УДК 681.51(075)

ОЦЕНКА ВРЕМЕНИ РЕАКЦИИ В УСЛОВИЯХ УПРАВЛЕНИЯ СТРУКТУРНОЙ ДИНАМИКОЙ СЛОЖНОЙ СИСТЕМЫ (НА ПРИМЕРЕ СЛУЖБЫ ПОДДЕРЖКИ НА ПРЕДПРИЯТИИ В СФЕРЕ ОКАЗАНИЯ ИНФОРМАЦИОННЫХ УСЛУГ)

А. Д. Десятов, А. А. Сирота

Воронежский государственный университет

Поступила в редакцию 1.03.2009 г.

Аннотация. Рассматривается процесс синтеза структуры адаптивной сложной системы на примере службы поддержки и имитации работы системы дискретной ситуатиационной сетью. Представляется методика оптимизации структуры по критерию минимума времени реакции с использованием алгоритма Форда—Фалкерсона.

Ключевые слова: адаптивные системы, структурная динамика.

Abstract. Structure synthesis of complex adaptive system and his application to IT Service Desk are considered. System operations are simulated by discrete situational network. The article introduces methodic for structure optimization by response time criterion with application of Ford—Falkerson algorithm.

Keywords: adaptive systems, structure dynamic.

ВВЕДЕНИЕ

Одной из основных особенностей функционирования современных сложных систем является тот факт, что параметры и структура системы на различных этапах жизненного цикла изменяются под действием объективных и субъективных причин. Очевидно, что решения об изменении структуры системы принимаются не спонтанно, а инициируются изменениями состояния управляемого процесса. Другими словами, адаптация структуры — это ситуативная реакция системы управления на изменения управляемого процесса с целью приведения его к нужному (целевому) состоянию. Если эта реакция замедленная или неадекватная, то говорить об эффективности управления, а, следовательно, и об эффективности всей системы в целом, не приходится. Она заведомо будет низкой. Отсюда вытекает основная цель управления структурной динамикой сложных систем: повышение уровня адекватности управленческих решений состоянию управляемого процесса и сокращение времени реагирования системы на изменение состояния управляемого процесса. Хотя вопросы управления структурной динамикой неоднократно рассматривались в современных научных исследованиях [4], отдельно стоит выделить класс задач, когда аргументом целевой функции системы выступает морфология сложной системы, под которой будем понимать структурную организацию системы в определенный момент времени.

1. МАТЕМАТИЧЕСКОЕ ОПИСАНИЕ ПРОЦЕССА ФУНКЦИОНИРОВАНИЯ СИСТЕМЫ

Рассмотрим процесс синтеза структуры на примере службы поддержки на предприятии в сфере оказания информационных услуг (далее по тексту — СП). Принципиальная структура СП включает в себя всю цепочку операций по разрешению инцидентов в процессе функционирования обслуживаемых систем. Поддержка осуществляется с момента поступления запроса клиента, включает в себя анализ возникшей проблемы, её решение (если это необходимо) и заканчивается уведомлением пользователя о решении.

Первый уровень поддержки обеспечивает единую точку контакта для клиентов организации, является центром приема всех жалоб и имеет полномочия по выдаче нарядов на устранение возможных сбоев, а также на контроль процесса устранения неисправностей.

Помимо первого уровня, на предприятии существуют другие группы специалистов, обладающие специфическими знаниями, людскими или временными ресурсами, необходимыми для разрешения инцидентов. В процессе оказания услуг они могут занимать место второго или третьего уровня поддержки [1]. На рис. **1 и 2** представлены организационная структура многоуровневой службы поддержки, а также схема ее работы по устранению инцидентов.

В процессе синтеза структуры может быть выявлен и зафиксирован полный перечень управленческих решений $(\overline{1,\nu})$, которые необходимо принять, чтобы достичь целей функционирования обеспечиваемой организационно-управленческой структуры. Будем считать, что формальная задача управления состоит в выполнении операций, переводящих каждое решение из некоторого начального состояния в некоторое конечное состояние.

