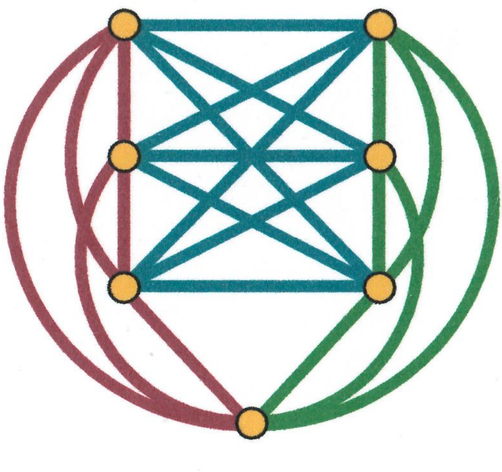
Одинадцятий Міжвузівський науково-практичний семінар

Комбінаторні конфігурації та їх застосування

15-16 квітня 2011 року



Міністерство освіти і науки України
Кіровоградський національний технічний університет

Матеріали
Одинадцятого Міжвузівського науково-практичного семінару

"КОМБІНАТОРНІ КОНФІГУРАЦІЇ ТА ЇХ ЗАСТОСУВАННЯ"

15–16 квітня 2011 року

Кіровоград
2011

Одинадцятий Міжвузівський науково-практичний семінар
КОМБІНАТОРНІ КОНФІГУРАЦІЇ
ТА ЇХ ЗАСТОСУВАННЯ

Кіровоград, *15–16 квітня 2011 року*

Засновник семінару – Державна льотна академія України

У збірнику вміщено матеріали Одинадцятого Міжвузівського науково-практичного семінару – ПОВІДОМЛЕННЯ про його роботу, ТЕЗИ 44 наукових доповідей, представлених на семінар.

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

Секретар редколегії

Семенюта М. Ф. – к.ф.-м.н., ст. викладач Державної льотної академії України

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 ДЛАУ

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

Неділько С.М. – к.т.н., професор, ректор ДЛАУ

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 Державної льотної академії України

Семенюта О.С. – студентка Кіровоградського національного технічного університету

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

З М І С Т стор.

модель сформульованої задачі упакування прямокутників з нечіткими розмірами представляється у такому вигляді:

$$F^*(x^*) = \min_{x \in E_n(G)} \max_{1 \le i \le m} \sum_{j=1}^{p-m+1} x_{ij}; \quad x^* = \arg \min_{x \in E_n(G)} \max_{1 \le i \le m} \sum_{j=1}^{p-m+1} x_{ij}.$$

де $\arg f(x)$ позначає точку x, що доставляє значення f(x) функції f.

В доповіді пропонуються методи знаходження точних та наближених розв'язків.

ЛІТЕРАТУРА

1. Кофман А. Введение в теорию нечетких множеств. – М.: Радио и связь, 1982. – 432 с.

2. Ємець О.О., Ємець, Ол-ра О. Операції та відношення над нечіткими числами // Наукові вісті НТУУ «КПІ». – 2008 – №5. – С. 39-46.

ДОВЕДЕННЯ ЗБІЖНОСТІ ІТЕРАЦІЙНОГО МЕТОДУ РОЗВ'ЯЗУВАННЯ ЗАДАЧ КОМБІНАТОРНОЇ ОПТИМІЗАЦІЇ ІГРОВОГО ТИПУ НА РОЗМІЩЕННЯХ

Ємець О.О., Ольховська О.В.

yemetsli@mail.ru, contacts@informatics.org.ua

Полтавський університет економіки і торгівлі

В [1] розглянуто алгоритм ітераційного метод розв'язування комбінаторних оптимізаційні задачі ігрового типу на розміщеннях [2-4]. У доповіді дається доведення збіжності ітераційного методу розв'язування комбінаторних оптимізаційних задач на розміщеннях.

Нехай матрична гра задана платіжною матрицею $A' = (a_{ij})'$ вимірності $\overline{m} \times n$, елемент a'_{ij} якої показує перевищення (різницю) прибутків другого гравця в порівнянні з першим гравцем. На стратегії першого гравця накладаються обмеження, що визначаються розміщеннями.

Задана множина G з k елементами, $|G| = k$, з якої формується множина $E_k^{\bar{m}}(G)$ розміщень $X = (x_1, ..., x_m) \in E_k^{\bar{m}}(G)$, де $\bar{m} \le k$.

Складемо нову платіжну матрицю $A = (a_{ij})$ вимірності $m \times n$, де $m = \dfrac{k!}{(k - \bar{m})!}$. В цій матриці

$$a_{ij} = \sum_{t=1}^{\bar{m}} a'_{tj} x_{it}, \forall i = \overline{1, m}, \forall j = \overline{1, n},$$

де i - номер відповідного розміщення, $X_i = (x_{i1}, x_{i2}, ..., x_{i\bar{m}})$.

Нехай ймовірність вибору першим гравцем i-го рядка p_i, а ймовірність другого гравця обрати j-й стовпчик - q_j, де $p_i \ge 0$, $\sum_{i=1}^{m} p_i = 1$, $q_j \ge 0$ $\sum_{j=1}^{n} q_j = 1$.

