

## О ВЛИЯНИИ СТРУКТУРНОЙ ОРГАНИЗАЦИИ СЕТЕЙ ПОТОКОВ РАБОТ НА ДОСТИЖИМОСТЬ УЗЛОВ РЕАЛИЗАЦИОННЫХ ГРАФОВ

А. Н. Родионов – д-р техн. наук, вед. науч. сотрудник ВЦ ДВО РАН, e-mail: [ran@newmail.ru](mailto:ran@newmail.ru)

*Стандартная проверка на бездефектность сетей потоков работ предполагает преобразование исходной (первичной) сети в сеть Петри с последующим применением соответствующих методов, разработанных для этого класса сетей. В настоящей работе исследуется влияние структурной организации первичной сети на достижимость функциональных узлов. Полученные результаты могут быть положены в основу создания эффективных методов анализа сетей потоков работ на бездефектность, сводящихся к обычному алгоритму обхода графа.*

*To verify a workflow net on soundness needs to convert it into Petri net. The article examines an influence of network organization on reachability its action nodes. Findings may be accepted as a basis for development of new workflow validation method. Reachability issue result in a task of graph traversal in depth and calculation of vertexes statuses.*

**Ключевые слова:** сеть потоков работ, верификация, бизнес-процесс, прошивка графа.

Современный менеджмент активно внедряет и использует процессный подход к управлению организациями. Любой процесс образован совокупностью взаимосвязанных видов деятельности, направленных на достижение одного или нескольких результатов, в том числе и альтернативных по отношению друг к другу. Для ряда процессов может быть также и важен порядок, в котором эти результаты будут получены.

В качестве формальной модели процесса используется сеть потоков работ (WF). WF-сеть – это ациклический связный ориентированный граф  $WF = (V, E)$ , где  $V$  – множество вершин (узлов), а  $E$  – множество ребёр (дуг). В WF-графе различают вершины трёх типов: действий, образующих множество  $A = \{a_k\}_1^a$ , разворачивающих узлов, составляющие множество  $\bar{C} = \{\bar{c}_i\}_1^{\bar{c}}$ , и сворачивающих узлов, входящих во множество  $\underline{C} = \{\underline{c}_j\}_1^{\underline{c}}$ . По определению,  $V = A \cup \bar{C} \cup \underline{C}$ . Каждому сворачивающему и разворачивающему узлу ставится в соответствие определённая логическая операция (класс соединения): AND ( $\wedge$ ) – логическое И, OR ( $\vee$ ) – (исключающее ИЛИ), XOR ( $\Psi$ ) – (включающее ИЛИ). Формально это означает, что имеют место функциональные зависимости:  $f_{\underline{C}L}: \underline{C} \rightarrow L$  и  $f_{\bar{C}L}: \bar{C} \rightarrow L$ , где  $L = \{\wedge, \vee, \Psi\}$ .

Обозначим через  $\cdot v$  – множество дуг, входящих в вершину  $v$ . Соответствен-

но,  $v \cdot$  – множество дуг, исходящих из вершины  $v$ . Среди множества вершин выделим две вершины: начальную –  $a_s$ , для которой  $a_s \cdot = \emptyset$  и  $a_s \cdot \neq \emptyset$ , и терминальную –  $a_f$ , для которой  $a_f \cdot \neq \emptyset$  и  $a_f \cdot = \emptyset$ .

Разворачивающие и сворачивающие узлы моделируют альтернативные реализации действий. Из множества отношений, которые гипотетически могут устанавливаться как между элементами множеств  $A$ ,  $\bar{C}$  и  $\underline{C}$ , так и между элементами, входящими в состав самих множеств, в моделируемой реальности может присутствовать только часть из них. Наглядное представление о таких отношениях дают схемы, показанные на рис. 1.