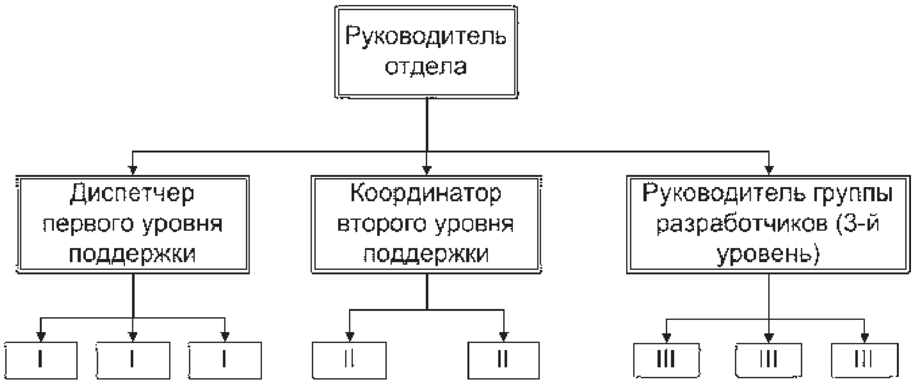

Рис. 1. Организационная структура многоуровневой службы поддержки

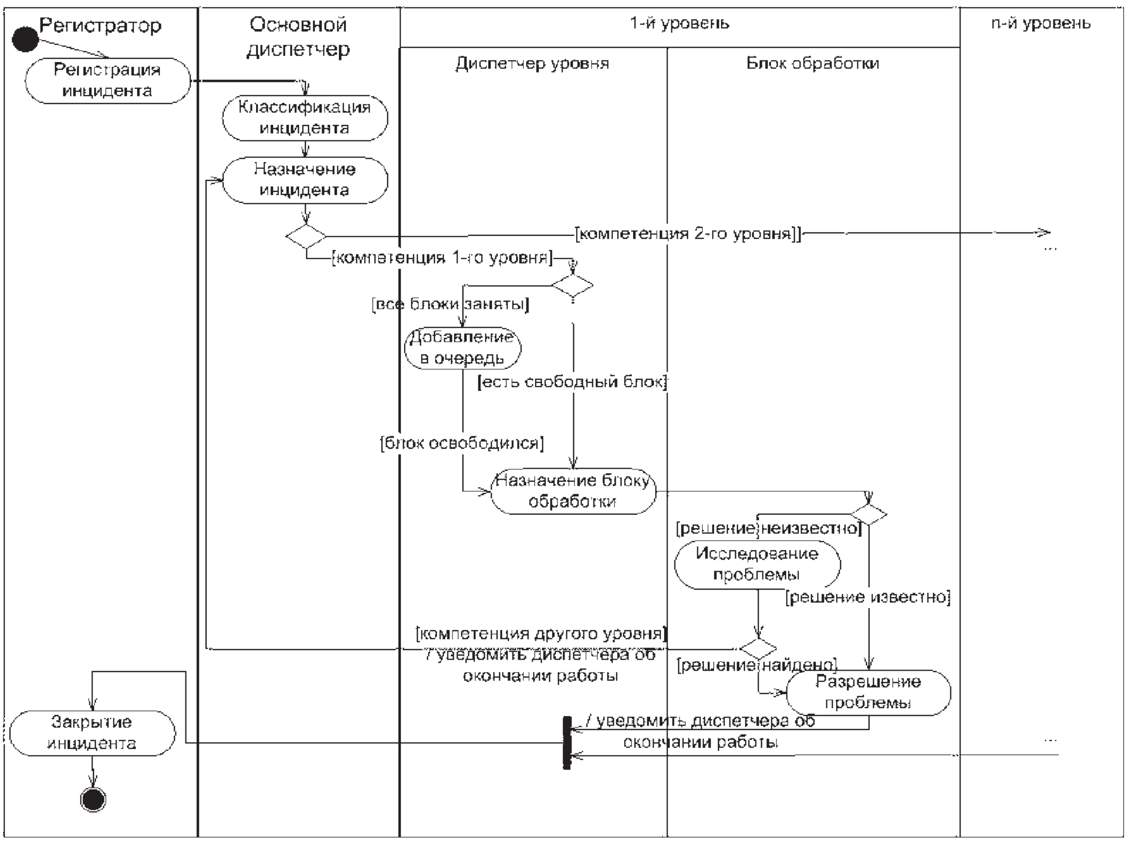

Рис. 2. Схема работы многоуровневой службы поддержки

Выделим следующие состояния в работе СП:

- S_1^{υ} — «инцидент зарегистрирован»;
- S_2^{υ} — «инцидент классифицирован»;
- S_3^{υ} — «инцидент назначен уровню поддержки»;
- S_4^{υ} — «инцидент назначен исполнителю»;
- S_5^{υ} — «причины возникновения инцидента исследованы»;
- S_6^{υ} — «решение по устранению инцидента принято предварительно»;
- S_7^{υ} — «решение по устранению инцидента утверждено (санкционировано)»;
- S_8^{υ} — «решение по устранению инцидента доведено до исполнителей»;
- S_9^{υ} — «инцидент разрешен, а результаты исполнения проконтролированы».

