

# МЕТОДИКА РАЗРАБОТКИ МИНИМАЛЬНЫХ СЦЕНАРИЕВ ВЫПОЛНЕНИЯ ЭТАПОВ ЖИЗНЕННОГО ЦИКЛА ЭЛЕКТРОННОГО ДОКУМЕНТА ОГРАНИЧЕННОГО ДОСТУПА

Поддубный М. И.<sup>1</sup>

DOI: 10.21681/2311-3456-2025-4-84-92

**Актуальность:** особенности обработки электронных документов ограниченного доступа в компьютерных системах актуализируют вопросы формирования минимальных сценариев выполнения каждого этапа жизненного цикла документа. Известные алгоритмы поиска таких сценариев не учитывают порождаемую применяемой политикой безопасности изменчивость значения показателя затрат вычислительного ресурса отдельно взятого запроса в сценарии и не могут быть применены.

**Целью исследования** является создание методики разработки сценариев выполнения этапов жизненного цикла обрабатываемого компьютерной системой документа ограниченного доступа, характеризующихся минимальными затратами вычислительного ресурса.

**Метод исследования:** указанные сценарии предлагается рассматривать как пути в диаграмме переходов детерминированного конечного автомата, описывающего реализованную в компьютерной системе политику безопасности. В качестве весов дуг принимается показатель затрат вычислительного ресурса на обработку каждого атомарного запроса в пути, что позволяет применить подходы к построению и обработке матриц переходов детерминированного конечного автомата высшего порядка и поиску путей в нем, базирующихся на трудах Ф. Хона, С. Сешу, Д. Ауфенкампа и А. Гилла.

**Новизна:** элементом новизны является порядок расчета показателя затрат вычислительного ресурса, учитывающий зависимость последовательных запросов в пути между собой. Также к элементам новизны следует отнести описанные и обоснованные в работе условия останова поиска минимальных путей в рассматриваемом автомате.

**Результат исследования:** разработанная методика позволяет определить сценарий выполнения этапа жизненного цикла обрабатываемого компьютерной системой документа, характеризующийся минимальными затратами вычислительного ресурса, с учетом применяемой политики безопасности, избегая необходимости полного перебора допустимых решений. Применение разработанных таким образом сценариев в качестве реакции на запрос пользователя обрабатывающей документы ограниченного доступа компьютерной системе позволит исключить возможность нарушения жизненного цикла документа и минимизировать затраты на его обработку.

**Ключевые слова:** детерминированный конечный автомат, затраты вычислительного ресурса, компьютерная система, поиск пути в автомате, политика безопасности, сценарий обработки документа, управление доступом в компьютерной системе.

## Введение

Повсеместное внедрение компьютерных систем (КС) в области управления деятельностью организаций позволяет рассматривать в качестве информационного объекта обработки электронный документ ограниченного доступа (далее – документ) [1–4].

На сегодняшний день порядок обработки документов в КС определяется реализованной в ней политикой безопасности (ПБ) – одного или нескольких правил, процедур, практических приемов или руководящих принципов в области информационной безопасности, которыми руководствуется организация в своей деятельности. Формальное же описание ПБ конкретизирует допустимые режимы обработки документа и называется моделью безопасности (МБ) [5].

Анализ применяемых в КС МБ с точки зрения проводимого исследования позволил выявить их ключевые общие черты [6, 7]:

- атомарность событий изменений состояний системы в результате подаваемых пользователями запросов;
- предоставление возможности пользователю подачи всех допустимых запросов относительно документа на любом этапе его обработки.

Вместе с тем документ, как информационный объект обработки, обладает важной особенностью – наличием жизненного цикла (ЖЦ), т.е. конкретной последовательностью событий, сопровождающей

<sup>1</sup> Поддубный Максим Игоревич, кандидат технических наук, докторант. Федеральное государственное казенное военное образовательное учреждение высшего образования «Краснодарское высшее военное орденов Жукова и Октябрьской Революции Краснознаменное училище имени генерала армии С. М. Штеменко» Министерства обороны Российской Федерации. г. Краснодар. Россия. E-mail: podd.maxim@yandex.ru

его создание и использование<sup>2</sup>. Нарушение порядка запросов системе, порождающих данные события, потенциально может привести к существенному ущербу.

В настоящее время задача соблюдения ЖЦ документа выполняется организационными мерами и предполагает добросовестный подход легитимного пользователя к своим обязанностям. Одним из резонансных свидетельств недостаточности таких мер стало уголовное преследование экс-сотрудника АО «ГосМКБ «Радуга» им. А. Я. Березняка», обвиняемого в неправомерном воздействии на критическую информационную инфраструктуру Российской Федерации<sup>3</sup>.

Таким образом, МБ КС, обрабатывающей документы, помимо всего прочего должна характеризоваться наличием механизмов контроля их ЖЦ. В этом случае процесс обработки документа рассматривается как упорядоченное множество процедур, каждая из которых соответствует определенному этапу его ЖЦ и представляет собой последовательность атомарных запросов – сценарий выполнения этапа ЖЦ документа (далее – сценарий).

Учитывая указанное, возникает необходимость разработки сценариев, характеризующихся минимальными затратами вычислительного ресурса (далее – затратами).

На сегодняшний день для разработки и последующего анализа МБ как правило применяется субъектно-сущностный подход [7, 8], где МБ описывается детерминированным абстрактным конечным автоматом (ДКА). Опираясь на исследования матриц переходов ДКА<sup>4</sup> и их преобразований на основе элементов линейной алгебры<sup>5</sup>, а также развития этих исследований некоторыми современниками [9–11], предлагается рассмотреть сценарий как путь в графе диаграммы переходов указанного автомата. В данном случае в качестве веса каждой дуги диаграммы переходов выступает показатель затрат проверки условий обработки запроса и его выполнения. Следует отметить, что на практике в заранее определенном сценарии обработки документа может потребоваться проверка тех же условий, что и в предыдущем запросе, что является избыточным и выполняться не будет. Данный факт порождает некоторую изменчивость весов дуг в зависимости от условий выполнения предыдущего запроса.

Известны «классические» алгоритмы поиска минимальных путей в графе, подробный анализ которых представлен в [12, 13], а также наиболее подходящие в контексте проводимого исследования их модификации [14–16]. Однако указанная изменчивость не позволяет их применить для решения рассматриваемой задачи.

