нефтеперерабатывающей и нефтехимической промышленности / Материалы международной научно-технической конференции «Системы безопасности». № 30. – М.: Академия государственной противопожарной службы, 2021. – С. 389-392.

2. *Бровкин И.Е.* Об оценке эффективности решений задач управления пожарной безопасностью на примере анализа пожарных рисков / Охрана труда и техносферная безопасность на объектах промышленности, транспорта и социальных инфраструктур: сборник статей II Всероссийской научно-практической конференции. Пенза, 27-28 февраля 2023 года. – Пенза: Пензенский государственный аграрный университет, 2023. – С. 89-92.

3. *Мордвинова А.В., Гордиенко Д.М., Шебеко Ю.Н., Лагозин А.Ю., Некрасов В.П.* Методы управления пожарным риском морских стационарных нефтегазодобывающих платформ // Газовая промышленность. – 2014. – № S (712). – С. 30-34.

4. *Хабибулин Р.Ш.* Метод формирования программы мероприятий по управлению пожарными рисками на объектах нефтегазовой отрасли / Нефть и газ: технологии и инновации: Материалы Национальной научно-практической конференции. В 2-х томах. Тюмень, 18-19 ноября 2021 года. Т. 2. – Тюмень: Тюменский индустриальный университет, 2021. – С. 56-59.

DOI: 10.25728/iccss.2023.37.84.059

Фуругян М.Г.

Алгоритмы планирования работ в вычислительных системах реального времени в условиях неопределенности

Аннотация: В работе рассматриваются задачи составления допустимых расписаний в многопроцессорных вычислительных системах реального времени при наличии неопределенных факторов. Исследована задача с общим директивным сроком для всех работ для случая, когда в неопределенные моменты времени поступают запросы на выполнение дополнительных более приоритетных работ. Задача сведена к антагонистической игре. Исследована задача, в которой запросы на выполнение комплексов работ поступают в известные моменты времени, но состав каждого комплекса и характеристики заданий становятся известными в момент поступления запроса. Разработан полиномиальный алгоритм решения задачи, основанный на построении сетевой потоковой модели и поиске максимального потока.

Ключевые слова: многопроцессорная система реального времени, допустимое расписание, антагонистическая игра, потоковая сеть

В настоящее время вычислительные системы реального времени находят широкое применение в различных областях деятельности человека. Они используются при разработке, испытании и сопровождении сложных технических объектов (летательные аппараты, электростанции, конвейерные системы), при проведении строительных работ, при составлении расписаний движения поездов и самолетов, при обработке больших массивов информации технического, экономического и экологического характера, в других областях. Главная особенность систем реального времени заключается в том, что все вычисления должны быть проведены в строго определенных временных (директивных) интервалах. При обработке информации экономического и экологического характера такие интервалы могут составлять от нескольких минут до нескольких суток. В системах жесткого реального времени такие интервалы иногда составляют доли секунды. Так, например, при проведении летных испытаний информация с самолета поступает блоками с частотой в несколько десятков герц. При этом каждый блок информации должен быть обработан с помощью программных прикладных модулей до поступления следующего блока. Аналогичная ситуация имеет место при испытаниях и работе ядерных реакторов, при работе системы космической обороны.

Таким образом, при проектировании и сопровождении указанных выше систем необходимо спланировать все проводимые вычисления таким образом, чтобы они успевали выполняться в заданных для них директивных интервалах. От этого во многом зависит безопасность работы объекта. Для этого нужно иметь алгоритмы и программы, позволяющие строить оптимальные и допустимые расписания выполнения прикладных модулей. При этом могут быть использованы алгоритмы, приводимые в работах

[1-3]. В работе [4] рассмотрена методика составления допустимых расписаний в применении к многопроцессорным системам реального времени. Методика основана на использовании конечных автоматов с остановкой таймера и имитационном моделировании.

В ряде случаев построить допустимое расписание выполнения прикладных модулей удается сделать заранее, до проведения эксперимента. Однако, иногда состав прикладных модулей и их характеристики заранее не определены, а становятся известными только при поступлении запроса на их выполнение. Поэтому в этом случае строить допустимое расписание прикладных модулей приходится в ходе проведения эксперимента, т.е. в реальном масштабе времени. Например, при проведении летных испытаний результаты обработки очередного блока информации определяют прикладные модули и длительности их выполнения для следующего блока информации. Настоящая работа посвящена рассмотрению подобного рода задач, т.е. задач составления расписаний для систем реального времени в условиях неопределенности.