С учетом введенных состояний можно записать выражение для времени реагирования системы на изменение обстановки:

$$T_{\text{СП}}^{\upsilon} = \sum_{i=1}^{8} \tau_{Si,i+1}^{\upsilon}(S_{\text{СП}}), \qquad (1)$$

где $\tau_{Si,i+1}^{\upsilon}(S_{\text{СП}})$ — время перевода υ-го управленческого решения из состояния S_i в состояние S_{i+1}; $S_{\text{СП}}$ — морфология проектируемой СП, соответствующая устройству обеспечиваемой организационно-управленческой структуры.

Тогда задача оптимизации СП по критерию оперативности ее реагирования на изменения обстановки при $S_{\text{СП}}$, удовлетворяющей критериям функциональной работоспособности [2], может быть выписана в следующей формальной постановке:

$$\min_{\langle S\text{СП}\rangle} \sum_{i=1}^{8} \tau_{Si,i+1}^{\upsilon}(S_{\text{СП}}) \le T_{\text{КР}}^{\upsilon}, \;\; \upsilon = \overline{1,n}, \qquad (2)$$

где $T_{\text{КР}}^{\upsilon}$ — критическое время реакции ИКС по υ-ой функции (определяемое конкретными условиями обстановки), с превышением которого отпадает необходимость в вынесении решений по данной функции.

Основная трудность решения такой задачи заключается в том, что аргументом целевой функции является морфология СП $(S_{\text{СП}})$, а функции $\tau_{Si,i+1}^{\upsilon}(S_{\text{СП}})$ имеют ситуативную структуру, определяемую так же морфологией СП. Для преодоления этой трудности будем имитировать процесс функционирования СП дискретной ситуационной сетью $N_{\text{ДСС}}(\text{J,R})$, в которой вершины $\text{J} = \{\text{j}_1, \text{j}_2, \ldots, \text{j}_\text{N}\}$ интерпретируются как множество истоков и стоков, а дуги $R = \{(r_k, r_l)\}$, $k, l = \overline{1,L}$ — как множество преобразователей инцидента из одного состояния в другое (имеются в виду S_1—S_9).

Содержательная трактовка $N_{\text{ДСС}}(\text{J,R})$ заключается в следующем. Истоки соответствуют структурным элементам СП с инцидентами, находящимися в начальном (S_1) и в промежуточных состояниях (S_2—S_8), а стоки — структурным элементам с решениями, находящимися в конечном состоянии (S_9). Преобразователи — это тоже структурные элементы СП, осуществляющие изменения состояний инцидентов ($\text{S}_1 \to \text{S}_2 \ldots \to \text{S}_8 \to \text{S}_9$), причем каждый преобразователь $(j_k, j_l) \in U$ характеризуется величиной $\lambda(j_k, j_l) = 1/\tau_{Si,i+1}^{\upsilon}(i_k, i_l)$, которую будем называть пропускной способностью преобразователя. В связи с постановкой задачи, связанной с оценкой критического времени, на данном этапе можно пренебречь задержками по времени, связанными с нахождением инцидентов в очереди. Понятно, что система, не удовлетворяющая критерию по времени в случае без задержек, не будет укладываться в установленный диапазон и при наличии очереди.

Представление процесса функционирования СП в виде дискретной ситуационной сети $N_{\text{ДСС}}(\text{J,R})$ позволяет имитировать ее динамику, а также, абстрагируясь от специфики содержательной части инцидентов, сохранять в то же время информацию, содержащуюся в исходном описании проектируемой системы. Кроме того, при фиксированной $N_{\text{ДСС}}$ представляется возможным оценить время реакции СП, поскольку $N_{\text{ДСС}}$ фактически описывает алгоритм перехода инцидентов из начального состояния (S_1) в конечное (S_9).

Алгоритм оценки времени реакции системы. Выделим на множестве J два подмножества F и E, таких, что $f \in F$ соответствуют инцидентам, находящимся в состоянии S_1, $e \in E$ — находящимся в состоянии S_9. Причем по условию задачи эти множества имеют равное число компонентов $(\overline{1,\nu})$, определяемое количеством функций выполняемых СП в течение некоторого интервала времени.

Требуется таким образом коммутировать сеть $N_{\text{ДСС}}$, чтобы соответствующий такой коммутации граф $G_\nu(F,E)$ имел максимальную пропускную способность между элементами множеств F и E. Тогда, согласно принятому формализму, время реакции СП, процесс функционирования которой имитируется такой сетью, будет минимальным.