Таким образом, возникает противоречие между потребностью разработки минимальных сценариев выполнения этапов ЖЦ документа и невозможностью удовлетворить указанную потребность в заданных условиях на основе существующих методов, моделей и технических решений, что подтверждает актуальность проведенного исследования.

### Постановка задачи

Постановка задачи и последующее ее решение обусловлены следующими допущениями:

1. В качестве вычислительного ресурса выступает системное время, исчисляемое в тактах.
2. Начальное и допускающее (конечные) состояния рассматриваемых МБ, единственные.
3. Каждое состояние в МБ представляет собой совокупность атрибутов (элементов) обрабатываемого документа.
4. Каждый запрос в МБ представляет собой примитивную команду, которая изменяет (создает или удаляет) единственный элемент состояния, т.е. включает в себя единственный операнд, показатель затрат которого составляет 1 такт.
5. Условия срабатывания каждого операнда (и как следствие примитивной команды) зависят от применяемой в КС МБ. Показатель затрат проверки отдельно взятого условия составляет 1 такт. Число проверяемых условий может быть различным, но не менее одного. Таким образом показатель затрат проверки условий срабатывания примитивной команды составляет 1 такт и более.
6. В случае, если набор условий срабатывания примитивной команды совпадает с набором предыдущей, то повторная их проверка не выполняется.

Для формальной постановки и решения задачи в работе введены обозначения:

$U = \{u_h : h = \overline{1, n_U}\}$  – множество этапов ЖЦ документа, где  $u_h$  – произвольный этап ЖЦ,  $n_U$  – число этапов ЖЦ документа;

$X = \{x_q : q = \overline{1, n_X}\}$  – множество атрибутов (элементов), определяющих состояния ДКА, где  $x_q$  – произвольный атрибут,  $q$  – номер атрибута,  $n_X$  – число атрибутов;

$\Lambda_U = \{\lambda_h : \lambda_h = \langle G_h, g_{\alpha}^h, g_{\beta}^h, OPR, \delta_h \rangle\}$  – множество ДКА без выходного преобразователя, реализующих этапы ЖЦ документа на основе заданной МБ, где  $\lambda_h$  – произвольный ДКА, реализующий  $h$ -й этап ЖЦ документа;

2 ГОСТ Р 7.0.95–2015 Система стандартов по информации, библиотечному и издательскому делу. Электронные документы. Основные виды, выходные сведения, технологические характеристики. М.: Стандартинформ, 2015. 12 с.  
3 Соковкин А. Российские ракеты пострадали от брака в Турции / под ред. С. М. Яковлева. // Газета «Коммерсантъ», 2024. № 102. С. 4. URL: <https://www.kommersant.ru/doc/6763287> (дата обращения: 11.03.2025).  
4 Hohn F. E., Seshu S., Aufenkamp D. D. The Theory of Nets, J. R. E. Trans., vol. EC-6, 1957, pp. 154–161. DOI: 10.1109/TEC.1957.5222012.  
5 Gill A. Introduction to the Theory of Finite-State Machines. New York, San Francisco, Toronto, London, MGH, 1962. 207 p. ISBN 0070232431, 9780070232433.

$G_h = \{g_w^h, g_w^h \subseteq X, w = \overline{1, n_{G_h}}\}$  – множество состояний ДКА  $\lambda_h$ , где  $g_w^h$  – произвольное состояние,  $n_{G_h}$  – число состояний;

$g_\alpha^h$  – начальное состояние,  $g_\beta^h$  – допускающее состояние ДКА  $\lambda_h$ , отражающее завершение  $h$ -го этапа ЖЦ документа, при этом,  $\{g_\alpha^h, g_\beta^h\} \subseteq G_h$ ;

$Z = \{z_\zeta, \zeta = \overline{1, n_Z}\}$  – множество примитивных операндов,  $z_\zeta$  – произвольный примитивный операнд,  $n_Z$  – число примитивных операндов;

$Y = \{y_\eta, \eta = \overline{1, n_Y}\}$  – множество условий срабатывания примитивного операнда,  $y_\eta$  – произвольное условие,  $n_Y$  – число условий;

$OPR = \{opr_v, opr_v = 2^Y \times Z, v = \overline{1, n_{OPR}}\}$  – множество примитивных команд в ДКА, где  $opr_v$  – произвольная примитивная команда,  $n_{OPR}$  – число примитивных команд. При этом каждая примитивная команда  $opr_v \in OPR$  состоит из набора условий выполнения команды и одного примитивного операнда;

$\delta_h(G_h, OPR) = G_h$  – функция переходов ДКА из состояния в состояние, определяемая заданной в системе МБ;

$[\lambda_h]$  – матрица переходов ДКА  $\lambda_h$ , элемент  $\pi_{ab}$  которой на пересечении строки  $a$ , и столбца  $b$  определяется наличием примитивной команды  $opr_{ab}$ , перехода ДКА из состояния  $g_a^h$  в состояние  $g_b^h$ , при этом  $\{g_a^h, g_b^h\} \subseteq G_h$ ;

$P = \{p\}$  – множество всех возможных путей в ДКА  $\lambda_h$ , описывающем применяемую МБ. Каждый путь  $p \in P$  представляет собой последовательность примитивных команд  $opr_v \in OPR$ , которая в диаграмме переходов ведет из одного состояния в другое;

$p(ab)_i^\omega$  – путь в ДКА длины  $\omega$  из состояния с литером  $a$  (т.е. –  $g_a^h$ ) в состояние с литером  $b$  (т.е. –  $g_b^h$ ), представляет собой упорядоченную последовательность примитивных команд который представляется упорядоченным произведением примитивных команд и определяется по формуле:

$$p(ab)_i^\omega = opr_{ai_1} \cdot opr_{i_1} opr_{i_2} \cdot \dots \cdot opr_{i_{\omega-1}b}, \quad (1)$$

где каждый индекс примитивной команды  $a, i_1, i_2, \dots, i_{\omega-1}, b$  отражает состояние ДКА, из которого (в которое) переводит его примитивная команда,  $l$  – номер пути. При этом, если примитивная команда  $opr_v$  содержится в пути  $p(ab)_i^\omega$ , то в рамках работы будем записывать  $opr_v \in p(ab)_i^\omega$ ;

