество организованных для доведения приказов линий связи (ЛС)

между пунктами управления в q -й подсистеме, $q = \overline{1, Q}$;

p_{kpk} – вероятность существования k -го КП в рассматриваемый период времени, $k = \overline{1, K}$;

$T_{обрk}$ – множество значений времени обработки на k -ом КП полученного приказа перед его передачей по имеющимся подсистемам;

$p_{лсл}^q$ – вероятность передачи приказа по l -й ЛС в q -й подсистеме, $l = \overline{1, L_q}$;

$t_{лсл}^q$ – время передачи приказа по l -й ЛС в q -й подсистеме.

В результате проведенного анализа возможных подходов к построению необходимой модели, анализа сообщений в научных изданиях последних лет [1, 3, 4, 6] выявлено, что применение положений теории раскрашенных иерархических сетей Петри позволяет построить такую модель.

В сети Петри, как правило, условия моделируются позициями, а события – переходами. В связи с этим целесообразно КП представить совокупностью позиции $v_{кп}$ и перехода $s_{кп}$, связанных между собой дугой. Позиция представляет собой условие «получен приказ», а переход – событие «передача приказа». Так как на КП происходят не только процессы передачи приказа в пределах одной подсистемы АСУ, но и трансформация приказа для его передачи в другие подсистемы, а также блокировка возникающих циклических путей передачи приказов, переход КП является составным (является подсетью Петри). Составной переход обозначим прямоугольником (рис. 1, а). Каждая линия связи между пунктами управления представляет собой совокупность позиции $v_{лс}$ и обычного перехода $s_{лс}$, связанных между собой дугой (рис. 1, б). Пункт-исполнитель представляется только позицией $v_{пн}$ (рис. 1, в).

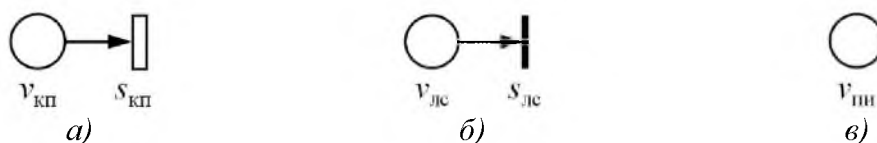


Рис. 1. Графическое представление командных пунктов, линий связи, пунктов-исполнителей

Приказы, передаваемые в АСУ, в модели представляются фишками. Так как АСУ может быть представлена в виде совокупности нескольких подсистем, каждая фишка имеет свойство – цвет, соответствующий подсистеме, по которой она может быть передана. В связи с этим каждый переход каждой линии связи, в зависимости от подсистемы, в которой организована эта линия связи, получает дополнительное условие срабатывания – фишка должна быть помечена цветом, соответствующим подсистеме.

Все КП и ПИ АСУ можно представить в виде множеств:

$V_{кп} = \{v_{кп1}, v_{кп2}, \dots, v_{кпk}, \dots, v_{кпK}\}$ – множество позиций, соответствующих КП;

$S_{кп} = \{s_{кп1}, s_{кп2}, \dots, s_{кпk}, \dots, s_{кпK}\}$ – множество переходов, соответствующих КП;

$V_{пн} = \{v_{пн1}, v_{пн2}, \dots, v_{пнn}, \dots, v_{пнN}\}$ – множество позиций, соответствующих ПИ.

Исходя из структуры АСУ можно утверждать, что для каждой подсистемы множества КП и ПИ будут равными, а организованные между ними линии связи будут разными и будут определяться:

наличием соответствующего оборудования на пунктах управления;
документами по организации связи.

Следовательно, линии связи, организованные в q -й подсистеме, можно представить в виде множеств:

$V_{\text{лс}}^q = \{v_{\text{лс}1}^q, v_{\text{лс}2}^q, \dots, v_{\text{лс}l}^q, \dots, v_{\text{лс}L_q}^q\}$ – множество позиций, соответствующих

линиям связи, организованным в q -й подсистеме АСУ;

$S_{\text{лс}}^q = \{s_{\text{лс}1}^q, s_{\text{лс}2}^q, \dots, s_{\text{лс}l}^q, \dots, s_{\text{лс}L_q}^q\}$ – множество переходов, соответствующих

линиям связи, организованным в q -й подсистеме АСУ.