Рассмотрим вначале частный случай однополосной сети, то есть когда $|F| = |E| = 1$, а затем укажем, как можно модифицировать метод для общего случая.

Для решения сформулированной задачи будем использовать теорему Форда—Фалкерсона (в ее трактовке, изложенной в [3]), в соответствии с которой максимальная пропускная способность сети между произвольной парой вершин f и e определяется минимальным по пропускной способности сечением $P\{f,e\}$, разделяющим вершины f и e графа G, удаление которых из множества H разрывает все пути между ними [3].

При этом минимальным сечением $P_{\min}\{f,e\}$ называется то, на котором достигается $\min\limits_{P(i,j)} \sum\limits_{i,j} \lambda_{i,j}$.

Для нашей задачи необходимо разработать алгоритм, который не требовал бы выполнения всех вычислительных операций в полном объеме при перестроении исходной сети, а позволял бы произвести коррекцию полученного результата для соответствия изменившейся ситуации.

Произвольное сечение $P\{f,e\}$ можно построить, зная множество всех путей, которые существуют между f и e. Представим такое множество в виде дерева путей $W_{G^{(1)}}(f)$, которое будем строить следующим образом:

а) будем считать, что вершина $f \in J$ образует корень дерева $W_{G^{(1)}}(f)$ или его нулевой ярус $U_0(f) = f$;

б) все вершины $j \in J$, такие, что $(f,j) \in R$, образуют первый ярус дерева $W_{G^{(1)}}(f)$, то есть $U_1(f) = \{j \in J \,|(f,j) \in R\}$;

в) для формирования k-го яруса $U_k(f)$ выберем произвольную вершину $u \in U_{k-1}$ отличную от e и рассмотрим все вершины $l \in I$, такие, что $(u,l) \in R$; из полученного списка исключим вершины, которые уже попали в ярусы с меньшими номерами и являются предками вершины u; проделав эти операции для всех $u \in U_{k-1}$, получим

$$\begin{aligned} U_k(f) = \{\}l \in J \mid \forall u \in U_{k-1}(u \neq e) \wedge \\ \wedge((u,l) \in R) \wedge (l \notin \Pi(u)), \end{aligned} \tag{3}$$

где $\Pi(u)$ — множество предков вершины u.

Построение дерева $W_{G^{(1)}}(f)$ заканчивается, когда очередной ярус оказывается пустым. Отметим, что рассмотренная совокупность операций конечна, так как на каждом k-м шаге, как это следует из вышеприведенной формулы, происходит усечение множества рассматриваемых вершин. Кроме того, очевидно, что все пути η_{fe} образуют множество $\Pi(e)$, упорядоченное по номерам ярусов, а количество всех путей равно количеству экземпляров вершин e во всех ярусах $W_{G^{(1)}}(f)$.

Перенумеруем все пути произвольным образом:

$$N_{fe} = \{\eta_{fe}^k\}_{k=1}^K .$$

Тогда, для получения некоторого сечения $P\{f,e\}$ достаточно из каждого пути η_{fe}^k удалить ровно по одной дуге. Это значит, что если обозначить через $D(P\{f,e\})$ событие, заключающееся в получении некоторого сечения, а через γ_{ij}^k — удаление дуги (i,j) из пути η_{fe}^k, то

$$\begin{aligned} D(P\{f,e\}) = \left[\bigvee_{(i,j)\in\eta_{fe}^1} \gamma_{ij}^1\right] \wedge \\ \wedge\left[\bigvee_{(i,j)\in\eta_{fe}^2} \gamma_{ij}^2\right] \wedge \ldots \wedge \left[\bigvee_{(i,j)\in\eta_{fe}^k} \gamma_{ij}^k\right]. \end{aligned} \tag{4}$$

Используя дистрибутивный закон, получим ДНФ:

$$\begin{aligned} D(P\{f,e\}) = \\ = \bigvee_{(i_n,j_n\in\eta_{fe}^k)} \left[\gamma_{i_1,j_1}^1 \wedge \gamma_{i_2,j_2}^2 \wedge \ldots \wedge \gamma_{i_K,j_K}^K\right]. \end{aligned} \tag{5}$$

После преобразования выражения по правилам получения сокращенной ДНФ (обозначим преобразование символом $Y_{f,e}$) получим представление $D(P\{f,e\})$. В соответствии с правилами построения дерева $W_{G^{(1)}}(f)$ и совокупности путей η_{fe}, полученная сокращенная ДНФ будет определять минимальную совокупность сечений, поскольку не содержит лишних импликантов.