$P_{ab}^\omega$  – множество путей длины  $\omega$  из состояния с литером  $a$  (т.е. –  $g_a^h$ ) в состояние с литером  $b$  (т.е. –  $g_b^h$ ), которое  $P_{ab}^\omega \subseteq P$  и представляется неупорядоченной суммой путей:

$$P_{ab}^\omega = \sum_{i=1}^{n_p} p(ab)_i^\omega, \quad (2)$$

где  $p(ab)_i^\omega$  – путь в ДКА,  $n_p$  – число путей во множестве  $P_{ab}^\omega$ , при этом, если путь  $p(ab)_i^\omega$  содержится в  $P_{ab}^\omega$ , то в рамках работы будем записывать  $p(ab)_i^\omega \in P_{ab}^\omega$  (рис. 1);

На вербальном уровне задача разработки минимальных сценариев выполнения этапов ЖЦ документа может быть декомпозирована на несколько этапов:

1. Формирование графа диаграммы переходов ДКА, соответствующего применяемой в системе МБ. Дугами графа являются применяемые в ней примитивные команды, вершинами – уникальные наборы элементов (атрибутов) обрабатываемого документа.
2. Определение множества путей в указанном графе, ведущих из начального в допускающее состояние и отражающих сценарии выполнения этапов ЖЦ документа.
3. Определение зависимости показателя затрат каждой примитивной команды в сценарии от предыдущей.
4. Расчет показателей затрат сценариев с учетом указанной зависимости.
5. Определение на множестве сценариев выполнения этапа ЖЦ документа сценария, характеризующегося минимальным показателем затрат.

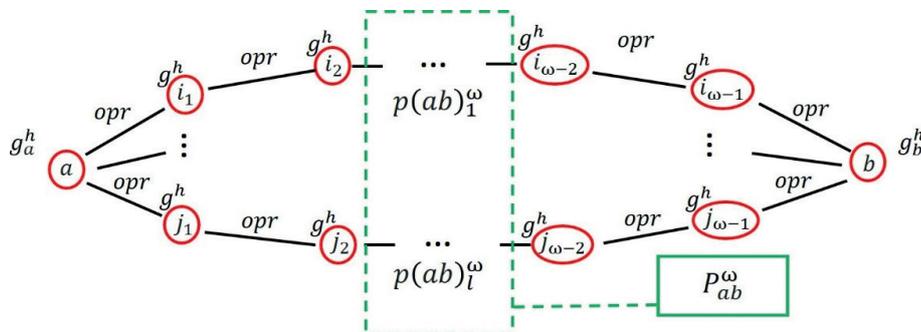


Рис. 1. Схематическое представление порядка формирования пути и множества путей в ДКА.

$t(p)$  – показатель затрат произвольного пути  $p$ , выраженный в числе тактов;

$t_y(p)$  – показатель затрат проверки условий срабатывания всех примитивных команд произвольного пути  $p$ , выраженный в числе тактов.

На *формальном уровне* постановка задачи имеет вид:

Дано: множество путей  $P$  в диаграмме переходов ДКА, описывающего применяемую МБ. Определить множество допустимых решений: множество путей ведущих из начального состояния в допускающее  $P_{\alpha\beta}$ . На множестве допустимых решений найти: путь  $p_{min}$ , характеризующийся минимальными затратами, то есть:

$$f_p(P, f_t(P)) = p_{min} \mid f_t(P) = \min_{p_{min} \in P_{\alpha\beta}} f_t(p_{min}), \quad (3)$$

где  $f_p(P, f_t(P)) = p_{min}$  – функция, определяющая на множестве путей, путь –  $p_{min}$ , характеризующийся минимальными затратами,  $f_t(P) = t(p)$  – функция, ставящая в соответствие пути показатель его затрат.

**Методика разработки минимальных сценариев выполнения этапов жизненного цикла документа**

Для описания методики введем определения.

**Определение 1.** Если индексы  $a, i_1, i_2, \dots, i_{\omega-1}, b$  в пути  $p(ab)_i^\omega$  различны (рис. 1), то его называют элементарным. Путь не являющийся элементарным называется избыточным<sup>6</sup>. Множество элементарных путей представим условной суммой (2) и обозначим –  $P'_{ab}^\omega \subseteq P_{ab}^\omega$ , для ДКА  $\lambda_h$  матрицу переходов элементарных путей высшего порядка  $\omega$ , элементами которой на пересечении строки  $a$  и столбца  $b$  является  $P'_{ab}^\omega$ , обозначим  $[\lambda'_h]^\omega$ .

Исходя из допущений 4, 5 и 6, следует, что при удалении из пути некоторого контура показатель затрат будет снижен по меньшей мере на число примитивных операндов, выполняемых в указанном контуре. Таким образом, для определения минимального пути в ДКА в указанных условиях целесообразно учитывать только элементарные пути. Далее в исследовании при рассмотрении любого пути подразумеваются, что он элементарный, т.е.  $p(ab)_i^\omega \in P'_{ab}^\omega$ .

**Определение 2.** Для каждой пары состояний  $g_a^h, g_b^h$  существует по меньшей мере один путь  $p(ab)_i^\omega \in P'_{ab}^\omega$  некоторой длины  $\omega$  такой, что  $p(ab)_i^\omega \leq t(p): \forall p \in P'_{ab}^\omega, \omega' = 1, n_{G_h} - 1$ . Такой путь назовем минимальным с точки зрения затрат (далее – минимальный путь) –  $p_{min}$ .

Схема методики разработки минимальных сценариев выполнения этапов ЖЦ документа представлена на рисунке (рис. 2). Остановимся на каждом ее шаге более подробно.

На *первом шаге* инициализируем множество ДКА  $\Lambda_U$ , реализующих все этапы ЖЦ документа в качестве исходных данных методики (блоки 1-2 рис. 2).

Для ДКА каждого этапа  $h = \overline{1, n_U}$  ЖЦ документа устанавливаются начальные – нулевые значения минимального пути  $f_p(P, f_t(P)) = 0$  и его показателя затрат  $f_t(p_{min}) = 0$ . Также зададим нулевое значение

показателю затрат проверки условий срабатывания примитивных команд первого пути, рассматриваемого в качестве претендента на «минимальность». Такой путь обозначим  $p_1$ , т.е.  $t_Y(p_1) = 0$  (блоки 3-4 рис. 2).

