К АНАЛИЗУ ПАРАЛЛЕЛЬНОГО АЛГОРИТМА УПРАВЛЕНИЯ НА ОСНОВЕ РАСШИРЕННОГО ГРАФА ДОСТИЖИМОСТИ

Черемисинова Л. Д.
Объединённый институт проблем информатики Национальной академии наук Беларуси
Минск, Республика Беларусь
E-mail: cld@newman.bas-net.by

Для анализа реальных систем логического управления ведено понятие расширенного графа достижимости параллельного алгоритма и приведен метод его построения.

Введение

Для правильности функционирования системы логического управления необходимо обеспечить предсказуемое время отклика на внешние стимулы. Анализ описания функционирования системы связан с установлением факта наличия у нее некоторого набора желательных свойств [1] и требует исследования логико-временных характеристик его выполнения. Основным инструментом, лежащим в основе методов анализа поведенческих свойств алгоритма управления, является его граф достижимости, анализируя который, можно проверить корректность параллельного алгоритма управления. Однако для полноты анализа необходимо учесть также логические характеристики алгоритма: достижимые состояния на множестве его переменных, которые существенно влияют на порядок выполнения переходов и их срабатывание. В работе вводится понятие расширенного графа достижимости параллельного алгоритма, который содержит достижимые полные состояния не только на множестве его меток, но и на множестве его логических переменных.

I. Учет логико-временных характеристик

Для задания поведения систем управления далее используется модель параллельного автомата на языке ПРАЛУ [1], которая представляет подкласс раскрашенных сетей Петри – расширенные сети свободного выбора. Алгоритм представляет собой совокупность цепочек вида: $\tau_i = (\mu_i \to \nu_i)/(k_i^1 \to k_i^2)$, где метки μ_i и ν_i трактуются как подмножества частичных состояний, а элементарные конъюнкции k_i^1 и k_i^2 – как условие перехода и выходные сигналы, сопровождающие переход. Срабатывание переходов зависит не только от достигнутого состояния на множестве меток переходов, но и от условий, определенных на множестве переменных (аналогично раскрашенным сетям Петри). Наличие условий обеспечивает возбуждение только тех переходов τ_i, возможных для достигнутой маркировки N_t, для которых выполняется не только условие $\mu_i \subseteq N_t$, но и $k_i^1 \wedge W_t \neq 0$, где W_t – состояние на множестве логических сигналов системы управления, достигнутое к этому к моменту t. В случае корректного алгоритма для любой пары переходов τ_i и τ_j выполняется условие $(i \neq j) \wedge (\mu_i \cap \mu_j \neq \oslash) \to \mu_i = \mu_j$ и, если τ_i и τ_j параллельны, то $\nu_i \wedge \nu_j = \oslash$). После срабатывания перехода переменным из k_i^2 присваиваются значения, обращающие k_i^2 в 1, а $N_{t+1} = (N_t \backslash \mu_i) \cup \nu_i$.

Динамика сети описывается в пространстве достигаемых состояний переходов и состояний на множестве логических сигналов. Для вычисления следующего состояния необходимо определить множество T переходов $\tau_i = (\mu_i \to \nu_i)/(k_i^1 \to k_i^2)$, которые срабатывают при полученной маркировке N_t, и изменение состояния W_t на множестве переменных системы управления. Следующие состояния определяются как:

1) $N_{t+1} = (N_t \backslash \mu) \cup \nu$, где $\mu = \cup_i \mu_i$, $\nu = \cup_i \nu_i$ – объединения множеств частичных состояний всех переходов $\tau_i \in T$, сработавших параллельно;

2)значения переменных, упомянутых в конъюнкциях k_i^2 переходов $\tau_i \in T$, изменяются на значения, обращающие каждую из k_i^2 в 1.

Вершинам графа достижимости соответствуют все возможные разметки N_t, а дуга, помеченная символами одного или нескольких переходов, соединяет разметки, такие, что сеть переходит от первой разметки ко второй при срабатывании этих переходов. Для учета логических характеристик дуги графа достижимости необходимо помечать не только переходами, но и парой: входное условие срабатывания перехода и значения изменяемых переменных, а также значения состояний логических переменных алгоритма в вершинах графа достижимости.

II. Построение структурных состояний переходов

Метод построения расширенного графа достижимых частичных состояний и соответствующих достижимых состояний логических переменных основан на получении множества структурных состояний переходов параллельного алгоритма – состояний его логических переменных на момент переходов.

Под структурным состоянием параллельного автомата понимается набор значений всех его переменных в некоторый момент времени. Смена структурного состояния при переходе $\tau_i =$

$(\mu_i{\to}\nu_i)/(k_i^1{\to}k_i^2)$ состоит в смене значений только тех переменных, которые входят в конъюнкцию k_i^2, ими являются выходные или внутренние переменные, составляющие множество W переменных, значения которых контролируются алгоритмом управления. Конъюнкция k_i^2 (определяемая множеством ν_i частичных состояний), задавая изменение значений только упомянутых в ней переменных, не является понимаемым в традиционном смысле структурным выходным состоянием автомата. Для его получения необходимо найти значения остальных переменных из W. При этом искомое выходное состояние перехода τ_i, если $|\nu_i| > 1$, делится на несколько неортогональных составляющих, каждая из них определяется конечными состояниями переходов в состояние $s_{ki} \in \nu_i$.

