составления СКНФ и МКНФ. Значительное сокращение обусловлено положением переменной f. Если она имеет значение "Ложь" – не будет выполнено все выражение. Убедимся в этом путем удаления элемента f Рис. 4.).

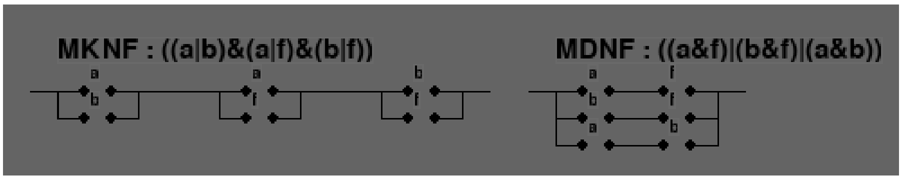

Рис. 4. Результат упрощения формулы (f ^ ((((((a ^ b)∨f) ^ b) ^ (b∨a))∨f)^(a∨(b^f))))

Как видно из примера выше, в итоге формула сократилась до 6 элементов.

Подводя итог, можно сказать, что разработанный алгоритм подходит для работы с выражениями, имеющими в своем составе до 7 различных элементов. При превышении данного ограничения результат выполнения программы требует значительного времени. Алгоритм отображения в свою очередь является универсальным для любого количества переменных и их вариативности.

Литература

1. Савельев А.Я. Прикладная теория цифровых автоматов. – М.: Высшая школа, 1987.
2. Новиков Ф. А. Дискретная математика для программистов. – СПб.: Питер, 2001.

УДК 519.10

ТЕРНАРНЫЕ ОПЕРАЦИИ В ЗАДАЧАХ ПОИСКА КРИТИЧЕСКИХ ПУТЕЙ В ГРАФЕ

Халецкий Е.С.
Научный руководитель- Корзников А.Д., к.ф.-м.н., доцент

В задачах теории расписаний, сетевого планирования, возникает проблема поиска путей между вершинами графа, длина которых максимальна. Известными методами решения задач такого типа, в основном являются графическими, что значительно затрудняет их решение задачи при большом количестве вершин и дуг[1,2].

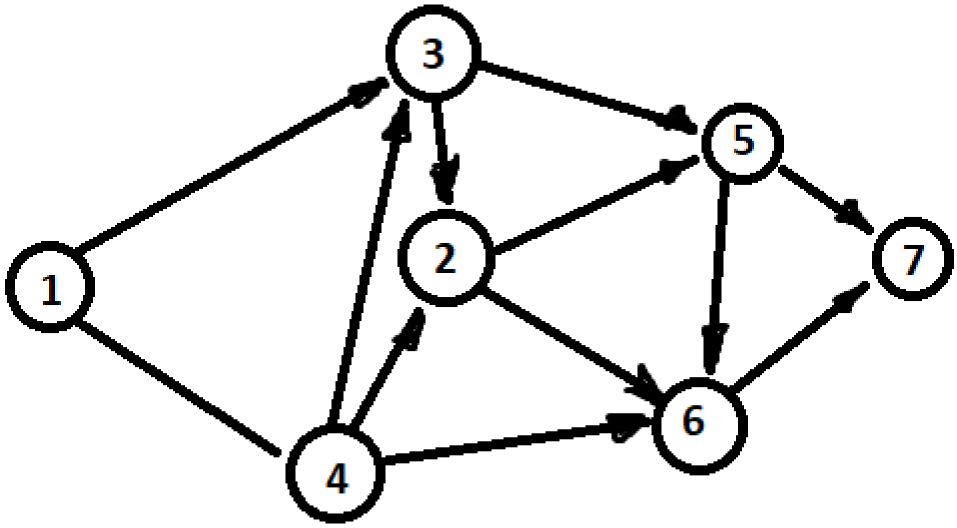

Рис. 1. Графическое представление графов

В работе предложен алгоритм, основанный на выполнении тернарных операций над вершинами графа для отыскания критических путей, не использующий их графического представления.

Рассмотрим ориентированный граф $G(V, U)$, не содержащий циклов, с nвершинами ($|V|=n$) и множеством дуг U. Каждой дуге поставлено в соответствие число c_{ij}- вес дуги(длина дуги) (i,j) ($c_{ij}=\infty$, если дуга отсутствует). Под весом(длиной) любогопути, ведущего из вершины iв вершину j, примем сумму весов(длин) всех дуг $\sum_{(i,j)\in(U)} c_{ij}$, которые входят в этот путь. Известно, что граф можно определить матрицей порядка n×nдуговых весов. Определим тернарную операцию [3] над матрицей по элементу k

$$c_{\mathrm{ij}} := \begin{cases} c_{\mathrm{ij},}\text{если } c_{ij} \neq \infty \text{ и } c_{ij} \geq c_{ik} + \mathrm{c}_{\mathrm{kj}}, \text{либо} \, c_{ik} + c_{kj} = \infty \\ c_{ik} + c_{kj}, \text{если } c_{ik} + c_{kj} \neq \infty \text{ и } c_{ij} < c_{ik} + c_{kj}, \text{либо} \, c_{ij} = \infty \end{cases} \quad (1)$$

для всех $i\neq j\neq k$.В полученной в результате выполнения тернарных операций по всем элементам k=1, …, nматрицы $C = \left\| c_{ij} \right\|_{n\times n}$, элемент c_{ij}будет равен максимальному из весов всех путей ведущих из вершины i в вершину j.