Затем с применением известных подходов строим матрицу переходов элементарных путей первого порядка, отражающую функцию переходов  $\delta_h$  рассматриваемого ДКА  $\lambda_h \in \Lambda_U$ , применяя в качестве дуг диаграммы переходов примитивные команды  $opr_v \in OPR^7$ .

Прежде всего представим функцию переходов  $\delta_h$  в виде матрицы переходов (блок 5 рис. 2). В данном случае каждый элемент  $\pi_{ab}$  матрицы  $[\lambda_h]$  определяется следующим образом:

$$\pi_{ab} = \begin{cases} opr_{ab}: opr_{ab} \in OPR, \text{ если } opr_{ab} \text{ существует;} \\ 0, \text{ если } opr_{ab} \text{ не существует.} \end{cases} \quad (4)$$

Преобразуем матрицу переходов в матрицу переходов элементарных путей первого порядка –  $f_{\text{ЭП}}([\lambda_h]) = [\lambda'_h]$  (блок 6 рис. 2). Исходя из формулы (1) и определения 1, каждый элемент матрицы  $[\lambda'_h]$  определим путем замены  $\pi_{ab}$  на  $P'_{ab}^\omega$  и обнуления диагональных элементов:

$$P'_{ab}^\omega = \begin{cases} \pi_{ab}, \text{ если } a \neq b; \\ 0, \text{ если } oa = b. \end{cases} \quad (5)$$

Затем для каждого значения порядка  $\omega > 1$ , вычисляем очередную матрицу переходов элементарных путей (блоки 7-8 рис. 2) по формуле:

$$[\lambda'_h]^\omega = [\lambda'_h] [\lambda'_h]^{\omega-1}. \quad (6)$$

Данная операция выполняется до тех пока элемент матрицы, отражающий путь из начального состояния в допускающее не примет значение отличное от нуля (блок 9 рис. 2) и повторяется в последующем по мере работы методики до выполнения условий ее останова.

Элементы  $P'_{ab}^\omega$  матриц  $[\lambda'_h]^\omega$  по мере возрастания их порядка  $\omega = \overline{2, |G_h| - 1}$  последовательно направляются для дальнейшей обработки.

На *втором шаге* для каждого пути из формулы (2) поступившего элемента  $p(ab)_i^\omega \in P'_{ab}^\omega$  (блок 10 рис. 2) осуществляется расчет показателя затрат –  $t(p(ab)_i^\omega)$ .

Исходя из допущения 5, каждому примитивному операнду соответствует заранее определенный набор условий его срабатывания, т.е. имеет место функция –  $f_Z(Z) = 2^Y$ .

Принимая затраты примитивного операнда и проверки каждого условия его срабатывания за один такт согласно допущениям 4 и 5, показатель затрат отдельно взятой примитивной команды определяется по формуле:

$$t(opr_v) = |f_Z(z_v)| + 1. \quad (7)$$

6 Там же. С. 45.

7 Hohn F. E., Seshu S., Aufenkamp D. D. OP. cit. P. 157.

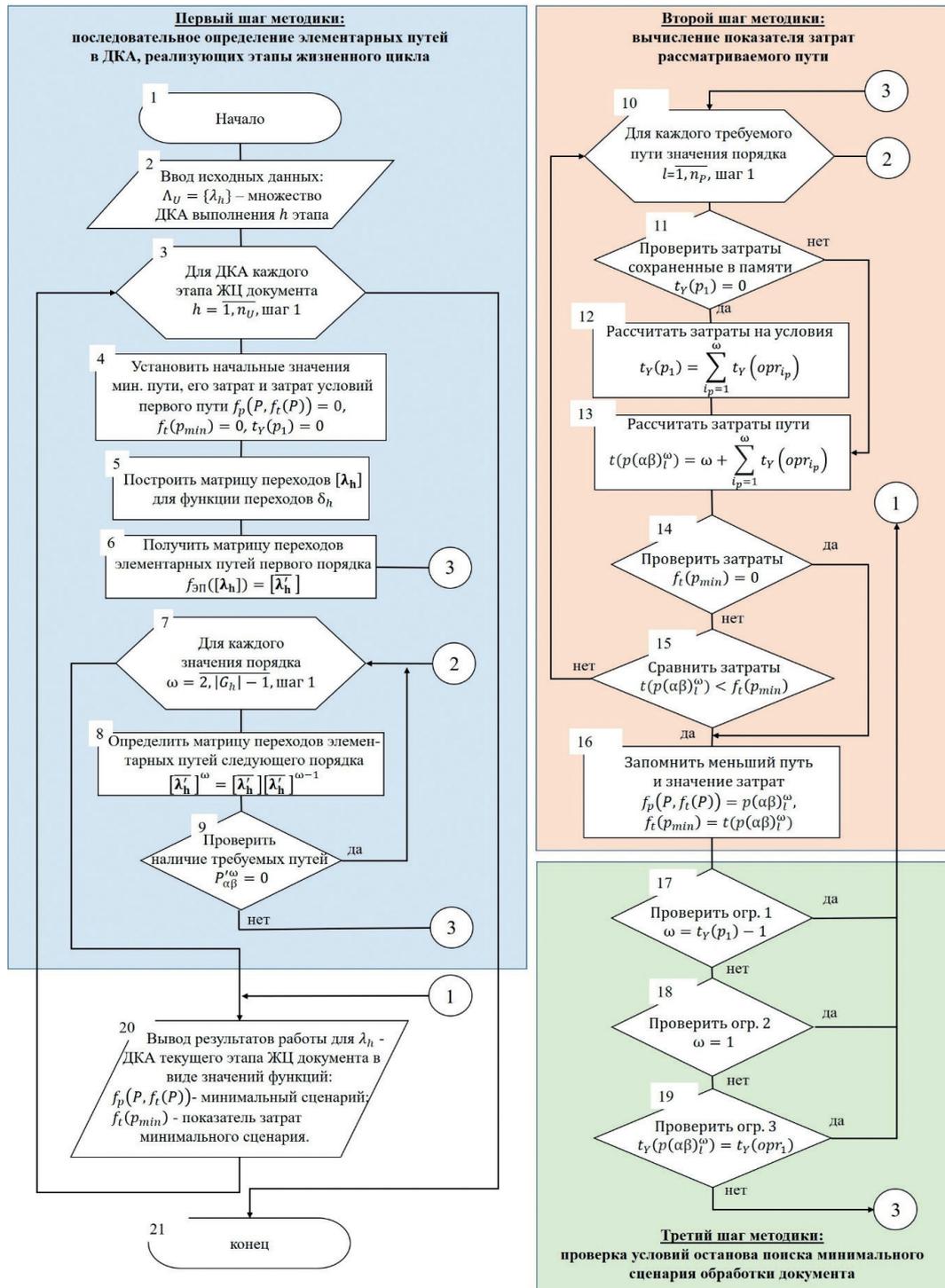


Рис. 2. Схема методики разработки минимальных сценариев выполнения этапов ЖЦ документа

