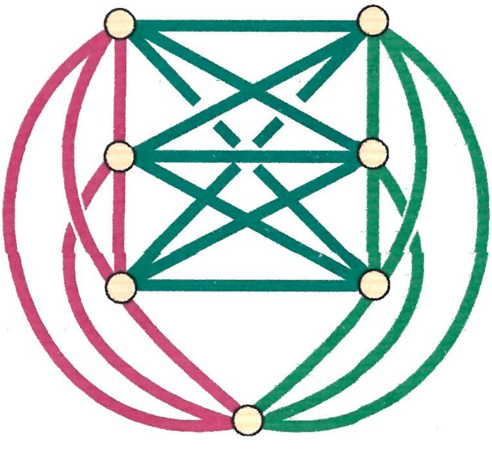
Тринадцятий Міжвузівський науково-практичний семінар

Комбінаторні конфігурації та їх застосування

13-14 квітня 2012 року



Кіровоград
2012

Міністерство освіти і науки України
Кіровоградський національний технічний університет

Матеріали
Тринадцятого Міжвузівського науково-практичного семінару

"КОМБІНАТОРНІ КОНФІГУРАЦІЇ ТА ЇХ ЗАСТОСУВАННЯ"

13–14 квітня 2012 року

Кіровоград
2012

Тринадцятий Міжвузівський науково-практичний семінар
КОМБІНАТОРНІ КОНФІГУРАЦІЇ
ТА ЇХ ЗАСТОСУВАННЯ

Кіровоград, *13–14 квітня 2012 року*

Засновник семінару – Державна льотна академія України

У збірнику вміщено матеріали Тринадцятого Міжвузівського науково-практичного семінару – ПОВІДОМЛЕННЯ про його роботу, ТЕЗИ 48 наукових доповідей, представлених на семінар.

Ревякин А.М – к.ф.-м.н., профессор, Московский государственный институт электронной техники (технический университет)

Сопронюк Ф.О. – д.ф.-м.н., професор, декан факультету комп'ютерних наук Чернівецького національного університету ім. Ю.Федьковича

Філер З.Ю. – д.т.н., к.ф.-м.н., професор кафедри математики Кіровоградського державного педагогічного університету ім.В. Вінниченка

Шендеровський В.А. – д.ф.-м.н., професор, віце-президент Українського фізичного товариства (м.Київ)

Ясинський В.К. – д.ф.-м.н., професор, завідувач кафедри теорії ймовірності Чернівецького національного університету ім. Ю.Федьковича

Організаційний комітет:

Голова – Семенюта М.Ф., к.ф.-м.н.

Відповідальний секретар – Петренюк В.І., к.ф.-м.н., доцент

Члени оргкомітету:

Гамалій В.Ф. – д.ф.-м.н., професор, зав.кафедри економічної кібернетики і маркетингу КНТУ

Дрєєв О.М. – викладач кафедри програмного забезпечення КНТУ

Кузнєцов С.Т. – ст.викладач кафедри інформаційних технологій КЛА НАУ

Настоящий В.А. – к.т.н., професор, завідувач кафедри будівельних дорожних машин та будівництва КНТУ

Неділько С.М. – к.т.н., професор, ректор КЛА НАУ

Петренюк А.Я. – д.ф.-м.н., професор каф. БДМБ КНТУ

Сидоренко В.В. – д.т.н., завідувач кафедри програмного забезпечення КНТУ

Семенюта М.Ф. – к.ф.-м.н., ст.викладач Кіровоградська льотна академія НАУ

Якименко С.М. – к.ф.-м.н., зав. кафедри вищої математики КНТУ

ЗМІСТ

стор.

диференціальні рівняння та їх застосування. Тези доповідей. – Ужгород: інститут математики НАН України, 2006. – С. 118.