В модели одной подсистемы цветом фишки и дополнительным условием срабатывания переходов $s_{\text{лс}l}^q$ можно пренебречь, а переходы $s_{\text{кп}k}$ считать не составными, а обыкновенными. Следовательно, модель одной подсистемы представляет собой простую (т. е. без расширений) сеть Петри.

На основании выше сказанного модель q -й подсистемы АСУ C_q будет иметь вид:

$$C_q = (V_q, S_q, I_q, O_q), \quad (1)$$

где $V_q = V_{\text{кп}} \cup V_{\text{пи}} \cup V_{\text{лс}}^q$ – множество позиций сети;

$S_q = S_{\text{кп}} \cup S_{\text{лс}}^q$ – множество переходов сети;

$I_q : S_q \rightarrow V_q$ – входная функция сети – отображение из переходов в комплекты позиций, являющихся входными позициями переходов;

$O_q : S_q \rightarrow V_q$ – выходная функция сети – отображение из переходов в комплекты позиций, являющихся выходными позициями переходов.

Следует пояснить, что КП и ПИ в создаваемой модели соединяются с ЛС следующим образом:

переход, соответствующий КП, соединяется одной дугой с позицией, соответствующей ЛС, – для ЛС, исходящей из КП;

переход, соответствующий ЛС, соединяется одной дугой с позицией, соответствующей КП или ПИ, – для ЛС, входящей в КП или ПИ.

Графическое представление k -го КП и n -го ПИ, соединённых l -й ЛС в q -й подсистеме, изображено на рис. 2. Для удобства восприятия КП обозначен пунктирной линией, а ЛС – штрих-пунктирной.

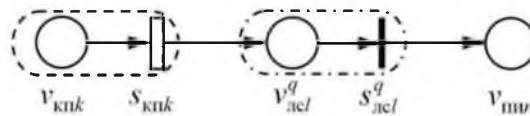


Рис. 2. Графическое представление командных пунктов и пунктов-исполнителей, соединённых линиями связи

Исходя из структуры модели C_q (1) справедливы выражения:

$$I_q(s_{\text{кп}k}) = \{v_{\text{кп}k}\}; \quad I_q(s_{\text{лс}l}^q) = \{v_{\text{лс}l}^q\};$$

$$O_q(s_{\text{кп}k}) \subset V_{\text{лс}}^q; \quad O_q(s_{\text{лс}l}^q) = \{v_{\text{кп}k}\} \vee \{v_{\text{пн}l}\}.$$

Из представленных выражений следует, что значения функций I_q и O_q не содержат повторяющиеся элементы и представляют собой множества (как частные случаи комплектов).

Модель АСУ C не может быть создана простым объединением подсистем, представленных моделями C_q (1), и представляется раскрашенной иерархической сетью Петри:

$$C = (V, S, I, O, M), \quad (2)$$

где $V = \bigcup_{m \in M} V_m = V_{\text{кп}} \cup V_{\text{пи}} \cup \left(\bigcup_{m \in M} V_{\text{лс}}^m \right)$ – множество позиций сети;

$S = \bigcup_{m \in M} S_m = S_{\text{кп}} \cup \left(\bigcup_{m \in M} S_{\text{лс}}^m \right)$ – множество переходов сети, $|S| = U$

($S_{\text{кп}}$ – множество составных переходов: каждый переход содержит в себе подсети Петри $C'_{\text{кпк}}$, $S_{\text{лс}}^m$ – множества раскрашенных переходов, которые обладают дополнительным условием срабатывания: фишка должна быть помечена цветом m);

$I: S \rightarrow V$ – входная функция сети – отображение из переходов в комплекты позиций, являющихся входными позициями переходов,

$$I(s_{\text{кпк}}) = I_m(s_{\text{кпк}}) = \{v_{\text{кпк}}\}, \quad I(s_{\text{лс}l}^m) = I_m(s_{\text{лс}l}^m) = \{v_{\text{лс}l}^m\};$$

$O: S \rightarrow V$ – выходная функция сети – отображение из переходов в комплекты позиций, являющихся выходными позициями переходов,

$$O(s_{\text{кпк}}) = \left(\bigcup_{m \in M} O_m(s_{\text{кпк}}) \right) \subset \left(\bigcup_{m \in M} V_{\text{лс}}^m \right), \quad O(s_{\text{лс}l}^m) = O_m(s_{\text{лс}l}^m) = \{v_{\text{кпк}}\} \vee \{v_{\text{пи}l}\};$$

$M = \{m \mid m = 1, 2, \dots, Q\}$ – множество цветов фишек, где цвет фишки m соответствует принадлежности к q -й подсистеме.