Пронумеруем каждую примитивную команду  $opr_v \in p(ab)_i^\omega$ , как  $opr_{i_p}$ , где  $i_p = \overline{1, \omega}$  – порядковый номер примитивной команды в пути. Тогда с учетом допущения 6 показатель затрат на проверку условий ее срабатывания будет определяться по формуле:

$$t_Y(opr_{i_p}) = \begin{cases} |f_Z(z_{i_p})|, & \text{если } Y_{i_p} \neq Y_{i_p-1}; \\ 0, & \text{если } Y_{i_p} = Y_{i_p-1}, \end{cases} \quad (8)$$

где  $z_{i_p}$  – примитивный операнд содержащийся в примитивной команде  $opr_{i_p}$ ,  $Y_{i_p} \subseteq Y$  – множество условий срабатывания примитивной команды  $opr_{i_p}$ ,  $Y_{i_p-1} \subseteq Y$  – множество условий срабатывания примитивной команды  $opr_{i_p-1}$ . Для наглядности порядок определения значений функции  $t_Y(opr_{i_p})$  представлен на рисунке (рис. 3).

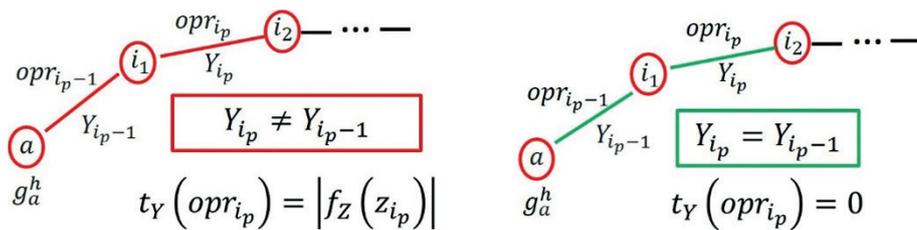


Рис. 3. Порядок определения затрат проверки условий срабатывания примитивной команды в пути

Для первого поступившего пути следует рассчитать и запомнить затраты на проверку условий срабатывания всех примитивных команд (блоки 11, 12 рис. 2), что в дальнейшем потребуется для проверки условий останова. Исходя из (8), данный показатель рассчитывается по формуле:

$$t_Y(p_1) = \sum_{i_p=1}^{\omega} t_Y(opr_{i_p}). \tag{9}$$

С учетом (7) и (9) показатель затрат пути  $p(\alpha\beta)_i^\omega$  рассчитывается по формуле по формуле (блок 13 рис. 2):

$$p(\alpha\beta)_i^\omega = \omega + \sum_{i_p=1}^{\omega} t_Y(opr_{i_p}). \tag{10}$$

После чего первый поступивший путь и его показатель затрат запоминается как минимальный (блоки 14, 16 рис. 2) для чего выполним функции:  $f_p, f_t$ , принимая первый путь, как удовлетворяющий условию «минимальности».

Показатели последующих поступающих путей сравниваются с сохраненными в памяти (блок 15 рис. 2). Если выражение  $t(p(\alpha\beta)_i^\omega) < f_t(p_{min})$  верно, то текущий путь и его показатель затрат запоминается согласно  $f_p$  и  $f_t$  запоминаются как минимальные.

На *третьем шаге* методики проверяется выполнение условий останова ее работы (блоки 17, 18, 19 рис. 2).

Результатом работы методики являются значения функций  $f_p(P, f_i(P))$  и  $f_t(p_{min})$ , отражающих минимальные сценарии реализации каждого этапа ЖЦ документа и их показатели затрат соответственно (блоки 20-21 рис. 2).

**Обоснование условий останова поиска минимального сценария**

Каждое условие останова работы методики задает соответствующим ограничением. Рассмотрим каждое из них более подробно.

*Ограничение 1.*

Если существует путь  $p(ab)_i^\omega$ , то не существует менее затратного пути из состояния  $g_a^h$  в состояние  $g_b^h$ , длиннее исходного более чем на  $\sum_{i_p=1}^{\omega} t_Y(opr_{i_p})$ .

*Доказательство.*

1. Пусть задан путь, имеющий большую длину, но характеризующийся меньшим показателем затрат, т.е.  $t(p(ab)_i^\omega) > t(p(ab)_j^\omega) : \omega < \gamma$ .

2. Тогда с учетом формулы (10) данное выражение будет иметь вид:

$$\omega + \sum_{i_p=1}^{\omega} t_Y(opr_{i_p}) > \gamma + \sum_{i_p=1}^{\gamma} t_Y(opr_{i_p}),$$

где  $i_p$  и  $i_\gamma$  – порядковые номера примитивных команд в соответствующих рассматриваемых путях.

3. Представим  $\gamma = \omega + \iota$ , где  $\iota$  – величина, на которую длина пути  $\gamma$  превышает  $\omega$ . Для удобства записи обозначим

$$\sum_{i_p=1}^{\omega} t_Y(opr_{i_p}) = t_Y(p_\omega) \text{ и } \sum_{i_p=1}^{\gamma} t_Y(opr_{i_p}) = t_Y(p_\gamma).$$

Тогда выражение будет иметь вид:

$$\omega + t_Y(p_\omega) > \omega + \iota + t_Y(p_\gamma).$$

Следовательно,

$$t_Y(p_\omega) - t_Y(p_\gamma) > \iota. \tag{11}$$

4. Согласно допущению 5 в крайнем случае выражение (11) будет иметь вид:  $t_Y(p_\omega) - 1 > \iota$ , т.е.  $\sum_{i_p=1}^{\omega} t_Y(opr_{i_p}) - 1 > \iota$ . *Ограничение 1 доказано.*

*Ограничение 2.*

Если существует путь  $p(ab)_i^\omega$ , длина которого  $\omega = 1$ , то он минимальный, т.е.  $p(ab)_i^\omega = p_{min} : \omega = 1$ .