МЕТОД ГІЛОК ТА МЕЖ ДЛЯ РОЗВ'ЯЗУВАННЯ КОМБІНАТОРНОЇ ЗАДАЧІ ЗНАХОДЖЕННЯ МАКСИМАЛЬНОГО ПОТОКУ

О. О. Ємець, Є. М. Ємець, Ю. Ф. Олексійчук
yemetsli@mail.ru, olexijchuk@gmail.com
Полтавський університет економіки і торгівлі

1. Постановка задачі

Розглянемо задачу знаходження максимального потоку з додатковими комбінаторними обмеженнями. [1]

Нехай дано граф $\Gamma=(V,U)$, де V — множина вершин, U — множина дуг. Дугу, що сполучає вершини v_i та v_j, позначимо u_{ij}.

Означення 1. Транспортною мережею називається орієнтований граф $\Gamma=(V,U)$, в якому кожній з дуг u_{ij} привласнене деяке невід'ємне число $b_{ij}\geq 0$, яке називають пропускною спроможністю дуги. Принаймні одна із вершин має лише дуги, що виходять. Така вершина називається джерелом і позначається v_s. Вершина, яка має лише дуги, що входять, називається стоком і позначається v_t.

Означення 2. Потоком називають функцію $w:U\to R$ з такими властивостями для будь-якої дуги u_{ij}:

1. Значення функції w на дузі u_{ij} не може перевищити пропускну спроможність дуги, тобто $w(u_{ij})\leq b_{ij}$.

2. Збереження балансу у всіх вершинах, крім стоку і джерела, тобто $\sum\limits_{i,u_{iz}\in U} w(u_{iz})=\sum\limits_{j,u_{zj}\in U} w(u_{zj})$ $\forall z,\ z\neq s,\ z\neq t$.

3. Антисиметричність функції w відносно дуги, тобто $w(u_{ij})=-w(u_{ji})$.

Означення 3. Величиною потоку $|w|$ будемо вважати суму потоків, що виходять із джерела: $\sum\limits_{i,u_{si}\in U} w(u_{si})=|w|$.

Потоком по дузі u_{ij} будемо називати число $w(u_{ij})$. Позначимо потік по дузі u_{ij} через y_{ij}.

Накладемо додаткові обмеження. Нехай потік по дугах $u_{ij}\in U'\subseteq U$ може приймати значення, які не перевищують число $x_{ij}=g_l\in G$, тобто $w(u_{ij})\leq x_{ij}$, де $G=\{g_1,g_2,...,g_\eta\}$ — деяка мультимножина; причому вектор утворений із x_{ij} є розміщенням [2] елементів із G, тобто $x=\left(x_{i_1j_1},x_{i_2j_2},...,x_{i_kj_k}\right)\in E^k_{\eta n}(G)$.

Задача полягає у знаходженні потоку, величина $|w|$ якого максимальна, та відповідних значень x_{ij}, y_{ij}.

Математичною моделлю розглянутої задачі є задача евклідової комбінаторної оптимізації на розміщеннях, для розв'язання якої відомі методи (див., наприклад, [3-4]). Розглянемо інший метод розв'язання задачі.

2. Метод гілок та меж

Відкинемо комбінаторні умови та отримаємо класичну задачу знаходження максимального потоку, для розв'язання якої відомі поліноміальні методи [5]; нехай максимальний потік рівний $|w|'$. Очевидно, що розв'язок початкової задачі не перевищить $|w|'$. При фіксованих значеннях x_{ij} класичну задачу знаходження максимального потоку можна отримати, ввівши нові пропускні спроможності $b'_{ij}=\min\left\{b_{ij},x_{ij}\right\}$.

Пронумеруємо всі дуги, на які накладені комбінаторні обмеження: u_1, u_2, ..., u_k. За початкове рекордне значення можна взяти деякий наближений розв'язок задачі.

Початковим етапом будемо вважати задачу без комбінаторних обмежень, оцінкою — $|w|'$. Галуження будемо проводити наступним чином: візьмемо u_i і покладемо відповідне значення x_i почергово рівним усім допустимим різним значенням з G. Оцінкою буде розв'язок класичної задачі з пропускними спроможностями $b'_{ij}=\min\left\{b_{ij},x_{ij}\right\}$. Якщо оцінка перевищує рекордне значення, то продовжуємо галуження, інакше — відсікаємо вершину.