В модели C (2) значения функций I и O не содержат повторяющиеся элементы и представляют собой множества (как частные случаи комплектов).

Перед выполнением сети Петри C устанавливается начальная разметка μ_0 : фишки помещаются в позиции, соответствующие ПИ приказа, и раскрашиваются цветами соответствующих подсистем. В результате выполнения сети возможно установить факт получения приказа любым ПИ, а также выявить все пути, которыми этот приказ может быть получен. Каждый такой путь до n -го ПИ представляет из себя конечную последовательность запусков переходов из множества S :

$$\omega_{nj} = (s_{u1}, s_{u2}, \dots, s_{uX_j}), \quad (3)$$

где X_j – количество переходов в j -м пути до n -го ПИ, $j = \overline{1, Y_n}$;

Y_n – количество путей до n -го ПИ.

Все пути доведения приказа до n -го ПИ есть конечное множество $\Omega_n = (\omega_{n,1}, \omega_{n,2}, \dots, \omega_{n,Y_n})$. Вычисление Ω_n возможно двумя способами:

1. Моделирование выполнения сети Петри C .

2. Построение и анализ дерева достижимости сети Петри C . Структура и алгоритм построения дерева достижимости в теории сетей Петри определены однозначно и описаны в литературе [2, 5].

Использование дерева достижимости может привести к потере информации и, возможно, к тому, что некоторые свойства сети Петри определить

будет нельзя [5]. В связи с этим для вычисления Ω_n необходимо провести моделирование выполнения сети Петри C .

В соответствии с исходными данными каждому переходу s_u , $u = \overline{1, U}$ из множества S для вычисления вероятностных характеристик ставится в соответствие вероятность его срабатывания p_u , равная: на пункте управления – $p_{\text{кпк}}$, в линии связи – $p_{\text{лсл}}^q$. Для вычисления временных характеристик в соответствии с исходными данными каждому переходу ставится в соответствие время срабатывания t_u , равное: на пункте управления – времени обработки приказа $t_{\text{обрк}} \in T_{\text{обрк}}$ (вычисляется при выполнении составного перехода $s_{\text{кпк}}$), в линии связи – $t_{\text{лсл}}^q$. Для учёта этих характеристик в работе сети необходимо дополнить модель (2) помечающей функцией $\Sigma(s_u) \rightarrow (s_u, p_u, t_u)$ [2]

$$C_\Sigma = (C, \Sigma) = (V, S, I, O, M, \Sigma). \quad (4)$$

Работа помечающей функции заключается в том, что каждая фишка при прохождении через переход помечается и значение помечающей функции сохраняется в соответствующий массив данных. Следовательно, для каждого искомого пути (последовательности запусков переходов) $\omega_{n,j}$ (3) фишкой фиксируется соответствующая последовательность $\left\langle (s_{u1}, p_{u1}, t_{u1}), (s_{u2}, p_{u2}, t_{u2}), \dots, (s_{uX_j}, p_{uX_j}, t_{uX_j}) \right\rangle$.

Рассмотрим построение составных переходов $s_{\text{кпк}}$. Их основное предназначение – моделирование процесса обработки приказа (полученного на КП), заключающегося:

- в передаче приказа без изменения подсистемы;
- передаче приказа, полученного в одной подсистеме, в другие подсистемы;
- блокировке возможных в сети C_Σ (4) циклов [2] передачи приказов, которые в реальных системах блокируются программно-аппаратным способом.

Структура составного перехода зависит от оборудования, размещённого на КП, и полномочий оператора.

На каждом КП после получения приказа его обработка и подготовка к передаче проводится, как правило, поэтапно:

- 1) дешифрование, декодирование приказа (аппаратно);
- 2) подготовка к передаче приказа (оператором или аппаратно);
- 3) трансформация приказа для передачи в других подсистемах АСУ (оператором или аппаратно) при наличии такой возможности;
- 4) кодирование, шифрование приказа (аппаратно).

