

**РАЗРАБОТКА И ИССЛЕДОВАНИЕ ВРЕМЕННОЙ RV-
ГРАММАТИКИ ДЛЯ АНАЛИЗА И КОНТРОЛЯ
СТРУКТУРНЫХ ОСОБЕННОСТЕЙ
ДИАГРАММАТИЧЕСКИХ МОДЕЛЕЙ
ДИНАМИЧЕСКИХ РАСПРЕДЕЛЕННЫХ ПОТОКОВ
РАБОТ⁴⁴**

С.Ю.Кириллов⁴⁵, Н.Н.Войт⁴⁶, В.А.Гордеев⁴⁷

Предложено определение временной RV-грамматики и её возможная реализация с примером.

Введение

Применение временного автомата в проектировании, спецификации, контроле и анализе систем реального времени является известной практикой [1]. Временные и гибридные автоматы используются для анализа и управления в киберфизических системах (КФС) [2]. Время является неотъемлемой характеристикой большинства процессов. Очень важно при описании потоков работ учитывать временной фактор. Это может быть заранее определенное значение выполнения операции или же таймаут, после которого ход потока работ продолжался бы принудительно. Также бывают ситуации, когда необходимо уложиться с выполнением всех работ в определенный срок, либо распределить по времени определенный общий ресурс. Невыполнение может привести к срыву сроков или простоя, что критически скажется на ожидаемом результате. За основу будем использовать RV-грамматику [3].

⁴⁴ Исследование выполнено при финансовой поддержке РФФИ в рамках научного проекта № 17-07-01417 а

⁴⁵ 432027, Ульяновск, ул. Северный Венец, 32, УлГТУ, e-mail: хаус73@gmail.com

⁴⁶ 432027, Ульяновск, ул. Северный Венец, 32, УлГТУ, e-mail: n.voit@ulstu.ru

⁴⁷ 432027, Ульяновск, ул. Северный Венец, 32, УлГТУ, e-mail: gordevlad@yandex.ru

Определение временной RV-грамматики

Автоматная временная RV-грамматика является расширением RV-грамматики [4] и представлена шестеркой следующих компонентов:

$$G = (V, \Sigma, C, E, R, r_0), \quad (1)$$

где $V = \{v_e, e = \overline{1, H}\}$ – вспомогательный алфавит (алфавит операций над внутренней памятью); $\Sigma = \{a_l, l = \overline{1, L}\}$ – терминальный алфавит языка; C – конечное множество идентификаторов часов; E – множество временных выражений, определенных на C (ограничение часов и сброс часов), ограничено следующими выражениями: с начала $\{c := 0\}$ и далее $\{c \sim x\}$, причем c является переменной, а x является константой, $\sim \in \{=, <, \leq, >, \geq\}$; $R = \{r_i, i = \overline{0, I}\}$ – схема грамматики G (множество имен комплексов продукций, причем каждый комплекс r_i состоит из подмножества P_{ij} продукций $r_i = \{P_{ij}, j = \overline{1, J}\}$); $r_0 \in R$ – аксиома RT-грамматики (имя начального комплекса продукций), $r_k \in R$ – заключительный комплекс продукций. Продукция $P_{ij} \in r_i$ имеет вид $P_{ij}: a_l \frac{W_v(\gamma_1, \dots, \gamma_n)}{E} r_m$, где $W_v(\gamma_1, \dots, \gamma_n)$ – n -арное отношение, определяющее вид операции над внутренней памятью в зависимости от $v \in \{0, 1, 2\}$ (соответственно 0 – операции не производится, 1 – запись, 2 – чтение); $\gamma_1, \dots, \gamma_n \in V$; $r_i \in R$ – имя комплекса продукции-источника; $r_m \in R$ – имя комплекса продукции-преемника.

Пример

Пример диаграммы, использующей временную характеристику, изображен на рис. 1.