Неопределенные моменты поступления запросов на выполнение работ. Имеется комплекс работ (заданий) W, который должен быть выполнен с использованием m идентичных процессоров. Комплекс работ W состоит из двух множеств заданий: $W=W_1 \cup W_2$; W_1 – это основные работы, W_2 – дополнительные (или срочные). Множество W_1 представляется в виде $W_1 = \bigcup_{j=1}^{m} W_{1j}$, где работы из $W_{1j} = \{i_{j1}, i_{j2}, \dots, i_{p_j}\}$ должны выполняться процессором j в определенном порядке: сначала i_{j1}, затем i_{j2} и т.д. Работы W_{1j} не допускают прерываний и переключений. Будем предполагать, что все работы W_1 занумерованы от 1 до n_1. Множество дополнительных (срочных) работ W_2 представляется в виде $W_2 = \{i_j^2 : j = \overline{n_1 + 1, n_2}\}$, где работа i_j^2 должна выполняться процессором j без прерываний и переключений. Не допускается одновременное выполнение нескольких работ из W одним процессором и параллельное выполнение одной работы несколькими процессорами. Длительность выполнения работы $i \in W_1$ составляет t_i. Задан общий директивный интервал $[0; T]$ для всех работ W.

Длительность работы $i_j^2 \in W_2$ составляет $t_{i_j^2}$. Запрос на выполнение каждой работы i_j^2 может поступить в любой момент времени $t \in [0;\, T]$. Процессор j к которому приписана работа i_j^2, сразу же передается ей до ее завершения. Если при этом процессор j занят некоторой работой $i \in W_1$, то выполнение последней прекращается и будет заново начато после завершения работы i_j^2. Такую ситуацию будем называть коллизией. При возникновении коллизии следует произвести корректировку построенного ранее расписания выполнения работ W_{1j}.

Задача заключается в построении расписания работ W_1, при котором:

– все работы $i \in W_1$ выполняются в директивном интервале $[0;\, T]$; такое расписание будем называть допустимым;

– вероятность возникновения коллизии минимальна.

Для решения этой задачи используется теория антагонистических игр.

Будем строить допустимое расписание отдельно для каждого множества $W_{1j} = \{i_{j1}, i_{j2}, \ldots, i_{p_j}\}$, $j = \overline{1, m}$. Пусть $x_1,\ x_2, \ldots, x_{p_j}$ – искомые моменты начала выполнения процессором j работ i_{j1}, $i_{j2}, \ldots, i_{p_j}$ соответственно. Определим множество $X = \{x = (x_1,$ $x_2, \ldots, x_{p_j})\colon 0 \le x_1;\ x_k + t_k \le x_{k+1}, k = 1, p_j - 1, x_{p_j} + t_{p_j} \le T\}$.

Пусть, далее, y – это момент поступления запроса на выполнение срочной работы $i_j^2 \in W_2$. Задача заключается в выборе такого $x \in X$, при котором вероятность возникновения коллизии минимальна. Определим на множествах чистых стратегий X и Y= [0;T] антагонистическую игру с платежной функцией $K(x,\ y)$ следующим образом: $K(x, y) = 0$, если $(y, y +\ t_{i_j^2}) \cap [x_k, x_k + t_k] \neq \emptyset$ при некотором $k, 1 \le k \le\ p_j\ - 1;$ и $K(x, y) = 1$ в противном случае.

Из определения функции $K(x,\ y)$ следует, что если $K(x, y) = 1$, то коллизии не возникает, а при $K(x, y) = 0$ возникает коллизия. Пусть $\alpha^*(x)$ – это оптимальная смешанная стратегия первого игрока в антагонистической игре с платежной функцией $K(x, y)$. Тогда моменты начала выполнения работ W_2, т.е. вектор $x \in X$, следует выбирать согласно распределению $\alpha^*(x)$, что обеспечит максимальную вероятность не возникновения коллизии между работами W_{1j} и i_j^2, т.е. минимальную вероятность ее возникновения.

