УДК 656.072; 519,12.176

ПРИБЛИЖЕННЫЙ АЛГОРИТМ ПОСТРОЕНИЯ ГРАФИКА РАБОТЫ ПОГРУЗОЧНО-ТРАНСПОРТНЫХ СРЕДСТВ

Л.Н. Козачок, ассистент, ХНАДУ

Аннотация. *Проанализированы проблемы построения графиков движения транспортных средств для осуществления доставки, погрузки, разгрузки грузов. Предложен эффективный приближенный алгоритм построения расписания, минимизирующего время выполнения n работ системой из 1+m процессоров двух типов, n>m, и произведена оценка длины полученного расписания.*

Ключевые слова: *транспортные системы, теория расписаний, календарное планирование, оптимизация расходов.*

НАБЛИЖЕНИЙ АЛГОРИТМ ПОБУДОВИ ГРАФІКА РОБОТИ НАВАНТАЖУВАЛЬНО-ТРАНСПОРТНИХ ЗАСОБІВ

Л.М. Козачок, асистент, ХНАДУ

Анотація. *Проаналізовано проблеми побудови графіків руху транспортних засобів для здійснення доставки, навантаження, розвантаження вантажів. Запропоновано ефективний наближений алгоритм побудови розкладу, який мінімізує час виконання n робіт системою з 1+m процесорів двох типів, n> m, і зроблено оцінку довжини отриманого розкладу.*

Ключові слова: *транспортні системи, теорія розкладів, календарне планування, оптимізація витрат.*

APPROXIMATE ALGORITHM FOR DESIGNING OF CARGO VEHICLES WORK GRAPH

L. Kozachok, assistant, KhNAHU

Abstract. *The problems of charting the movement of vehicles for delivery, loading, unloading of cargo are analyzed. An efficient algorithm for designing an approximate schedule minimizing the runtime of works by the system from 1+m of two types processors, n> m, and the length of the obtained schedule is evaluated.*

Key words: *transportation systems, scheduling theory, scheduling, cost optimization.*

Введение

От устойчивого и эффективного функционирования транспорта зависит подъем, стабилизация и структурная перестройка экономики. Именно поэтому транспорт является важнейшим элементом производственной инфраструктуры государства.

Одной из важных проблем на автомобильном транспорте остается проблема повышения эффективности перевозок грузов и снижения их себестоимости. Возрастающие требования потребителей к необходимости доставки грузов в заданные сроки кардинально меняет подход к решению данной проблемы.

Автотранспортная система доставки грузов с позиций организации и управления грузовыми перевозками, каких бы она ни была размеров, представляет собой совокупность средств и путей сообщения, а также погрузочных и разгрузочных пунктов, подразделений анализа, планирования и управления транспортным процессом при доставке грузов.

Только на основе точного знания в теории функционирования автотранспортных систем возможна разработка ресурсосберегающих технологий перевозки грузов. Таким образом возникает необходимость решения вопросов совершенствования планирования и анализа работы транспортных средств на качественно новой научной основе.

Анализ публикаций

Важный класс задач управления транспортными системами можно описать в терминах сети, состоящей из точек (узлов), соединенных путями (дугами), по которым осуществляются различные виды перевозок (потоки). Задачи планирования транспортных перевозок восходят своими корнями к работам французского математика Гаспара Монжа [5].

Существенное продвижение в этом направлении было получено советским математиком и экономистом Леонидом Витальевичем Канторовичем [4], в результате чего непрерывная классическая постановка транспортной задачи получила название задачи Монжа–Канторовича.

В 1997 г. Феррейра и Мюррей [6] в целях максимизации чистых доходов субъектов деятельности железнодорожной отрасли исследовали нормы проектирования и возможности сегмента железной дороги справляться с растущими нагрузками и скоростями железнодорожных составов.

В 1970 г. Морлок и Петерсон [8] представили одну из первых моделей совместного поиска маршрутов и расписаний. Для удовлетворения плана доставки скоропортящихся продуктов минимизировались суммарные постоянные издержки содержания поездов, переменные издержки на транспортировку, обработку и хранение груза и альтернативные издержки использования железнодорожного оборудования.

В 1995 г. Хантли работал над задачей крупномасштабных перевозок зерна и глубоко изучил ее, что имеет большое значение для усовершенствования транспортных перевозок.

Задача заключается в минимизации нелинейной функции затрат на обслуживающий персонал, топливо, эксплуатацию вагонов и локомотивов при ограничениях, что все грузы должны быть отправлены и вместимость поезда не превышает допустимую.

Сейчас применением достижений теории расписаний к транспортным системам занимаются российские математики Лазарев А.А., Гафаров Е.Р., Зак Ю.А. [7].

Цель и постановка задачи

Рассматривается задача последовательно-параллельного упорядочения n двухэтапных работ, выполняемых системой из $1+m$ процессоров двух типов, $n>m$.