Математичне сподівання платежу першого гравця дорівнює $\sum_{i=1}^{m} \sum_{j=1}^{n} a_{ij} p_i q_j$.

Оскільки

$$\min_j \sum_{i=1}^{m} a_{ij} p_i \le \sum_{i=1}^{m} \sum_{j=1}^{n} a_{ij} p_i q_j \le \max_i \sum_{j=1}^{n} a_{ij} q_j,$$

то

$$\min_j \sum_{i=1}^{m} a_{ij} p_i \le \max_i \sum_{j=1}^{n} a_{ij} q_j \qquad (1)$$

Згідно основної теореми теорії ігор [5] при деяких наборах ймовірностей $P = (p_1, ..., p_m)$ та $Q = (q_1, ..., q_n)$ нерівність (1) справджується як рівність, а такі стратегії P, Q є оптимальними стратегіями в матричній грі. Значення v ціни гри при цьому дорівнює

$$v = \min_j \sum_{i=1}^{m} a_{ij} p_i = \max_i \sum_{j=1}^{n} a_{ij} q_j.$$

Позначимо $A_{i.}$ i-й рядок матриці A, а $B_{.j}$ - відповідно j-й стовпець. Нехай $SUM_1(N)$ - вектор в послідовності $\{SUM_1(0), SUM_1(1), ..., SUM_1(N), ...\}$. Позначимо його j-ту координату $SUM_{1j}(N)$ та

$$\max SUM_1(N) = \max_j SUM_{1j}(N)$$

$$\min SUM_1(N) = \max_j SUM_{1j}(N)$$

З цими позначеннями перепишемо (1):

$$\min_j \sum_{i=1}^{m} A_{i.} p_i \le \max_i \sum_{j=1}^{n} B_{.j} q_j ,$$

де $p_i \ge 0$, $\sum_{i=1}^{\overline{m}} p_i = 1$, $q_j \ge 0$ $\sum_{j=1}^{n} q_j = 1$.

Означення. Система (SUM_2, SUM_1), яка складається із послідовності m-вимірних векторів $SUM_2(0), SUM_2(1), \dots$, та n-вимірних векторів $SUM_1(0), SUM_1(1), \dots$, називається векторною системою (SUM_2, SUM_1) для матриці A, якщо виконуються такі умови.

1. Вектори $SUM_1(0), SUM_2(0)$ - нульові, тобто $SUM_1(0) = (0,\dots,0)$, $SUM_2(0) = (0,\dots,0)$. Зауважимо, що тоді виконується умова $\min SUM_2(0) = \max SUM_1(0) = 0$.

2. $SUM_2(N+1) = SUM_2(N) + A_{i.}$, $SUM_1(N+1) = SUM_1(N) + B_{.j}$ (2), де i, j задовольняють співвідношенню

$$SUM_{1i}(t) = \max_j SUM_1(N),\ \ SUM_{2j}(t) = \max_i SUM_2(N).$$

При реалізації алгоритму з [1] система (SUM_2, SUM_1), що утворюється, задовольняє властивості, наведені в означенні векторної системи.

Для кожного N (N - кількість ітерацій методу) буде виконуватися :

$$\frac{\min SUM_2(N)}{N} \le \nu \le \frac{\max SUM_1(N)}{N}.$$

Розв'язок гри одержується, коли ці границі рівні при $N \to \infty$. Доведена теорема, що встановлює цей факт.

Теорема. Якщо у процесі роботи алгоритму ітераційного методу для розв'язування задач комбінаторної оптимізації ігрового типу на розміщеннях [1] утворена векторна система (SUM_2, SUM_1) для матриці A, то

$$\lim_{N\to\infty}\frac{\min SUM_2(N)}{N}=\lim_{N\to\infty}\frac{\max SUM_1(N)}{N}=v.$$

Теорема доводиться аналогічно доведенню збіжності методу Брауна–Робінсона [6].

В доповіді представлено обґрунтування збіжності ітераційного методу для розв'язування задач комбінаторної оптимізації ігрового типу на розміщеннях.

ЛІТЕРАТУРА

1. Ємець О.О. Ольховська О.В. Розв'язування задач ігрового типу на множині розміщень // Інформатика та системні науки (ІСН-2010): матеріали Всеукраїнської науково-практичної конференції 18-20 березня 2010 р. - Полтава: РВВ ПУСКУ, 2010.- С.61-63.

2. Емец О. А., Устьян Н. Ю. Решение некоторых задач комбинаторной оптимизации на размещениях и перестановках игрового типа // Проблемы управления и информатики. – 2006. – № 3. – С. 37-47.

3. Емец О. А., Устьян Н. Ю. Исследование задач комбинаторной оптимизации игрового типа на размещениях // Проблемы управления и информатики. – 2007. – № 1. – С. 26-36.

4. Емец О. А., Устьян Н. Ю. Игры с комбинаторными ограничениями // Кибернетика и сист. анализ. – 2008. – №4. – С.134-141.

5. Вентцель Е.С. Элементы теории игр. Изд. 2-е, стереотип. – М.: Физматгиз, 1961. – 67 с.

6. Robinson J. An iterative method of solving a game // The Annals of Mathematics, Second Series. –1951. Vol. 54.– No. 2.–P.296-301.