Таким образом, задача свелась к нахождению оптимальной смешанной стратегии первого игрока в антагонистической игр. Для этого может быть использован метод дискретной аппроксимации решения антагонистических игр с полунепрерывной платежной функцией, изложенный в [5].

Планирование в реальном масштабе времени. В моменты времени τ_k поступают запросы на выполнение K комплексов работ (заданий):$W_k = \{w_k^1, w_k^2, \dots, w_k^{r_k}\}$, $k = \overline{1, K}$, $\tau_1 < \tau_2 < \dots < \tau_K$. Для этого в каждом интервале $[\tau_k, \tau_{k+1}]$ имеется m_k процессоров (τ_{K+1} – момент времени, после которого эти процессоры использоваться не могут). Все процессоры идентичные. Каждое задание w_k^i имеет следующие характеристики: t_k^i – его длительность, $[b_k^i, c_k^i]$ – директивный интервал (работа w_k^i может исполняться только в этом интервале), $b_k^i \geq \tau_k$, $t_k^i \leq c_k^i - b_k^i$,$i = \overline{1, r_k}$. При выполнении заданий допускаются их прерывания и переключения с одного процессора на другой, которые по предположению не требуют временных затрат. Кроме того, не допускается параллельное исполнение одного задания несколькими процессорами и одновременное выполнение нескольких работ одним процессором. Состав комплекса заданий W_k и их характеристики становятся известными только в момент τ_k. Поэтому планировать выполнение работ W_k возможно только после поступления соответствующего запроса, который поступает в момент τ_k, т.е. в режиме реального времени.

Разработан полиномиальный алгоритм решения задачи, основанный на построении сетевой потоковой модели и поиске максимального потока.

Неопределенные длительности работ. В ряде случаев длительности выполнения прикладных модулей становятся известны непосредственно перед их выполнением. В этих случаях составлять расписание выполнения прикладных модулей приходится в реальном масштабе времени. Одним из способов решения этой проблемы является предварительный расчет расписаний для всех возможных длительностей. Однако число таких комбинаций может быть слишком велико. В этом случае можно поступить следующим образом. Пусть требуется выполнить множество прикладных модулей $W = \{w_1, w_2, \ldots, w_n\}$, длительности которых могут принимать значения из интервалов $t_i \in T_i = [t_i^1;\ t_i^2]$. Множество $T_1 \times T_2 \times \ldots \times T_n$ разбивается на подмножества таким образом, что для каждого отдельно взятого подмножества структура расписания остается неизменной [6, 7]. Тогда расписание будем вычислять не для всех возможных длительностей прикладных модулей, а для одной точки из каждого подмножества.

Литература:

1. *Лазарев А.А.* Теория расписаний. Оценка абсолютной погрешности и схема приближенного решения задач теории расписаний. – М.: МФТИ, 2008. – 222 с.

2. *Танаев В.С., Гордон В.С., Шафранский Я.М.* Теория расписаний. Одностадийные системы. – М.: Наука, 1984. – 384 с.

3. *Brucker P.* Scheduling Algorithms. – Heidelberg, Springer, 2007. – 371 p.

4. *Глонина А. Б.* Инструментальная система проверки выполнения ограничений реального времени для конфигураций модульных вычислительных систем // Вестник МГУ. Сер. 15. Вычисл. математика и кибернетика. – 2020. – № 3. – С. 16-29.

5. *Фуругян М.Г.* Планирование вычислений в многопроцессорной системе с неопределенными моментами готовности работ // Известия РАН. Теория и системы управления. – 2020. – № 4. – С. 83-91.

6. *Горский М.А., Мищенко А.В., Нестерович Л.Г., Халиков М.А.* Некоторые модификации целочисленных оптимизационных задач с учетом неопределенности и риска // Известия РАН. Теория и системы управления. – 2022. – № 5. – С.106-117.

7. *Фуругян М.Г.* Планирование работ с неопределенными длительностями в системах реального времени // Труды НИИСИ РАН. Математическое и компьютерное моделирование сложных систем: теоретические и прикладные аспекты. – 2023. – Том 13. № 1-2. – С. 32-36.