Перед построением структурных состояний переходов параллельного алгоритма: 1) для каждого s_i определяется множество P_i состояний, ему параллельных и определяется множество $W_i^* = W \setminus Z_i$ переменных, контролируемых состоянием s_i [2], где Z_i – множество переменных, изменяемых при переходах из состояний множества P_i (если алгоритм корректен, то $Z_i \cap W_i = \oslash$; 2) начальное состояние w_n^i каждого перехода $\tau_i = (\mu_i{\to}\nu_i)/(k_i^1{\to}k_i^2)$ определяется на множестве переменных из W, контролируемых состояниями из μ_i, при этом w_n^i состоит из $|\mu_i|$ неортогональных составляющих, каждая из которых определяется конечными состояниями переходов τ_j в частичное состояние $s_{ki} \in \mu_i$ и $s_{ki} \in \nu_j$; 3) конечное состояние w_k^i перехода τ_i отличается от w_n^i значениями только тех переменных, которые входят в k_i^2.

Вычисление начальных состояний переходов на множестве W осуществляется в процессе моделирования поведения алгоритма управления на множестве T его переходов. В качестве начального состояния первого перехода t_1 принимается структурное состояние автомата на множестве W перед началом его функционирования. На каждом шаге выбирается и исключается из T один корректируемый переход t_i, вычисляются его новые начальное w_n^i и конечное w_k^i состояния на множестве текущих конечных состояний его переходов-предшественников. Если w_k^i изменилось, то множество T пополняется всеми переходами-последователями t_i. Процесс вычисления начальных и конечных состояний продолжается до тех пор, пока множество T не опустеет.

III. Построение расширенного графа достижимости

Расширенный граф достижимости алгоритма строится с учетом состояний всех его переменных. Его вершинами являются подмножества $N_1, N_2, \ldots, N_t$ частичных состояний алгоритма управления и структурные состояния на множестве значений переменных алгоритма, представленные в виде конъюнкций $K_1, K_2, \ldots, K_t$. Из вершины N_g графа достижимости исходит дуга, заходящая в вершину N_h, если в исходном задании алгоритма имеется переход $\tau_i = (\mu_i{\to}\nu_i)/(k_i^1{\to}k_i^2)$, начальным и конечным структурными состояниями которого являются w_n^i и w_k^i, такой, что

1) $N_h = (N_g \backslash \mu_i) \cup \nu_i$;
2) $K_g \wedge w_n^i \neq 0$;
3) $(K_h \wedge w_k^i) \neq 0$.

Метод построения графа достижимости состоит в последовательном получении полных состояний N_t и соответствующих им структурных состояний на множестве значений переменных алгоритма, начиная от заданного начального полного состояния в виде множества N_1, которое является первым и единственным элементом искомого множества полных состояний. В качестве структурного состояния K_1 на множестве значений переменных принимаются значения переменных из W перед началом его функционирования алгоритма.

Далее производится просмотр всех переходов $\tau_i = (\mu_i{\to}\nu_i)/(k_i^1{\to}k_i^2)$ параллельного автомата, и, если $\mu_i \subseteq N_1$ и $K_1 \wedge w_n^i \neq 0$, то формируются новые множества N_j и K_j. $N_j = (N_1 \backslash \mu_i) \cup \nu_i)$ объявляется очередным достижимым полным состоянием, а в качестве K_j принимается структурное состояние K_1, в котором значения всех переменных, упомянутых в k_i^2 изменяются. Полученной паре K_1, K_j достижимых состояний соответствует дуга искомого графа, направленная из K_1 в K_j. Дуга помечается номером перехода τ_i. Этот процесс повторяется для каждого из вновь внесенных в граф достижимости множеств N_j. Процесс заканчивается, когда не получается новых множеств такого вида, отличных от уже полученных.

IV. Заключение

Расширенный граф достижимости состояний на множестве меток и логических переменных алгоритма управления позволяет проанализировать последовательность изменения состояний системы управления в ответ на внешние воздействия и обеспечивает более точный логико-временной анализ реальных систем логического управления по сравнению с методами формального анализа описаний алгоритмов на языках, подобных сетям Петри.

V. Список литературы

1. Закревский, А. Д. Параллельные алгоритмы логического управления – Минск: Ин-т техн.кибернетики НАН Беларуси, 1999. – 202 с.
2. Черемисинова, Л. Д. Реализация параллельных алгоритмов логического управления – Минск: Ин-т техн.кибернетики НАН Беларуси, 2002. – 246 с..