Введем следующие определения:

Определение 1. Два сечения $P_1\{f,e\}$ и $P_2\{f,e\}$ назовем независимыми, если ни одно из них не является частью другого.

Определение 2. Максимальная совокупность независимых сечений, разделяющих вершины f и e, назовем фундаментальной системой сечений и обозначим $FP\{f,e\}$.

Определение 3. Будем говорить, что сечение $P_1\{f,e\}$ поглощает сечение $P_2\{f,e\}$ если $P_1\{f,e\} \subseteq P_2\{f,e\}$.

Определение 4. Граф $G^{(1)}$ будем называть прореженным и обозначать $\Omega^{(1)}$, если из него удалена некоторая совокупность дуг.

Используя эти определения, нами были сформулированы и доказаны две промежуточные теоремы, которые необходимы для решения поставленной задачи.

Теорема 1. Преобразования $Y_{f,e}$ приводят к $FP\{f,e\}$; для любого сечения $P^*\{f,e\}$, разделяющего f и e, найдется сечение $P\{f,e\}$ из фундаментальной системы, которое его поглощает:

$$\forall P^*\{f,e\}(\exists P\{f,e\}\in$$
$$\in FP\{f,e\})(P\{f,e\}\subseteq P^*\{f,e\}).$$

Доказательство.

Обозначим через $SP\{f,e\}$ множество сечений, описываемое выражением (5).

Поскольку применение преобразования $Y_{f,e}$ к выражению (5) ведет к упрощению множества ветвей, составляющих сечение и определению минимальной совокупности сечений по правилам дизъюнкции, справедливо следующее:

$$\begin{gathered}\forall P^S\{f,e\}\in SP\{f,e\}\mid(\exists P^Y\{f,e\}\in\\ \in S^Y P\{f,e\})(P^Y\{f,e\}\subseteq P^S\{f,e\}).\end{gathered} \tag{6}$$

Т.к. выражение (5) описывает множество всех сечений, разделяющих f и e, значит искомое $P^*\{f,e\}\in SP\{f,e\}$ и для него также справедливо (6).

Теорема доказана.

Теорема 2. Каждый элемент фундаментальной системы сечений, разделяющих f и e прореженного графа $\mathbf{\Omega}^{(1)}$, поглощает некоторое множество элементов $FP\{f,e\}$.

Доказательство.

Пусть $P_{\Omega^{(1)}}(f,e)$ — сечение прореженного, а $P_{G^{(1)}}(f,e)$ — сечение исходного графа.

Фундаментальная система $FP\{f,e\}$ получается в результате построения и обработки множества всех путей из f и e. Вычеркивание дуг при построении прореженного графа $\mathbf{\Omega}^{(1)}$ ведет к разрыванию некоторых путей и, следовательно, количество путей из f в e для графа $\mathbf{\Omega}^{(1)}$ меньше или равно количеству путей для $G^{(1)}$: $K_{\Omega^{(1)}}\le K_{G^{(1)}}$.

Отсюда в соответствие с (5) для сечений, неупрощенных по правилам $Y_{f,e}$:

$$\left|P_{\Omega^{(1)}}(f,e)\right|\le\left|P_{G^{(1)}}(f,e)\right|. \tag{7}$$

Предположим, что существует $P_{\Omega^{(1)}}(f,e)$, которое не поглощает ни одно из сечений $P_{G^{(1)}}(f,e)$. Это означает, что в сечении $P_{\Omega^{(1)}}(f,e)$ существует сочетание ветвей, которого нет ни в одном из элементов $P_{G^{(1)}}(f,e)$. Данная ситуация с учетом правил построения фундаментальной системы сечений возможна в двух случаях:

а) количество элементов в сечении $P_{\Omega^{(1)}}(f,e)$ больше $P_{G^{(1)}}(f,e)$, что противоречит (7);

б) в $\mathbf{\Omega}^{(1)}$ существует ветвь, которой нет в $G^{(1)}$, что противоречит правилу получения $\mathbf{\Omega}^{(1)}$.

Теорема доказана.

Из теоремы 1 непосредственно следует, что искомое минимальное сечение $P_{\min}\{f,e\}$ содержится в фундаментальной системе, то есть

$$P_{\min}\{f,e\}=\min_{P(f,e)\in FP(f,e)}\sum_{(i,j)\in P(f,e)}\lambda_{ij}. \tag{8}$$

Теперь оптимальная коммутация представляет собой совокупность тех путей η_{fe} из дерева $W_{G^{(1)}}(f)$, каждый из которых включает дугу $(i,j)\in P_{\min}\{f,e\}$. Обозначим подграф графа $G^{(1)}$ образованный указанной совокупностью путей, через $G^{(2)}$. Очевидно, что $G^{(2)}$ соответствует искомой оптимальной коммутации.