*Доказательство.*

1. Допустим  $p(ab)_i^\omega \neq p_{min}$ , тогда существует иной минимальный путь длины  $k$ , отличный от существующего, т.е.  $p(ab)_j^k = p_{min} : p(ab)_j^k \neq p(ab)_i^\omega, t(p(ab)_j^k) < t(p(ab)_i^\omega)$ .

2. Исходя из допущений 3 и 4, можно сделать вывод, что допускающее состояние отличается от начального единственным атрибутом  $x_q \in X$ , изменяемым примитивной командой  $opr_{ab} \in OPR$ .

3. Тогда либо каждый из этих путей состоит из данной примитивной команды и они совпадут  $p(ab)_j^k = p(ab)_i^\omega = opr_{ab}$ , либо путь  $p(ab)_j^k$  будет иметь в своем составе примитивные команды создания и последующего удаления атрибутов, не входящих в допускающее состояние.

4. Таким образом, исходя из допущения 3 и формулы (1), такой путь имеет по меньшей мере одну пару совпадающих индексов примитивных команд в своем составе, т.е. по определению 1 является избыточным –  $p(ab)_j^k \notin P_{ab}^\omega$ .

5. Но по определению 2 –  $p_{min} \in P_{ab}^\omega$ , следовательно  $p(ab)_j^k \neq p_{min}$ . *Ограничение 2 доказано.*

**Ограничение 3.**

Если существует кратчайший путь  $p(ab)_i^\omega$  длины  $\omega > 1$  условия срабатывания примитивных команд в котором проверяются только в первой из них, то он минимальный, т.е.  $p(ab)_i^\omega = p_{min} : t_Y(p(ab)_i^\omega) = t_Y(opr_i)$ ,  $\exists p(ab)_j^k \mid k < \omega$ .

**Доказательство.**

1. Допустим  $p(ab)_i^\omega \neq p_{min}$ , тогда существует иной минимальный путь длины  $k \geq \omega$ , отличный от существующего, т.е.  $p(ab)_j^k = p_{min} : p(ab)_j^k \neq p(ab)_i^\omega$ ,  $t(p(ab)_j^k) < t(p(ab)_i^\omega)$ ,  $k \geq \omega$ .
2. Исходя из допущений 3 и 4, можно сделать вывод, что при прохождении пути  $p(ab)_i^\omega$  изменению подвергается некоторый набор атрибутов  $X_b \in X$ , каждый из которых изменяется соответствующими примитивными командами  $opr_{ip} \in p(ab)_i^\omega$ . Т.к.  $p(ab)_i^\omega$  кратчайший, то в нем не имеется изменений атрибутов, отличных от  $x_q \in X_b$  в «промежуточных» состояниях и каждое изменение носит обязательный характер.
3. Тогда: либо  $p(ab)_j^k$  состоит из набора примитивных команд, идентичного набору пути  $p(ab)_i^\omega$ , расположенных в ином порядке, что приводит согласно формулы (9) к ложности утверждения  $t(p(ab)_j^k) < t(p(ab)_i^\omega)$ ; либо путь  $p(ab)_j^k$  будет иметь

в своем составе примитивные команды создания и последующего удаления атрибутов, не входящих  $X_b$ . В данном случае аналогично доказательству ограничения 2 приходим к ложности утверждения  $p(ab)_j^k = p_{min}$ . **Ограничение 3 доказано.**

**Вывод**

В статье представлена новая методика разработки минимальных сценариев выполнения этапов ЖЦ электронного документа ограниченного доступа с учетом применяемой в системе ПБ и изменчивости показателя затрат каждого отдельно взятого запроса в сценарии.

Обоснованные в работе условия останова функционирования методики обеспечивают минимальность выбранного сценария, исключая необходимость полного перебора множества допустимых решений.

Применение разработанных таким образом сценариев в перспективных МБ позволит: с одной стороны, сократить затраты вычислительного ресурса на обработку документа, с другой стороны – не допустить обработку запросов, нарушающих ЖЦ документа.

Достоверность предлагаемых научных решений подтверждается представленным в статье комплексом строгих доказательств.

**Литература**

1. Носенко С. В., Королев И. Д., Поддубный М. И. О единой системе электронного документооборота // Военная мысль. 2019. № 3. С. 90–97.
2. Колесник А. В., Кошелев А. В., Поддубный М. И., Васильев В. Д. Актуальность задачи создания единого мультисервисного межведомственного цифрового пространства с повышенным уровнем обеспечения безопасности связи и информации // Состояние и перспективы развития современной науки по направлению «Информационная безопасность». Сборник статей III Всероссийской научно-технической конференции. Анапа, 2021. С. 96–114.
3. Марков А. С. Современные тенденции безопасных информационных технологий // Безопасные информационные технологии. Сборник трудов Двенадцатой международной научно-технической конференции. Москва, 2023. С. 5–10.
4. Зегжда П. Д., Зегжда Д. П., Анисимов В. Г., Анисимов Е. Г., Сауренко Т. Н. Модель формирования программы развития системы обеспечения информационной безопасности организации // Проблемы информационной безопасности. Компьютерные системы. 2021. № 2. С. 109–117.
5. Девянин П. Н. О разработке проекта национального стандарта ГОСТ Р «Защита информации. Формальная модель управления доступом. Часть 3. Рекомендации по разработке» // Труды Института системного программирования РАН. 2024. Т. 36. № 3. С. 63–82. DOI: 10.15514/ISPRAS-2024-36(3)-5.
6. Поддубный М. И. Новый подход к построению моделей безопасности систем электронного документооборота // Инженерный вестник Дона. 2023. № 2 (98). С. 235–245.
7. Поддубный М. И. Разработка концептуальных основ обеспечения безопасности обработки и хранения электронных документов в системе электронного документооборота Вооруженных Сил Российской Федерации // Состояние и перспективы развития современной науки по направлению «IT-технологии». Сборник трудов II Всероссийской научно-технической конференции. Анапа, 2023. С. 266–278.
8. Девянин П. Н., Тележников В. Ю., Хорошилов А. В. Формирование методологии разработки безопасного системного программного обеспечения на примере операционных систем // Труды Института системного программирования РАН. 2021. Т. 33. № 5. С. 25–40. DOI: 10.15514/ISPRAS-2021-33(5)-2.
9. Максимовский А. Ю. О выборе параметров автоматных моделей мониторинга информационной безопасности сетевых объектов // Информация и безопасность. 2020. Т. 23. № 1. С. 31–40.
10. Максимовский А. Ю. О выборе параметров автоматных моделей мониторинга информационной безопасности сетевых объектов (часть 2) // Информация и безопасность. 2020. Т. 23. № 3. С. 327–336.
11. Кузнецова А. Л., Афонин С. А. Автоматная модель проверки корректности атрибутивной политики информационной безопасности в системах с конечным числом объектов // Вестник Московского университета. Серия 1: Математика. Механика. 2021. № 5. С. 57–60.
12. Васильева Н. Б. Обзор алгоритмов поиска кратчайших путей в графах // Экспериментальные и теоретические исследования в современной науке. сборник статей по материалам ХСVII международной научно-практической конференции. Новосибирск, 2024. С. 17–21.