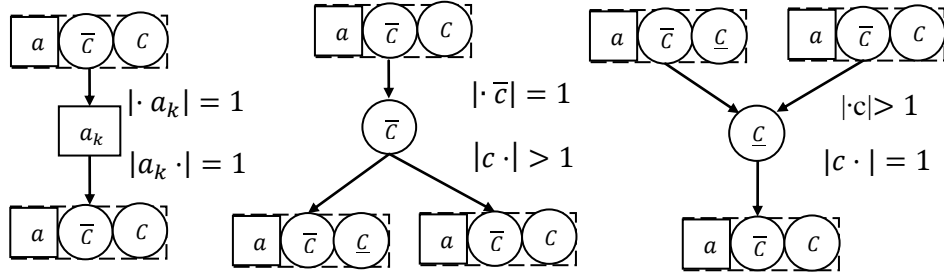


Рис. 1. Отношения между узлами сети потоков работ

Сеть считается бездефектной, если выполняется ряд условий: её завершение гарантировано, в ней отсутствуют “висячие” узлы, а также исключены тупики и активные блокировки. Для проверки сети на бездефектность можно воспользоваться как методами, разработанными для сетей Петри [1, 2, 3, 4, 5, 6], так и методами, использующими логику высказываний [7, 8]. В первом случае исходная WF-сеть должна быть предварительно преобразована в сеть Петри, что может увеличить размерность модели от одного до нескольких порядков.

Заметим, что проверка сети на бездефектность не гарантирует достижимость или не достижимость узлов сети, не являющихся терминальными. Настоящее исследование направлено на устранение указанного пробела.

Для узлов и связей сети введём характеристику (статус -  $S$ ), которая будет принимать одно из трёх значений: ‘+’, что означает абсолютную достижимость (узел или связь присутствуют во всех реализациях сети), ‘-’ – относительная достижимость (когда только часть реализаций будет включать узел или связь) и ‘X’ – недостижимость (ни в одной из реализаций сети узел или связь никогда не появятся). Найти статусы узлов и связей для сетей, не содержащих сворачивающих узлов, – это тривиальная задача. Покажем, каким образом, используя логику высказываний, можно найти статус сворачиваемого соединения (рис. 2).

Для нахождения статусов узлов и действий воспользуемся логикой высказываний. Логические операции  $\wedge$ ,  $\vee$  и  $\Psi$ , как нетрудно заметить, в точности соответствуют булевым функциям конъюнкции, дизъюнкции и сложения по модулю два. Количество переменных таких функций равно числу сворачиваемых узлов, а область определения  $Dom F_{\underline{C}} = A_1 \times A_2 \times \dots \times A_m$ , где  $F_{\underline{C}}$  – вид булевой функции сворачиваемого узла,  $m$  – количество сворачиваемых узлов. Переменная принимает значение 1, если узел появляется в конкретной реализации сети, и 0 – в противном случае. В WF-сетях  $A_m = \{1,0\}$  или  $A_m = \{1\}$ .

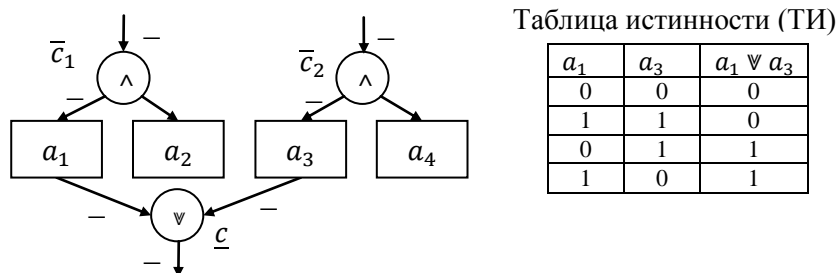


Рис. 2. Анализ на достижимость сворачивающего соединения

В представленном примере область определения функции сворачиваемого узла  $\underline{c}$  зависит от двух факторов: класса соединения, которым развернуты действия (в представленном варианте сети и  $a_1$ , и  $a_3$  предшествует логическое  $\wedge$ ), а также статуса связей, входящих в разворачивающие соединения  $\bar{c}_1$  и  $\bar{c}_2$ . Если статус связи принимает значение '+', то это означает, что на всех путях, ведущих к разворачивающему узлу, могут присутствовать только разворачивающие узлы со значением  $\wedge$ , либо вообще отсутствовать какие-либо разворачивающие соединения. Статус, равный '-', свидетельствует об обратном. (На одном или нескольких путях, ведущих к разворачивающему узлу, должен присутствовать как минимум один разворачивающий узел с логическими значениями  $\forall$  или  $\vee$ .) Для сворачиваемого узла на рис. 2 значения статусов "входящих" связей, предопределили присутствие в ТИ строк со значениями  $a_1$  и  $a_3$ , которые равны (0,0), (0,1) и (1,0) соответственно.

Покажем, каким образом изменится область определения, если в свёртке будут принимать участие, например, только часть узлов, развёрнутых одним и тем же соединением (рис. 3). Область определения для этого конкретного случая, как нетрудно заметить, сократилась на один элемент.