С учетом сказанного обобщенный алгоритм решения поставленной задачи выглядит следующим образом (рис. 3):

Здесь через $Y_{f,e}^{-1}$ обозначено преобразование, определяющее совокупность путей, содержащих дуги из $P_{\min}\{f,e\}$.

Из теоремы 2 следует, что фундаментальная система сечений $FP\{f,e\}$ является инвариантом, а преобразование $Y_{f,e}$ для разреженного графа W $^{(1)}$ сводится к вычеркиванию из элементов $FP\{f,e\}$ удаленных дуг, и применению к измененным элементам преобразований, представленный на рис. 3. Это означает, что преобразование $Y_{f,e}$ в полном объеме должно

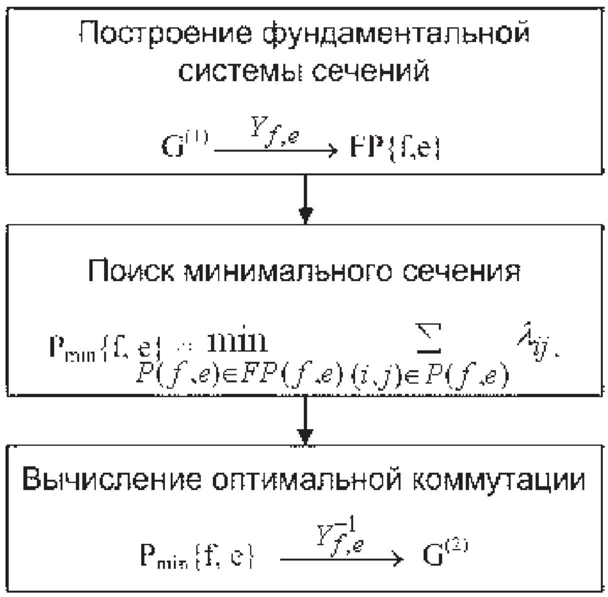

Рис. 3. Структурная схема алгоритма поиска оптимальной коммутации

использоваться только один раз, а при каждом последующем определении $FP\{f,e\}$ (вызванном, например, изменениями исходной сети) оно заменяется более простыми операциями.

Преобразование $Y_{f,e}$ легко обобщается на случай N-полосной сети. Действительно, пусть $\{F,E\}=\{f_n,e_n\}_{n=1}^{N}$. Тогда

$$FP\{f,e\}=\min\bigcap_{n=1}^{N}FP\{f_n,e_n\}, \qquad (9)$$

где символ min обозначает процедуру минимизации по правилам $Y_{f,e}$.

С учетом (9) применение алгоритма дает минимальное сечение $P_{\min}\{f,e\}$ для случая многополосной сети.

Пример. Проиллюстрируем работу алгоритма для оценки времени реакции службы поддержки, организационная структура которой представлена на рис. 1. Для упрощения графа, получаемого в результате представления организационной структуры, ограничимся рассмотрением инцидентов, разрешаемых без участия третьего уровня поддержки. В такой постановке специалистами третьего уровня на графе можно пренебречь. Назначим также относительные веса каждому из участников процесса, характеризующие пропускную способность участника при разрешении инцидента на соответствующем этапе. Данный вес отражает специфику знаний каждого участника, а также время решения специфической проблемы.

В результате введенных допущений процесс перехода инцидента из состояния «регистрирован» (S_0) в состояние «разрешен» (S_n) представляется в виде графа, изображенного на рис. 4, где вершиной R_j^i обозначен i-й специалиста на j-м уровне поддержки.

Кроме того, отразим тот факт, что сотрудники первого уровня поддержки могут передавать инцидент любому из сотрудников второго уровня поддержки, при этом пропускная способность элемента одинакова. Для описания взаимодействия на втором уровне, предположим, что некоторые задачи могут быть решены только одним определенным специалистом, и в случае возникновения подобных задач остальные сотрудники уровня перенаправляют инциденты ему (связь $R_1^2R_2^2$ на рис. 4).