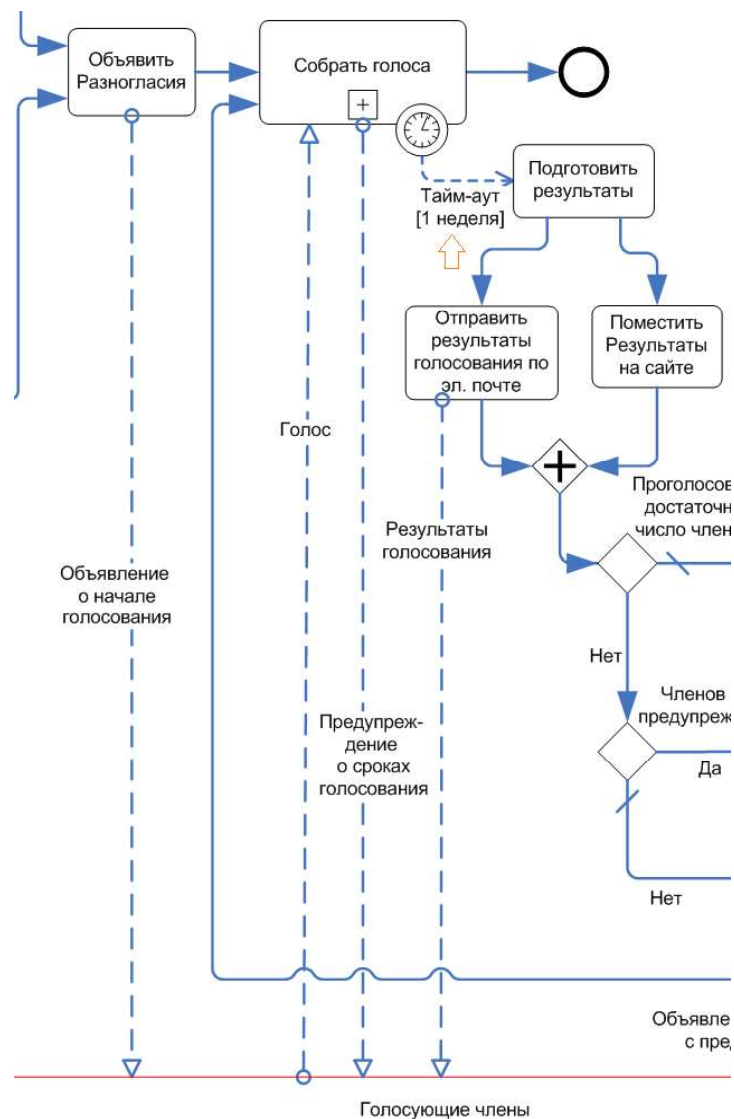


Рис. 1. Пример использования таймаута в нотации BPMN

Здесь описан процесс проведения выборов в совет директоров. Для них определена дата проведения, или же конечная временная точка, когда выбранный человек должен приступить к выполнению обязанностей. Предположим, что начальная дата тоже определена и находится в диапазоне текущего времени и даты завершения. Поскольку факторов, влияющих на время прохождения процесса много, а в данном примере присутствует и самый значимый - человеческий фактор, то необходимо определить таймауты, в результате которых будет изменяться поведение потока. Самым плохим исходом событий, при котором можно не уложиться в срок, является ситуация срабатывания всех возможных таймаутов. Она и будет рассмотрена. Для операций, у которых не указано временное значение или таймаут, будет присвоено значение по умолчанию t_d .

RV-грамматика представляет собой автомат с внутренней памятью, при этом анализ диаграммы выполняется за линейное время в зависимости от длины графической цепочки. При наличии условий или параллелизма возникают сложности с подсчетом временных промежутков. Для решения этой задачи вводится дополнительная лента, которая будет содержать информацию о суммарном времени для текущего элемента. При возврате по связью-метке label кроме операции чтения из магазина элемента необходимо будет также получать значение из ленты, относящейся к нему. Предположим, что затраты времени происходят только при выполнении операции. Добавим операцию $W_1(t_s^{t(5)})$, в которой t_s - предварительно высчитанная сумма двух чисел: текущей суммы времени для элемента и его временной характеристики. При возврате анализа также выполняется операция $W_2(b^{1m}, b^{t(6)})$, то есть кроме чтения из магазина самого элемента, происходит чтение информации из соответствующей ленты его временной суммы, которая определяет t_s .