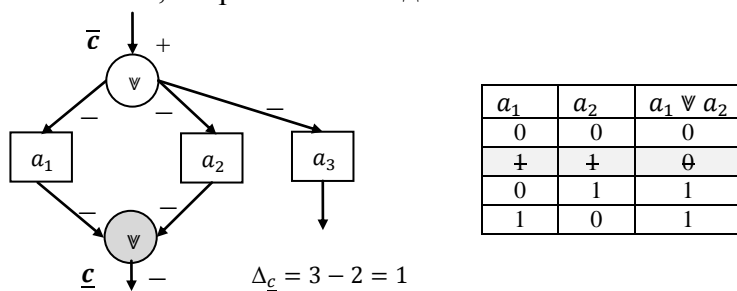


Рис. 3. Свёртка узлов, развёрнутых единственным соединением

Имеет смысл ввести параметр, который бы отражал данную ситуацию. Эту роль может выполнять параметр  $\Delta_c$ , значение которого определяется как разница между количеством узлов, развёрнутых одним соединением и свёрнутых другим.

Таким образом,  $DomF_{\underline{c}}$  может быть найдена исходя из: 1) количества и статусов узлов, участвующих в соединении, 2) значения статуса и вида логической операции узла  $\bar{c}$ , развернувшего сворачиваемые узлы, 3) значения, принимаемого параметром  $\Delta_c$ .

Представленные фрагменты WF-сети показывают, что на область определения функции сворачивающего соединения оказывает влияние не только статусы

сворачиваемых узлов, но и элементы структуры, связанные с этими узлами. Далее, исследуем влияния ещё одного элемента – родительского узла на содержание ТИ сворачивающего соединения.

Для любого узла сети (рис. 4) можно указать развернувший его узел (родительский узел – РУ). Если добавить фиктивный разворачивающий узел  $\bar{c}_d$ , предшествующий  $a_s$ , и поменять направления всех дуг в графе на противоположное, то каждому узлу сети, кроме  $\bar{c}_d$ , может быть поставлен в соответствие такой узел. Для части узлов-действий и разворачивающих узлов таким узлом окажется первый разворачивающий узел, лежащий на пути, который ведёт от этих узлов к  $\bar{c}_d$ .

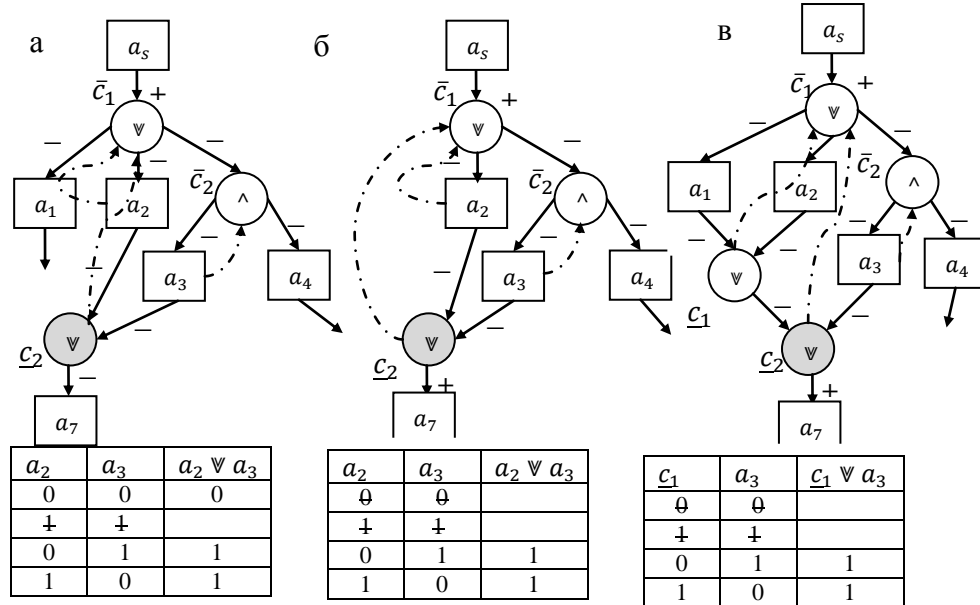


Рис. 4. Влияние статуса входящей дуги РУ на содержание ТИ

Из таблиц истинности, показанных на рис. 4, оказались вычеркнутыми некоторые “нулевые” и “единичные” строки (строки, в которых все переменные принимают или нулевое, или единичное значение). Это следствие влияния статуса родительского для  $c_2$  узла, каковым является узел  $\bar{c}_1$ . Сформулируем правила (алгоритмы) исключения нулевых и единичных строк в ТИ.