Дерево путей $W_{G^{(1)}}(f)$ между вершинами S_0 и S_n построенное по правилу (3) изображено на рис. 5:

В результате получаем множество путей $\Pi(e)$ для нашего примера:

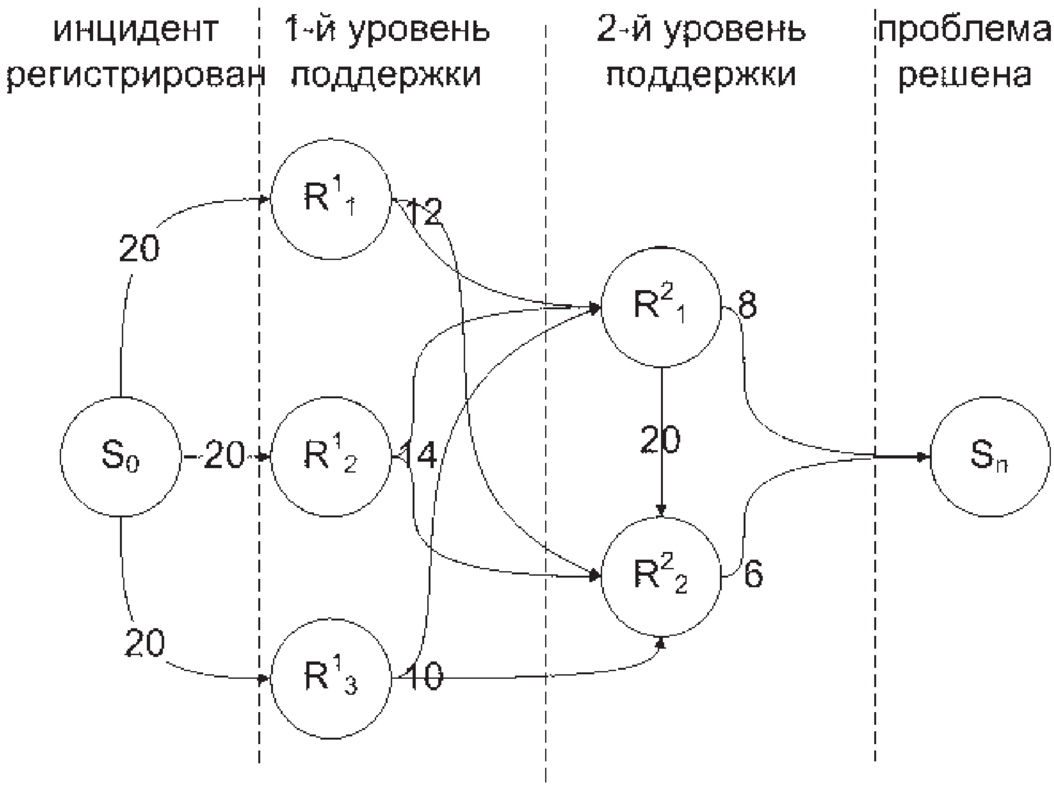

Рис. 4 Процесс разрешения инцидента на графе

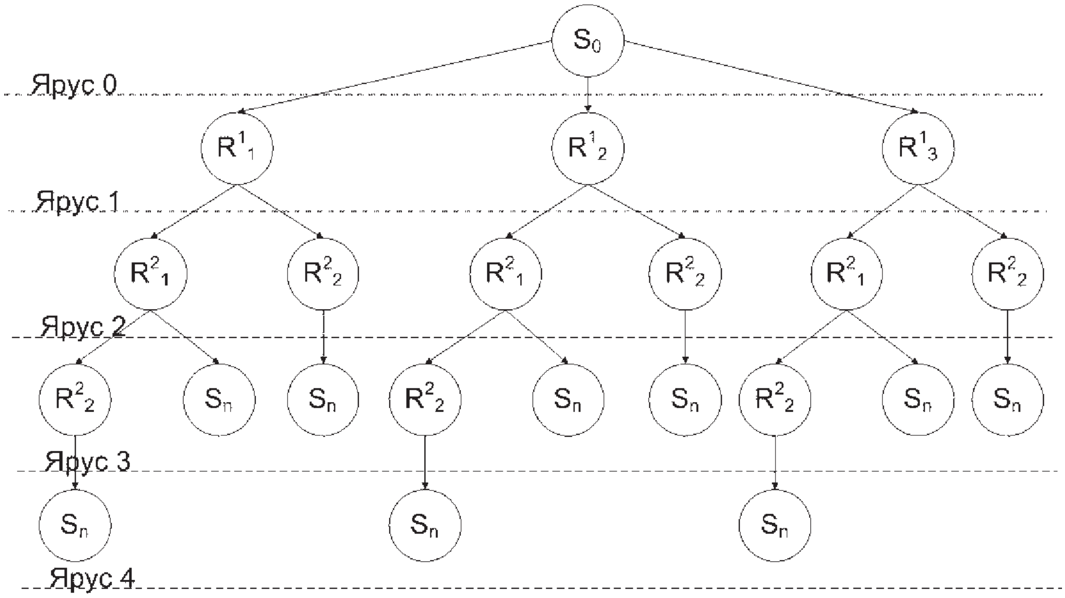

Рис. 5 Дерево путей $W_{G^{(1)}}(f)$

$$S_0R_1^1 - R_1^1R_1^2 - R_1^2R_2^2 - R_2^2S_n$$
$$S_0R_1^1 - R_1^1R_1^2 - R_1^2S_n$$
$$S_0R_1^1 - R_1^1R_2^2 - R_2^2S_n$$
$$S_0R_2^1 - R_2^1R_1^2 - R_1^2R_2^2 - R_2^2S_n$$
$$S_0R_2^1 - R_2^1R_1^2 - R_1^2S_n$$
$$S_0R_2^1 - R_2^1R_2^2 - R_2^2S_n$$
$$S_0R_3^1 - R_3^1R_1^2 - R_1^2R_2^2 - R_2^2S_n$$
$$S_0R_3^1 - R_3^1R_1^2 - R_1^2S_n$$
$$S_0R_3^1 - R_3^1R_2^2 - R_2^2S_n.$$

Формирование множества сечений по правилам (6)—(9) сводится к получению множества сочетаний, каждое из которых содержит по одной ветви из каждого пути и упрощено таким образом, что сечение не содержит повторяющихся ветвей.

Поиск минимального сечения представляет собой операцию суммирования весов ветвей, составляющих сечение, и выбор сечения с минимальной суммой.

Для нашего примера сечение с минимальной суммой $(R_2^1S_n, R_2^2S_n)$:

$$P_{\min}\{f,e\} = 14.$$

Данный результат может быть наглядно получен из рис. 4, однако простота его получения объясняется нашим допущением, что инцидент в процессе разрешения всегда проходит два уровня поддержки. В реальной ситуации, структура службы поддержки подразумевает решение проблемы сразу на первом уровне, а также возможна передача инцидента специалистам третьего уровня. Очевидно, что получение результата наглядно без использования математического аппарата в данном случае является сомнительным.