Якщо $i=k$, то отримаємо допустимий розв'язок вихідної задачі. Якщо він перевищує рекордне значення, то приймемо його за новий рекорд.

Таким чином змінюючи $i=1,...,k$ та використовуючи пошук в глибину, знаходиться оптимальний розв'язок вихідної задачі.

Зауваження. На кожному етапі не обов'язково розв'язувати класичну задачу знаходження оптимального потоку. Якщо значення y_{ij} у попередньому розв'язку не перевищує накладеного на нього комбінаторного обмеження x_{ij}, то розв'язок задачі не змінюється.

Висновки

В роботі розглянута комбінаторна задача знаходження максимального потоку та метод гілок та меж для її розв'язання. Актуальним є проведення обчислювальних експериментів та порівняння результатів з іншими методами.

Література

1. Ємець О. О. Знаходження максимального потоку в мережі з додатковими комбінаторними обмеженнями / О. О. Ємець, Є. М Ємець, Ю. Ф. Олексійчук // Таврический вестник информатики и математики. — 2011. — №1. — С. 43-50.
2. Стоян Ю. Г. Теорія і методи евклідової комбінаторної оптимізації./ Ю. Г Стоян, О. О. Ємець / – К.: ІСДО, 1993. –188 с.
3. Емец О. А. Комбинаторная оптимизация на размещениях: Монография. / О. А. Емец, Т. Н. Барболина — К.: Наукова думка, 2008. — 159 с.
4. Ємець О. О. Прямий метод відсікання для задач комбінаторної оптимізації на розміщеннях / О. О. Ємець, Є. М. Ємець, Ю. Ф. Олексійчук // Вісник Запорізького національного університету: Збірник наукових статей. Фізико-математичні науки. – Запоріжжя: Запорізький національний університет, 2011, №1. – С. 36-43.
5. Ху Т. Ч. Комбинаторные алгоритмы. / Т. Ч. Ху, М. Т. Шинг — Нижний Новгород: Изд-во Нижегородского госуниверситета им. Н. И. Ло-бачевского, 2004. — 330 с.

ШВИДКІСТЬ ЗБІЖНОСТІ ІТЕРАЦІЙНОГО МЕТОДУ ДЛЯ ІГРОВИХ КОМБІНАТОРНИХ ЗАДАЧ ЗІ СТРАТЕГІЯМИ-ПЕРЕСТАВЛЕННЯМИ У ОБОХ ГРАВЦІВ

Ємець О.О., Ольховська О.В.
contacts@informatics.org.ua
Полтавський університет економіки і торгівлі

В доповіді пропонується оцінка швидкості збіжності ітераційного методу розв'язання комбінаторних оптимізаційних задач ігрового типу з обмеженнями, що визначені переставленнями на стратегії двох гравців.

В [1,2] розглядається задача комбінаторної оптимізації ігрового типу на множині переставлень та її математичну модель. В ній комбінаторні обмеження накладаються на стратегії обох гравців. В моделі розглядається платіжна матриця $A'=(a_{ij})'$ вимірності $m\times l$, елемент a'_{ij} якої показує перевищення (різницю) прибутків другого гравця в порівнянні з першим гравцем. На стратегії обох гравців накладаються обмеження, що визначаються переставленнями, тобто перший гравець має мішану стратегію, що є переставленнями ймовірностей, які є елементами мультимножини P^x, а другий гравець має мішану стратегію, що є переставленнями ймовірностей, які є елементами мультимножини P^y.

Складемо нову платіжну матрицю $A=(a_{ij})$ вимірності $k\times n$, де $k=m!$, $n=l!$ Платіж a_{ij} в даній матриці нехай обчислюється так: $a_{ij}=\sum_{j=1}^{n}\ \sum_{t=1}^{m} a'_{ij}x_{it}y_{jt}, \forall i\in J_k=\{1,2,...,k\}$, $\forall j\in J_n$, де i номер відповідного вектора