**Правило 1.** Если для некоторого узла  $c_j$  имеет место  $S_{\langle \dots, \bar{c}_i \rangle} = \text{“} \text{”}$ , где  $\bar{c}_i$  – родительский узел для  $c_j$ , то таблица истинности узла  $c_j$  будет всегда включать “нулевую” строку.

**Правило 2.** Для того, чтобы в таблице истинности появилась “нулевая” строка, необходимо, чтобы у каждого сворачиваемого узла имелся альтернативный узел, который сворачивается другим соединением. Альтернативными могут быть только узлы, разворачиваемые либо  $\Psi$ , либо  $\vee$ -соединениями. При этом в роли разворачивающего соединения могут выступать только РУ сворачиваемого узла.

**Правило 3.** Если в свёртке участвуют узлы, каждый из которых развернут собственным разворачивающим узлом, то для появления в ТИ “единичной” строки необходимо и достаточно, чтобы или  $f_{\bar{c}_L}(\bar{c}) = \wedge$ , или  $f_{\bar{c}_L}(\bar{c}) = \vee$ , где  $\bar{c}$  – РУ сворачиваемого узла.

**Правило 4.** Если в комбинированной свёртке принимают участие большего

одного узла, развёрнутого одним из соединений, и  $f_{\bar{c}_L}(\bar{c}) = \Psi$ , то “единичная” строка в ТИ появиться не может.

Таким образом, основное назначение РУ – установление факта наличия или отсутствия подграфов (альтернатив), “свёртка” которых будет производиться другими сворачивающими узлами. Данное обстоятельство приобретает решающее значение для нахождения  $DomF_{\bar{c}}$ . Алгоритм нахождения РУ для узлов, которые присутствовали в проанализированных фрагментах сети, очевиден и несложен. За рамками анализа остались сетевые конфигурации, в которых за сворачиваемым узлом следует либо  $a$ , либо  $\bar{c}$ . Устраним этот пробел, решив следующую задачу. Требуется установить, какие узлы для узлов категорий  $a$  и  $\bar{c}$ , если им непосредственно предшествует  $\bar{c}$ , являются родительскими. Очевидно, что это будут те же самые узлы, что и для  $\bar{c}$ , поскольку, в виду того что  $|\bar{c} \cdot| = 1$ , факт наличия или отсутствия “альтернатив” у  $\bar{c}$  автоматически будет распространяться и на эти узлы. На рис. 5 приводится фрагмент произвольной WF-сети, отражающий все потенциально возможные сочетания узлов.