Заметим, что выполнение тернарных операций по всем вершинам сети даёт матрицу весов максимальных путей, но не сами пути. Для отыскания этих путей воспользуемся вспомогательной матрицей $R = \left\| r_{ij} \right\|_{n\times n}$, элементы которой на начальном этапе равны $r_{ij} = j, i =,\overline{1,\mathrm{n}}, j =,\overline{1,\mathrm{n}}$. Одновременно с осуществлением тернарных операций по элементу k матрицы C, элементы матрицы Rбудут изменяться следующим образом:

$$r_{ij} := \begin{cases} r_{ij,} \text{если } c_{ij} := c_{ij} \\ r_{ij}, \text{если } c_{ij} := c_{ik} + c_{kj} \end{cases} \quad (2)$$

После выполнения тернарных операций по всем вершинам сети элементr_{ij} матрицы R будет указывать индекс вершины i_1 следующей за вершиной iв (i - j)- пути максимального веса.

После осуществления тернарных операций (1) по всем элементам k=1,2,…, n, выполняя одновременно операции (2), получаем матрицу максимальных весов путей между всеми парами вершин. Сами пути находим с помощью вспомогательной матрицы Rследующим образом. Для любого (i - j)-пути последовательно находим $r_{ij}=i_1$, $r_{i_1 j}=i_2$, …,$r_{i_k j}=j$.Искомый путь максимального веса между вершинами iи jпроходит через вершины (i, i_1, i_2, …, i_k, j).

Задачи упорядочения носят самый общий характер. Они возникают повсюду, где существует возможность выбора той или иной очерёдности выполнения некоторых операций [2]. Зачастую, в задачах теории расписаний и сетевого планирования, описание комплекса работ требует задания довольно сложного графа, определяющего отношение порядка и характеризующего ограничения на предшествование среди операций данного комплекса. Графы можно использовать для задания отношения порядка как между вершинами, так и между дугами.

Рассмотрим задачу упорядочения элементов некоторого конечного множества $U=\{a_i\}$ мощности n. Для каждого элемента a_i определено отношение порядка, то есть задано множество $U_i \subseteq U$элементов, которым элемент a_i непосредственно предшествует ($a_i \prec a_j, \forall a_j \in U_i$). Если каждому элементу$a_i \in U$поставить в соответствие вершину iнекоторого графа и соединить её с вершиной j ориентированной дугой (i,j) для всех $a_j \in U_i$, тогда наличие пути из вершины i_1в i_k,содержащего дуги (i_1,i_2),(i_2,i_3), …, (i_{k-1},i_k), указывает на существование отношения порядка между элементами:$a_{i1} \prec a_{i2} \prec ... \prec a_{ik}$. В этом случае говорят, что aiпредшествуетa_{ik}($a_{i1} \prec \prec a_{ik}$).

Таким образом, заданный вышеописанным способом граф сnвершинами может быть использован для определения отношения порядка между элементами конечного множества. Для этого достаточно присвоить всем дугам (i,j) одинаковые веса (например, равные 1), если $a_i \prec a_j$, а веса остальных дуг положить равными бесконечности.

Применив тернарные операции (1) к матрице весов и выполнив операции (2) получим матрицу критических путей между всеми парами вершин (i, j). Если элемент cij конечен, то это означает, что элементai предшествует элементу a_j($a_i \prec \prec a_i$), а вся цепочка непосредственно предшествующих друг другу элементов(критический путь) восстанавливается с помощью вспомогательной матрицы R, как это было показано выше. Так, если c_{ij}=1, то$a_i \prec a_j$, если элемент c_{i1j} равен k,($1<k<n$), то $a_{i1} \prec \prec a_i$, причём $a_{i1} \prec a_{i2} \prec \ldots \prec a_{ik-1} \prec a_{ik} \prec a_j$, где $i_2=r_{i1j}, \ldots, i_k=r_{ik-1}, r_{ikj}=j, r_{ipj}$- соответствующие элементы матрицы R.

Таким образом, предложенный алгоритм позволяет решить широкий круг задач, допускающих формулировку в терминах теории графов, не используя при этом графического представления.

Литература

1. *Форд*, Л.Р. Потоки в сетях/Л. Р. Форд, Д.Р. Форкенсон. - М.: Мир, 1996.-276с.

2.*Конвей, Р.В.* Теория расписаний/В. Л. Максвелл, Л. В.Миллер. - М.: Наука, 1975.-360 с.

3.*Корзников, А.Д.* Тернарные операциив задачах оптимального преобразования сети/ А.Д. Корзников // Проблема прогнозирования и государственного регулирования социально-экономического разивитя: сб.- Минск, 2004.- С.-49.

УДК 336.76

ПРИМЕНЕНИЕ МАТЕМАТИЧЕСКИХ МЕТОДОВ ОЦЕНКИ ЭКОНОМИЧЕСКОЙ ДЕЯТЕЛЬНОСТИ ПРЕДПРИЯТИЯ В ИНВЕСТИЦИОННЫХ ЦЕЛЯХ

Сидоренко К.Р., Михайлов М.В.

Научный руководитель - Воронович Г.К., к.т.н, доцент

Введение

В современном развивающимся мире растёт популярность такого явления, как заработок на акциях компаний. Суть заключается в том, что человек покупает акции компании за минимальную стоимость, и продаёт за максимальную. Разницу между суммой покупки и суммой продажи акций называют прибылью. Соответственно, чем больше прибыль, тем лучше. Но просто так акции покупать бессмысленно, поэтому следует проанализировать финансовое состояние компании и спрогнозировать будущее состояние цен акций на рынке. Чем мы и займёмся!

Произведем поверхностный разборAlibaba, владеющей интернет-магазином Aliexpress(Китай). Сегодня Alibaba не просто интернет-магазин. Это то, что получится, если взять все функции, связанные с ритейлом, и объединить в расширяющуюся, основанную на данных онлайн-сеть продавцов, маркетологов, поставщиков услуг, логистических компаний и