13. Ходулина Е. А., Шатовкин Р. Р. Анализ алгоритмов поиска пути минимальной стоимости в графе // Радиоэлектроника. Проблемы и перспективы развития. Сборник трудов IX Всероссийской научно-практической конференции с международным участием. Тамбов, 2024. С. 13–15.
14. Азимов Р. Ш., Григорьев С. В. Алгоритм поиска всех путей в графе с заданными контекстно-свободными ограничениями с использованием матриц с множествами промежуточных вершин // Научно-технический вестник информационных технологий, механики и оптики. 2021. Т. 21. № 4. С. 499–505. DOI: 10.17586/2226-1494-2021-21-4-499-505.
15. Кузнецов А. Л. Матричный метод поиска путей на взвешенных ориентированных графах в задачах сетевого планирования при проектировании и эксплуатации морских портов // Вестник государственного университета морского и речного флота им. адмирала С. О. Макарова. 2020. Т. 12. № 2. С. 230–238. DOI: 10.21821/2309-5180-2020-12-2-230-238.
16. Vatutin E. I., Panishchev V. S., Gvozdeva S. N., Titov V. S. Comparison of Decisions Quality of Heuristic Methods Based on Modifying Operations in the Graph Shortest Path Problem // Problems of Information Technology. 2020. № 1. С. 3–15. DOI: 10.25045/jpit.v11.i1.01.

## DEVELOPING METHOD OF MINIMUM SCENARIOS OF ELECTRONIC DOCUMENT LIFESPAN STAGES IN RESTRICTED ACCESS

*Poddubniy M. I.*<sup>8</sup>

**Keywords:** finite state machine, computing resource costs, computer system, finding a path in a finite state machine, security policy, document processing scenario, access management in a computer system.

**Relevance:** the features of processing restricted electronic documents in computer systems actualize the issues of formation of minimum scenarios on each stage of the document lifespan fulfilment. Known algorithms in searching for such scenarios do not take into account the variability of the value of indicators of computing spending resource of a single request in the scenario applied by the security policy and cannot be applied.

**The purpose of the study:** is to develop a methodology for developing minimum scenarios of implementation of the stages of the life cycle of an electronic document with limited access processed by the computer system.

**Methods used:** These scenarios are proposed to be considered as ways in the transition diagram of a finite state machine describing the implemented security policy in the computer system. As the weight of edges processing each atomic request in scenario is taken as weight, which allows to apply approaches in building and processing of transformation matrix transition of high-order finite state machine and search for ways in it, based on the works of F. Hohn, S. Seshu, D. Aufenkamp, A. Gill.

**The novelty value:** is the order of calculation of the computing spending resource, taking into account the dependence of successive requests in the scenario between them. The novelty elements should also include the conditions described and justified in the work of stopping the search for minimal scenarios in the considered finite state machine.

**Result:** the developed methodology allows to determine the execution scenario of the lifespan stage of a document processed by the computer system, characterized by minimum computing resources, taking into account the applied security policy, avoiding the method of crude force. The use of such scenarios as a response to a request user of a restricted document processing computer system would eliminate the possibility of the document lifespan failure and minimize the attempts of its processing.

### References

1. Nosenko S. V., Korolev I. D., Poddubnii M. I. O yedinoi sisteme elektronogo dokumentooborota [About the Unified Electronic Document Management System]. Voennaya misl [Military Thought], 2019, no. 3, pp. 90–97 (in Russian).
  2. Kolesnik A. V., Koshelev A. V., Poddubnii M. I., Vasilev V. D. Aktualnost zadachi sozdaniya yedinogo multiservisnogo mezhvedomstvennogo tsifrovogo prostranstva s povishennim urovnem obespecheniya bezopasnosti svyazi i informatsii [The Relevance of the Task of Creating a Single Multiservice Interdepartmental Digital Space With an Increased level of Communication and Information Security]. Sostoyanie i perspektivi razvitiya sovremennoi nauki po napravleniyu «Informatsionnaya bezopasnost». Sbornik statei III Vserossiiskoi nauchno-tekhnicheskoi konferentsii [The State and Prospects of Development of Modern Science in the Field of «Information Security». Collection of Articles of the 3rd All-Russian Scientific and Technical Conference], Anapa, 2021, pp. 96–114 (in Russian).
  3. Markov A. S. Sovremennye tendentsii bezopasnikh informatsionnikh tekhnologii [Secure Information Technologies Modern Trends]. Bezopasnie informatsionnie tekhnologii. Sbornik trudov Dvenadtsatoi mezhdunarodnoi nauchno-tekhnicheskoi konferentsii [Secure information technologies. Proceedings of the Twelfth International Scientific and Technical Conference], Moskva, 2023, pp. 5–10 (in Russian).
- <sup>8</sup> Maxim I. Poddubniy, Ph.D. of Engineering Sciences, doctoral student. Federal State Treasury military educational institution of higher education «Krasnodar High Military Orders of Zhukov and October Revolution Red Banner School named after the army general S.M.Shtemenko» of the Ministry of Defense of the Russian Federation. City of Krasnodar, Russia E-mail: podd.maxim@yandex.ru