Таблица 1. Пример временной RV-грамматики

№ п/п	Комплекс	Квазитерм	Приемник	Операция с памятью
1	r0	A0	r1	o
2	r1	rel	r3	o
3	r2	labelEG	r3	$W_2(b^{1m}, b^{t(6)})$
4		labelPG	r3	$W_2(b^{2m}, b^{t(6)})$
5	r3	Ai	r1	o
6		Aim	r1	o
7		Ait	r1	$W_1(t_s^{t(6)})$
8		Akl	r2	$W_3(e^{1m}, e^{2m})$
9		Ak	r4	o
10		A	r1	$W_1(t_s^{t(6)})$
11		EGc	r1	$W_1(t^{1m^{(n-1)}})/W_3(k = 1)$
12		EG	r2	$W_1(1^{t(1)}, k^{t(2)})/W_3(e^{t(2)}, k \neq 1)$
13		_EG	r2	$W_1(\text{inc}(m^{t(1)}))/W_3(m^{t(1)} < k^{t(2)})$
14		_EGe	r1	$W_1(t^{1m^{(n-1)}})/W_3(m^{t(1)} = k^{t(2)}, p \neq 1)$
15		_EGme	r1	$o/W_3(m^{t(1)} = k^{t(2)}, p = 1)$
16		PGf	r1	$W_1(t^{2m^{(n-1)}})/W_3(k = 1)$
17		PG	r2	$W_1(1^{t(3)}, k^{t(4)})/W_3(e^{t(3)}, k \neq 1)$
18		_PG	r2	$W_1(\text{inc}(m^{t(3)}))/W_3(m^{t(3)} < k^{t(4)})$

19		_PGe	r1	$W_1(t^{2m^{(n-1)}})/W_3(m^{t(3)=k^{t(4)}, p=1})$
20		_PGje	r1	$W_1(t^{2m^{(n-1)}})/W_3(m^{t(3)=k^{t(4)}, p=1})$
21	r4	no_label	r5	*
22	r5			

Символ "*" обозначает операции вида:

$$* = W_2(e^{1m}) \&\& W_2(e^{2m}) \&\& W_3(m^{ai(1)} == k^{ai(2)}) \&\& W_3(m^{ai(3)} == k^{ai(4)}) \&\& W_3(m^{ai(6)} < t_{max})$$

То есть проверяем магазины на пустоту, сравниваем количество проанализированных ветвей с их общим количеством и временную сумму на каждом элементе с её максимальным заданным значением.

Заключение

Разработан метод анализа диаграммы на основе RV-грамматики, который позволяет учитывать временные ограничения. Это может предотвращать логические ошибки планирования при разработке и проектировании автоматизированных систем. В дальнейшем возможна доработка метода на проверку временных пересечений для различных ресурсов и исполнителей.

Список литературы

1. Карпов Ю. Г. MODEL CHECKING. Verifikaciya parallel'nyh i raspredeennyh programmnyh system. - SPb.: BHV-Peterburg, 560 s, 2010 (in Russian).
2. Edward A. Lee. Cyber-physical systems: Design challenges // ISORC, 2008.
3. Шаров О.Г., Афанасьев А.Н. Автоматная графическая грамматика // Вестник Ульяновского государственного технического университета. 2005. № 1 (29). С. 54-56.
4. Афанасьев А.Н. Методология графо-аналитического подхода к анализу и контролю потоков работ в автоматизированном проектировании сложных компьютерных систем // Вестник Ульяновского государственного технического университета. 2011. № 3 (55). С. 48-52