Уровень развития современной техники позволяет проводить этапы 1 и 4 достаточно быстро, по сравнению с этапами 2 и 3, где возможно участие оператора. Кроме того, этапы 1 и 4 не влияют на логику обработки приказа, что позволяет пренебречь ими.

В общем виде составной переход $s_{\text{кпк}}$ представляется раскрашенной помечающей сетью Петри $C'_{\text{кпк}}$, и далее для упрощения записи индекс k опустим, так как он относится к каждому элементу рассматриваемой сети:

$$C'_{\text{кп}} = (V', S', I', O', M', \Sigma'), \quad (5)$$

где V' – множество позиций сети;

S' – множество переходов сети;

$I' : S' \rightarrow V'$ – входная функция сети – отображение из переходов в комплекты позиций, являющихся входными позициями переходов;

$O' : S' \rightarrow V'$ – выходная функция сети – отображение из переходов в комплекты позиций, являющихся выходными позициями переходов;

$M' = \{1, 2, \dots, Q, \text{stop}\}$ – множество цветов фишек;

$\Sigma'(s')$ – помечающая функция [2]:

$$\Sigma'(\omega's') = \begin{cases} \Sigma'(\omega')\Sigma'(s'), & \text{если } \Sigma'(s') \text{ определено,} \\ \Sigma'(\omega'), & \text{если } \Sigma'(s') = \Sigma'(\lambda), \end{cases}$$

где ω' – последовательность переходов, запущенных непосредственно перед переходом s' , $\Sigma'(\lambda) = \lambda$, λ – пустое слово.

Начальная разметка сети Петри $C'_{\text{кп}}$ (5) заключается в помещении фишки, полученной из позиции $v_{\text{кп}}$, во входную позицию v_{in} (рис. 3). Имеющиеся в настоящее время расширения сетей Петри не позволяют организовать блокировку циклов. Для моделирования этого процесса в рассматриваемую сеть Петри введён новый тип перехода «переход с условием» – $s_{\text{in}}^{\text{stop}}$. Результатом его срабатывания является: при выполнении заданного условия по анализу очереди сохранённых меток помечающей функции фишка меняет свой цвет, при невыполнении – оставляет прежний, и в обоих случаях перемещается в выходную позицию v'_{in} .

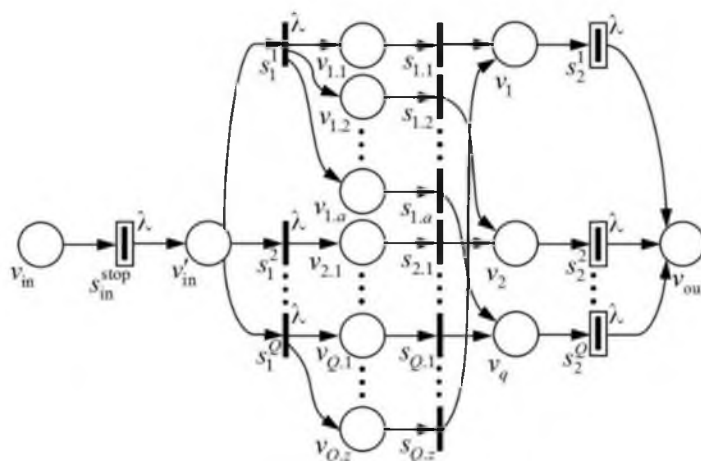


Рис. 3. Графическое представление сети Петри $C'_{\text{кп}}$

Переход $s_{\text{in}}^{\text{stop}}$ проверяет наличие в соответствующем фишке массиве значений помечающей функции элемента « $s_{\text{кп}}$ » и при его наличии меняет цвет фишки на «stop». Это значит, что фишка ранее уже проходила переход $s_{\text{кп}}$, образовался цикл, и из позиции v'_{in} она не выйдет. Переходы $s_1^1, s_1^2, \dots, s_1^Q$ являются цветными и сработают, если фишка, находящаяся в позиции v'_{in} , обладает цветом, соответствующим верхнему индексу в обозначении перехода. Далее фишка поступает в область сети, соответствующую своей подсистеме, и появляется в позициях, количество которых соответствует возможностям передачи фишки-приказа в подсистемах АСУ. Например, если фишка в позиции v'_{in} имела цвет «1», сработает переход s_1^1 и фишки появятся в позициях $v_{1.1}, v_{1.2}, \dots, v_{1.a}$. Переходы $s_{1.1}, s_{1.2}, \dots, s_{1.a}$ и переходы в областях сети,