Каждая работа $g_j, j=\overline{1,n}$ состоит из двух этапов. Первый этап, длительностью γ_j, выполняется на одном процессоре первого типа, а второй – за время β_j может быть реализован на любом из m параллельно действующих идентичных процессоров второго типа. В любой момент времени каждый из $1+m$ процессоров занят выполнением не более одной работы. Невозможно прерывание работы $g_j=(\gamma_j,\beta_j),\gamma_j,\beta_j\in Z^+$ с момента начала первого этапа и до момента окончания второго. Две соседние работы, которые завершаются процессором второго типа, выполняются так, что второй этап предыдущей работы заканчивается не позднее начала первого этапа последующей. В момент времени 0 все работы готовы к прохождению на процессоре первого уровня.

Нужно построить расписание, которое минимизирует время функционирующей системы.

Эффективный алгоритм построения расписания погрузочно-транспортных средств

Предлагается эффективный приближенный алгоритм решения Ψ^0 поставленной задачи и приводится оценка сверху длины полученного расписания $T(\Psi^0)$. Любое допустимое решение задачи Ψ определяется разбиением n работ g_j на m подмножеств, которые не пересекаются с G_i; G_i – подмножество работ, выполняемых i-м процессором. В расписании Ψ все работы будут завершены в момент времени

$$t_i(\Psi) = \sum_{g_j \in G_i} \beta_j + \delta_i(\Psi), \qquad (1)$$

где $\delta_i(\Psi) = \sum_{g_j \in G_i} \gamma_j + \mu_i(\Psi)$ – время простоя процессора i в промежутке $(0, t_i(\Psi))$.

Длину расписания Ψ можно определить как

$$T(\Psi) = \max_{1 \le i \le m} t_i(\Psi). \qquad (2)$$

Определим, что длина оптимального расписания $T(\Psi)$ ограничена снизу величиной

$$T_{\min} = \max[\max_{1\le j\le n}(\gamma_j + \beta_j), \frac{1}{m}\sum_{j=1}^{n}(\gamma_j + \beta_j) + \\ + \frac{m-1}{2}\gamma_{\min}, \ \sum_{j=1}^{n}\gamma_j + \beta_{\min}]. \qquad (3)$$

Эффективный алгоритм построения расписания Ψ^0 начинает работу с процедуры упорядочения n работ g_j по невозрастанию значений β_j, после которой выполняются следующие шаги:

1. Установить j=1,S=0, $t_i = 0, i = \overline{1,m}$.

Найти такой индекс k, для которого $t_k = \min(t_i / 1 \le i \le m)$, и определить j-ю работу на i-й процессор. В случае нескольких минимальных значений t_k индекс k выбирается наименьший.

1. Определить $P = \max(S, t_k), t_k = P + \gamma_j + \beta_j, S = P + \gamma_j$, установить j=j+1.
2. Если j=n , то построенное расписание Ψ^0 длины $T(\Psi^0) = \max(t_i | 1 \le i \le m)$, иначе перейти к п/ 2.

Приведенный алгоритм является вариантом процедуры СР (списочное расписание). При оценке его трудоемкости заметим, что основную часть времени Ψ^0 занимает сортировка n значений β_j. Время, необходимое для выполнения шагов 2–4, пропорционально n. Итак, общее время работы алгоритма можно оценить величиной $O(n \log_2 n)$.

Предложим теорему для оценки длины полученного расписания.

Теорема. Длины построенного и оптимального расписаний удовлетворяют неравенству

$$T(\Psi^0) \le 2T(\Psi^*). \qquad (4)$$

Доказательство. Построим решение Ω задачи (многопроцессорное расписание) алгоритмом СР (списочное расписание) для случая, когда время выполнения j-й работы равно $\alpha_j = \gamma_j + \beta_j, j = \overline{1,n}$ и все n работ упорядочены по невозрастанию β_j. Длина построенного расписания $T(\Omega)$ ограничена сверху известной оценкой

$$T(\Omega) \le \frac{1}{m}\sum_{j=1}^{n-1}\alpha_j + \alpha_n, \qquad (5)$$

где $\alpha_n = \gamma_n + \beta_n$, $\beta_n = \min(\beta_j | 1 \le j \le n)$.

Теперь рассмотрим расписание Ψ^0, в котором i-й процессор второго уровня выполняет множество работ $G_i, i = \overline{1,m}$.

Обозначим

$$T_i(\Psi^0) = \sum_{g_i \in G_i}(\gamma_j + \beta_j). \qquad (6)$$

Очевидно, что

$$T_i(\Psi^0) \le \sum_{j=1}^{n-1}(\gamma_j + \beta_j) + \gamma_n + \beta_n, \quad i = \overline{1,m}. \qquad (7)$$

Заметим, что $\mu_i(\Psi^0)$ – длительность простоя процессора i в те моменты времени, когда процессор первого типа занят выполнением работы $g_j \in G_i$.