Заключение. Разработанная модель, позволяет проводить анализ сложной системы и оптимизировать ее структуру по критерию времени реакции. Основная трудность при разработке этой модели состояла в том, что аргументом целевой функции, определяющей минимальное время реакции, является морфология системы. Эта трудность была преодолена путем имитации процесса функционирования дискретной ситуационной сетью, с последующим использованием метода поиска ее минимального сечения на основе теоремы Форда—Фалкерсона.

Поскольку заложенные алгоритмы инвариантны к предметной области, данная система обеспечивает интеллектуальную поддержку процесса проектирования, эксплуатации и модернизации систем различного функционального назначения.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. *Алехин З.* Service Desk — цели, возможности, реализации // «Открытые системы». 2001, № 5—6. С. 43—48.

2. *Десятов А.Д., Сирота А.А.* «Анализ функциональной работоспособности структуры служ-

бы поддержки на предприятии в сфере оказания информационных услуг», // «Информатика: проблемы, методология, технологии», Воронеж, 2009

3. *Редькин Н.П.* Дискретная математика: Курс лекций для студентов-механиков: Учебное пособие. 2-е изд., стер. — СПб.: Издательство «Лань», 2006. — 96 с.

4. *Охтилев М.Ю.* Интеллектуальные технологии мониторинга и управления структурной динамикой сложных технических объектов / М. Ю. Охтилев, Б. В. Соколов, Р. М. Юсупов. — М.: Наука, 2006. — 410 с.

Десятов Андрей Дмитриевич — аспирант, Воронежский государственный университет, факультет компьютерных наук, кафедры информационных систем. E-mail: andrewda@mail.ru

Сирота Александр Анатольевич — д.т.н., проф., каф информационных систем, Воронежский государственный университет. Тел. (4732)208-724. E-mail: sir@cs.vsu.ru.

Desyatov Andrey Dmitrievich — Postgraduate student, Voronezh State University, Computer Science Faculty, Information Systems department. E-mail: andrewda@mail.ru

Sirota Aleksandr Anatolyevich — Doctor of Technic Sciences, Professor, the dept. of the Information Systems, Voronezh State University. Tel. (4732)208-909. E-mail: sir@cs.vsu.ru.