соответствующих другим подсистемам ($s_{2,1}, \dots, \dots, s_{Q,1}, \dots, s_{Q,z}$), помечают фишки меткой времени $t_{обр}$, соответствующей времени, затраченному на обработку приказа. После их срабатывания фишки появляются в позициях v_1, v_2, \dots, v_Q , готовые к передаче в соответствующие подсистемы, но на этом этапе их цвета одинаковые. В продолжение рассмотренного выше примера, где фишка имела цвет «1», все фишки в позициях v_1, v_2, \dots, v_Q будут иметь цвет «1». Для перекрашивания фишек в цвета своих подсистем предназначены переходы с условием $s_2^1, s_2^2, \dots, s_2^Q$. Они обладают пустым условием, т. е. при срабатывании все фишки перекрашиваются в цвета, соответствующие верхнему индексу в обозначении перехода. После окончания выполнения сети $C'_{кп}$ в позиции v_{out} будут находиться фишки, полученные из v_{in} , раскрашенные цветами, соответствующими подсистемам дальнейшего распространения, и помеченные метками $t_{обр}$ (что соответствует t_u) времени срабатывания перехода $s_{кп}$. Далее фишки из позиции v_{out} переходят в сеть C_Σ (4), помечаются соответствующими метками s_u и p_u , а разметка сети $C'_{кп}$ очищается.

В результате выполнения сети C_Σ (4) в позициях множества $V_{пи}$ будут находиться фишки, каждая из которых будет содержать последовательность меток, соответствующих пройденным переходам, вероятностям и времени их срабатывания. Следовательно, возможно вычислить и поставить в соответствие каждому варианту доведения приказа ω_{nj} (3) вероятность доведения приказа $P_{n,j}$ и время доведения приказа $T_{n,j}$. Так как события, описанные последовательностью вероятностей $(p_{u1}, p_{u2}, \dots, p_{ux_j})$ срабатывания переходов независимые, то вероятность их совместного наступления есть произведение $P_{n,j} = p_{u1} \times p_{u2} \times \dots \times p_{ux_j}$. Время доведения приказа есть сумма $T_{n,j} = t_{u1} + t_{u2} + \dots + t_{ux_j}$. Отсутствие фишек в позиции $v_{пин}$ означает недоведение приказа до n -го ПИ.

Таким образом, предложенный подход позволяет оперативно оценивать вероятностно-временные характеристики доведения информации в автоматизированной системе управления войсками и оружием в произвольный момент времени в любых условиях динамично меняющейся обстановки.

Библиографический список

1. Ивутин, А. Н. Теория сетей Петри и её расширения [Текст] / А. Н. Ивутин, Е. И. Дараган // Известия ТулГУ. Технические науки. – 2012. – № 10. – С. 211–221.
2. Котов, В. Е. Сети Петри [Текст] / В. Е. Котов. – М. : Мир, 1984. – 160 с.
3. Кудж, С. А. Моделирование с использованием сетей Петри [Текст] / С. А. Кудж, А. С. Логинова // Вестник МГТУ МИРЭА. – 2015. – № 1 (6). – С. 10–22.
4. Кулешов, И. А. Анализ методов моделирования сетей связи [Текст] / И. А. Кулешов, М. А. Дуплинский, Ю. А. Малахов // Научно-технические ведомости СПбГТУ. – 2010. – № 2. – С. 148–152.
5. Питерсон, Дж. Теория сетей Петри и моделирование систем [Текст] / Дж. Питерсон : пер. с англ. под ред. В. А. Горбатова. – М. : Мир, 1984. – 264 с.
6. Тронин, В. Г. Применение раскрашенных сетей Петри в моделировании вычислительной сети [Текст] / В. Г. Тронин // Автоматизация процессов управления. – 2007. – № 2. – С. 97–102.