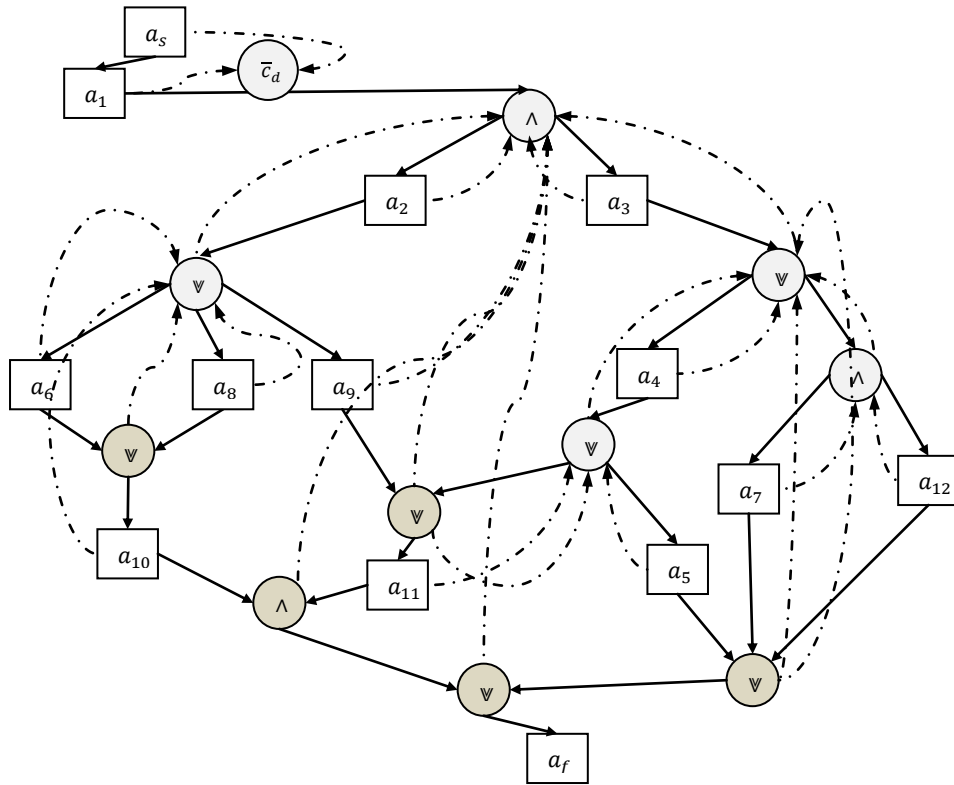


Рис. 5. Прошивка WF-сети

Пунктирными линиями показаны связи (прошивки), указывающие на родительские узлы. Сеть включает необязательные фиктивный родительский  $\bar{c}_d$  и стартовый  $a_s$  узлы.

Полученные результаты могут быть положены в основу разработки метода определения достижимости узлов WF-сети без её предварительной трансформации в сеть Петри.

## Библиографические ссылки

1. Вил ван дер Аалст, Кейс ванн Хей. Управление потоками работ: модели, методы и системы. М.: ФИЗМАТЛИТ, 2007. 316 с.
2. W.M.P. van der Aalst. Formalization and verification of event-driven process chains // *Information and software technology*. 1999. vol. 41(10). P. 639-650.
3. W.M.P. van der Aalst, K.M. van Hee, A.H.M. ter Hofstede, N. Sidorova, H.M.W. Verbeek, M. Voorhoeve, and M.T. Wynn. Soundness of workflow nets: classification, decidability, and analysis // *Formal aspects of computing*. 2011. vol.23(3). P. 333-363.
4. Verbeek, H.M.W., van der Aalst, Wil M., & ter Hofstede, Arthur H.M. Verifying workflows with cancellation regions and OR-joins: An approach based on relaxed soundness and invariants // *The computer journal*. 2007. vol. 50(3). P. 294-314.
5. Kindler E. On the semantics of EPCs: A framework for resolving the vicious circle // *Data and knowledge engineering*. 2006. vol.56(1). P.23-40.
6. M.T. Wynn, W.M.P. van der Aalst, A.H.M. ter Hofstede, and D. Edmond. Verifying workflows with cancellation regions and OR-joins: An approach based on reset nets and reachability analysis. *International Conference on Business Process Management (BPM 2006)*, volume 4102 of *Lecture Notes in Computer Science*, P 389-394. Springer-Verlag, Berlin, 2006.
7. Cravo G. Applications of propositional logic to workflow analysis // *Applied mathematics letters*. 2010. vol.23. P.272-276.
8. Родионов А. Н. Некоторые синтаксические и семантические ограничения сценарных моделей бизнес-процессов // *Информационные технологии*. 2017. т.23(4). С.273-281.

УДК 528.94:551.21

## ИНФРАСТРУКТУРА ПРОСТРАНСТВЕННЫХ ДАННЫХ ДЛЯ ИНФОРМАЦИОННОГО ОБЕСПЕЧЕНИЯ ВУЛКАНОЛОГИЧЕСКИХ ИССЛЕДОВАНИЙ

*И. М. Романова* – вед. программист ИВиС ДВО РАН, e-mail: [roman@kscnet.ru](mailto:roman@kscnet.ru);

*О. А. Гирина* – канд. геолог.-минер. наук, вед. науч. сотрудник ИВиС ДВО РАН, e-mail: [girina@kscnet.ru](mailto:girina@kscnet.ru)

*В Институте вулканологии и сейсмологии ДВО РАН с 2010 г. формируется инфраструктура пространственных данных (ИПД), цель которой – обеспечить свободный доступ к распределенным пространственным данным института и способствовать их комплексному использованию в научных исследованиях. ИПД создается с применением современных информационных технологий и методов на основе единых международных стандартов, обеспечивающих требование интероперабельности данных и сервисов в сетевой среде.*

*Spatial Data Infrastructure (SDI) of the Institute of Volcanology and Seismology FEB RAS was created in 2010 and has been developing since that time. The SDI is aimed at*