Поэтому

$$\mu_i(\Psi^0) \le \sum_{j=1}^{n-1}\gamma_j, \quad i = \overline{1,n}. \qquad (8)$$

Итак,

$$T(\Psi^0) = \max_{1\le i\le m}[T_i(\Psi^0) + \mu_i(\Psi^0)] \le \frac{1}{m}\sum_{j=1}^{n-1}(\gamma_j + \beta_j) + \\ + \gamma_n + \beta_n + \sum_{j=1}^{n-1}\gamma_j \qquad (9)$$

Учитывая выражение для $T_{\min}$, получаем

$$T(\Psi^0) \le 2T_{\min} - \frac{m-1}{2}\gamma_{\min} - \frac{1}{m}(\gamma_n + \beta_n), \quad (10)$$

откуда следует (4).

Рассмотрим пример. Пусть n=3. После упорядочения 10 работ по невозрастанию значений β_j имеем

$$\gamma_j = 3,6,7,2,5,4,1,8,4,1;$$
$$\beta_j = 9,8,8,6,6,4,3,3,2,1.$$

Для j=1, 2, 3 индекс k последовательно принимает значения 1, 2, 3. При этом S=0,P=0, $t_1 = 0+3+9 = 12$,

$S = 3, P = \max(S,t_2) = \max(0,3) =$
$= 3, t_2 = 3+6+8 = 17$,

$S = 3+6 = 9, P = \max(S,t_3) = \max(9,0) =$
$9, t_3 = 9+7+8 = 24$;
устанавливаем $S = 9+7 = 16$.

При j=4 находим
$\min(t_1, t_2, t_3) = \min(12,17,24) = 12$,
$k = 1, P = \max(16,12) = 16, t_1 =$
$= 16+2+6 = 24, S = 18$.

Теперь j=5, $\min(t_1, t_2, t_3) = \min(24,17,24) = 17$,
$k = 2, P = \max(18,17) = 18, t_2 = 18+5+6 = 29$,
$S = 18+5 = 23$.

Для j=6, $t_k = \min(24,29,24) = 24, k = 1$,
$P = \max(23,24) = 24, t_1 = 24+4+4 = 32$.

При $j = \overline{1,5}$ переменная P принимала значения S, в то время как для $j = 6, P = t_1$.

Этот случай определяет ситуацию, когда процессор первого типа находится в состоянии ожидания определенной работы. Выполняя аналогичные действия, получаем длину расписания Ψ^0, равную $T(\Psi^0) = 43$. Определим, что нижняя граница $T(\Psi^*)$ на единицу меньше $T(\Psi^0)$

$$T_{\min} = \max(15,41,42) = 42.$$

Выводы

Цель решения таких задач – построение допустимых расписаний, при которых все ограничения соблюдены или, что является более сложным, нахождение оптимального допустимого расписания по тому или иному критерию оптимальности, например, по критериям быстродействия, минимума финансовых потерь от запаздывания и т.п.

В данной работе путем применения приближенного алгоритма находится достаточно точное расписание работы погрузочно-транспортных средств и приводится оценка его длины, т.е. времени работы алгоритма.

Литература

1. Танаев В.С. Введение в теорию раписаний / В.С. Танаев, В.В. Шкурба. – М.: Наука,1975. – 256 с.
2. Девис У. Операционные системы / У. Девис. – М.: Мир, 1980. – 436 с.
3. Панишев А.В. Решение задачи о назначении работ на процессоры двухуровневой системы / А.В. Панишев, А.С. Варакин, А.М. Данильченко // Кибернетика. – 1988. – №2. – С. 58–62.
4. Kantorovich L. On the translocation of masses / L. Kantorovich // C. R. (Doklady) Acad. Sci. URSS (N. S.). – 1942. – № 37. – P. 199–201.
5. Monge G. M´emoire sur la th´eorie des d´eblais et de remblais / G. Monge // Histoire de l'Acad´emie Royale des Sciences de Paris, avec les M´emoires de Math´ematique et de Physique pour la mˆeme ann´ee, 1981. – P. 650–704.
6. Ferreira L. Modelling Rail Track Deterioration and Maintenance / L. Ferreira, M.H. Murray // Transport Reviews. – 1997. – № 17 − P. 207–221.
7. Теория расписаний. Задачи управления транспортными системами / А.А. Лазарев, Е.Г. Мусатова, А.Г. Кварацхелия, Е.Р. Гафарова. – М.: Физический факультет МГУ, 2011. – 160 с.
8. Morlok E.K. Final Report on a Development of a Geographic Transportation Network Generation and Evaluation Model / E.K. Morlok, R.B. Peterson // Journal of the Transportation Research Forum. – 1970. – № 11. − P. 71–105.

Рецензент: П.Ф. Горбачев, профессор, д.т.н., ХНАДУ.

Статья поступила в редакцию 25 апреля 2013 г.