4. Zegzhda P. D., Zegzhda D. P., Anisimov V. G., Anisimov Ye. G., Saurenko T. N. Model formirovaniya programmi razvitiya sistemi obespecheniya informatsionnoi bezopasnosti organizatsii [Model for Forming Development Program of Organization's Information Security System]. Problemi informatsionnoi bezopasnosti. Kompyuternie sistemi [Information Security Problems. Computer Systems], 2021, no. 2, pp. 109–117 (in Russian).
5. Devyanin P. N. O razrabotke proekta natsionalnogo standarta GOST R «Zashchita informatsii. Formalnaya model upravleniya dostupom. Chast 3. Rekomendatsii po razrabotke» [on the Development of the Draft Standard Gost R «Information Protection. Formal Access Control Model. Part 3. Recommendations on Development». Trudi Instituta sistemnogo programirovaniya RAN [Proceedings of the Institute for System Programming of the RAS], 2024, vol. 36, no. 3, pp. 63–82 (in Russian), DOI: 10.15514/ISPRAS-2024-36(3)-5.
6. Poddubnii M. I. Novii podkhod k postroeniyu modelei bezopasnosti sistem elektronnoho dokumentooborota [A New Approach to Building Security Models for Electronic Document Management Systems]. Inzhenernii vestnik Dona [Engineering journal of Don], 2023, no. 2 (98), pp. 235–245 (in Russian).
7. Poddubnii M. I. Razrabotka kontseptualnikh osnov obespecheniya bezopasnosti obrabotki i khraneniya elektronnikh dokumentov v sisteme elektronnoho dokumentooborota Vooruzhennikh Sil Rossiiskoi Federatsii [Development of a Conceptual Framework for Ensuring the Security of Electronic Document Processing and Storage in the Electronic Document Management System of the Armed Forces of the Russian Federation]. Sostoyanie i perspektivi razvitiya sovremennoi nauki po napravleniyu «IT-tehnologii»: Sbornik trudov II Vserossiiskoi nauchno-tehnicheskoi konferentsii. [The State and Prospects of Development of Modern Science in the Field of «IT technologies». Collection of Articles of the 2rd All-Russian Scientific and Technical Conference], 2023, pp. 266–278 (in Russian).
8. Devyanin P. N., Telezhnikov V. Yu., Khoroshilov A. V. Formirovanie metodologii razrabotki bezopasnogo sistemnogo programnogo obespecheniya na primere operatsionnikh sistem [Building a Methodology for Secure System Software Development on the Example of Operating Systems]. Trudi Instituta sistemnogo programirovaniya RAN [Proceedings of the Institute for System Programming of the RAS], 2021, vol. 33, no. 5, pp. 25–40 (in Russian), DOI: 10.15514/ISPRAS-2021-33(5)-2.
9. Maksimovskii A. Yu. O vibore parametrov avtomatnikh modelei monitoringa informatsionnoi bezopasnosti setevikh obektov [About Parameters of Automated Models for Monitoring Information Security of Network Objects]. Informatsiya i bezopasnost [Information and Security], 2020, vol. 23, no. 1, pp. 31–40 (in Russian).
10. Maksimovskii A. Yu. O vibore parametrov avtomatnikh modelei monitoringa informatsionnoi bezopasnosti setevikh obektov (chast 2) [About Parameters of Automated Models for Monitoring Information Security of Network Objects (Part 2)]. Informatsiya i bezopasnost [Information and Security], 2020, vol. 23, no. 3, pp. 327–336 (in Russian).
11. Kuznetsova A. L., Afonin S. A. Avtomatnaya model proverki korrektnosti atributnoi politiki informatsionnoi bezopasnosti v sistemakh s konechnim chislom obektov [Automata Model for Verifying Attributed-Based Access Control Policy in Systems With a Finite Number of Objects]. Vestnik Moskovskogo universiteta. Seriya 1: Matematika. Mekhanika [Bulletin of the Moscow University. Series 1: Mathematics. Mechanics], 2021, no. 5, pp. 57-60 (in Russian).
12. Vasileva N. B. Obzor algoritmov poiska kratchaishikh putei v grafakh [Review of the Finding Shortest Paths in Graphs Algorithms]. Eksperimentalnie i teoreticheskie issledovaniya v sovremennoi nauke. sbornik statei po materialam XCVII mezhdunarodnoi nauchno-prakticheskoi konferentsii [Experimental and Theoretical Research in Modern Science. Collection of Articles Based on the Materials of the XCVII International Scientific and Practical Conference], Novosibirsk, 2024, pp. 17–21 (in Russian).
13. Khodulina Ye. A., Shatovkin R. R. Analiz algoritmov poiska puti minimalnoi stoimosti v grafe [Analysis of Algorithms for Finding the Minimum Cost Path in a Graph]. Radioelektronika. Problemi i perspektivi razvitiya. Sbornik trudov IX Vserossiiskoi nauchno-prakticheskoi konferentsii s mezhdunarodnim uchastiem. [Proceedings of the IX All-Russian Scientific and Practical Conference With International Participation], Tambov, 2024, pp. 13–15 (in Russian).
14. Azimov R. Sh., Grigorev S. V. Algoritm poiska vsekh putei v grafe s zadannimi kontekstno-svobodnimi ogranicheniyami s ispolzovaniem matrits s mnozhestvami promezhutochnikh vershin [Context-Free Path Querying with All-Path Semantics Using Matrices with Sets of Intermediate Vertices]. Nauchno-tehnicheskii vestnik informatsionnikh tekhnologii, mekhaniki i optiki [Scientific and Technical Journal of Information Technologies, Mechanics and Optics], 2021, vol. 21, no. 4, pp. 499–505 (in Russian), DOI: 10.17586/2226-1494-2021-21-4-499-505.
15. Kuznetsov A. L. Matrichnii metod poiska putei na vzveshennikh orientirovannikh grafakh v zadachakh setevogo planirovaniya pri proektirovanii i ekspluatatsii morskikh portov [Matrix Method for Finding the Paths on Weighted Oriented Graphs in the Tasks of Port Net Operational Planning]. Vestnik gosudarstvennogo universiteta morskogo i rechnogo flota im. admirala S. O. Makarova, 2020, vol. 12, no. 2, pp. 230–238 (in Russian), DOI: 10.21821/2309-5180-2020-12-2-230-238.
16. Vatutin E. I., Panishchev V. S., Gvozdeva S. N., Titov V. S. Comparison of Decisions Quality of Heuristic Methods Based on Modifying Operations in the Graph Shortest Path Problem. Problems of Information Technology, 2020, no. 1, pp. 3–15 (in English), DOI: 10.25045/jpit.v11.i1.01.

