

Преподаватель: Власов Павел Александрович (ищи его в 1025л)

E-mail: pvlx@mail.ru

Лабораторные работы: Пн, 19:10

Лекция 1

7 сентября 2015

1 Задачи методов оптимизации

1.1 Классификация задач оптимизации

Задача оптимизации обычно имеет следующий вид:

$$\begin{cases} f(x) \rightarrow \text{extr} \\ x \in G \end{cases},$$

здесь f называется целевой функцией или критерием оптимальности, G называется множеством допустимых решений.

Замечание:

1. Задача min-целевой функции одной переменной:

$$\begin{cases} f(x) \rightarrow \min \\ x \in [a, b] \subseteq \mathbb{R} \end{cases}$$

2. Задача безусловной оптимизации функции нескольких переменных:

$$\begin{cases} f(x) \rightarrow \min \\ x \in G \subseteq \mathbb{R}^n \end{cases}$$

3. Задача условной оптимизации функции нескольких переменных:

$$\begin{cases} f(x) \rightarrow \min \\ \phi(x) = 0 \\ x \in G \subseteq \mathbb{R}^n \end{cases}$$

1. Если $f : G \rightarrow \mathbb{R}$ - скалярная функция, то соответствующая задача называется задачей математическим программированием
2. Если $f : G \rightarrow \mathbb{R}^m, m \geq 2$, то соответствующая задача называется задачей многокритериальной оптимизации

Для задач математического программирования дальнейшая классификация:

Вид функции	Стр. множества G	Название задачи
Линейная	Выпуклый многоугольник в \mathbb{R}^n	Задача линейного программирования
Квадратичная	Выпуклый многоугольник в \mathbb{R}^n	Задача квадратичного программирования
Выпуклая	Выпуклое множество в \mathbb{R}^n	Задача выпуклого программирования
Произвольная	Конечное множество	Задача дискретного программирования
Произвольная	Подмножество множества \mathbb{Z}^n	Задача целочисленного программирования
Произвольная	Подмножество в $\{0, 1\}^n$	Задача логического программирования

Замечание:

1. В этом семестре будем заниматься задачами линейного и целочисленного программирования. Задачами выпуклого и квадратичного программирования будем заниматься в следующем семестре.
2. Как правило задачи оптимизации, в которых мн-во G конечно или счетно, относят к разделу методов оптимизации, которые называется *исследованием операций*.

1.2 Венгерский метод решения задач о назначениях

1.2.1 Постановка задачи о назначениях

Содержательная постановка.

В распоряжении работодателя имеется n работ и n исполнителей. Стоимость выполнения i -ой работы j -ым исполнителем составляет $c_{ij} \geq 0$ единиц. Необходимо распределить все работы между исполнителями таким образом, чтобы:

1. Каждый исполнитель исполнял ровно одну работу
2. Суммарная стоимость выполнения всех работ была бы минимальной

Введем управляемые переменные:

$$x_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{если } i\text{-ую работу исполняет } j\text{-ый исполнитель} \\ 0, & \text{иначе} \end{cases}$$

Замечание:

Переменную x_{ij} , $i, j = \overline{1, n}$, удобно записывать в матрицу:

$$x = \begin{bmatrix} x_{11} & \dots & x_{1n} \\ \vdots & & \vdots \\ x_{n1} & \dots & x_{nn} \end{bmatrix},$$

которая называется матрицей назначений.

Стоимости c_{ij} записывают в матрицу,

$$C = \begin{bmatrix} C_{11} & \dots & C_{1n} \\ \vdots & & \vdots \\ C_{n1} & \dots & C_{nn} \end{bmatrix},$$

которая называется матрицей стоимостей.

Тогда целевая функция

$$f(x) = \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n c_{ij} x_{ij}$$

$$\sum_{i=1}^n x_{ij} = 1$$

Условие того, что j -ый исполнитель выполняет ровно одну работу

$$\sum_{j=1}^n x_{ij} = 1$$

Условие того, что i -ую работу выполняет ровно один исполнитель

Математическая постановка задачи о назначении:

$$\begin{cases} f(x) = \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n c_{ij} x_{ij} \rightarrow \min \\ \sum_{i=1}^n x_{ij} = 1, & j = \overline{1, n} \\ \sum_{j=1}^n x_{ij} = 1, & i = \overline{1, n} \\ x_{ij} \in \{0, 1\}, & i, j = \overline{1, n} \end{cases}$$

Замечание:

Множество допустимых решений задачи о назначении является конечным и состоит из $n!$ элементов. Одним из возможных методов решения этой задачи является прямой перебор допустимых решений однако при больших n он практически не реализуем ввиду большой сложности.

1.2.2 Предварительные соображение о методе решений задачи о назначении:

Соображение 1

Выполним над элементами матрицы стоимостей C следующие преобразования:

1. Из всех элементов j -ого столбца вычтем некоторое число α_j , $j = \overline{1, n}$
2. Из всех элементов i -ой строки вычтем некоторое число β_i , $i = \overline{1, n}$

Обозначим полученную матрицу \tilde{C}

$$f_{\tilde{C}}(x) = \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n \tilde{c}_{ij} x_{ij} = \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n (c_{ij} - \alpha_j - \beta_i) x_{ij} = \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n c_{ij} x_{ij} - \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n \alpha_j x_{ij} - \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n \beta_i x_{ij} = f_c(x) - \gamma$$
$$\gamma = - \sum_{j=1}^n \alpha_j - \sum_{i=1}^n \beta_i$$

В результате:

$$f_{\tilde{C}}(x) = f_c(x) + const$$

То есть задачи о назначениях с матрицей C и с матрицей \tilde{C} эквивалентно (то есть оптимальные значение функций f_c и $f_{\tilde{C}}$ достигаются при одном и том же x_{ij}).

Соображение 2

Предположим, что в матрице C нашлись n нулей, никакие два их которых не стоят на одной строке и одном столбце.

В этом случае можно сразу записать решение рассматриваемой задачи в матрице x , ставим единицы в тех позициях, в которых в матрице C стоят нули. Остальные элементы матрицы x полагаем равными 0.

$$f(x) = \sum_{i,j} c_{ij} x_{ij} \geq 0$$

$$f(x_{opt}) = 0$$

Определение: Набор нулей матрицы C будем называть *системой независимых нулей* (СНН), если никакие 2 нуля этой системы не стоят в одной строке и одном столбце

Замечание: Для решения задачи о назначениях достаточно преобразовать матрицу C к эквивалентному виду, в котором будет содержаться система из n независимых 0.

Замечание: “Слабые места”

1. Возможно после выполнения указанных преобразований мы получим матрицу, из нулей которой в принципе невозможно сформировать систему независимых нулей.

$$\begin{bmatrix} 3 & 1 & 5 & 7 \\ 1 & 1 & 3 & 4 \\ 6 & 1 & 5 & 5 \\ 7 & 1 & 9 & 8 \end{bmatrix} \rightarrow \begin{bmatrix} 2 & 0 & 2 & 3 \\ 0 & 0 & 0 & 0 \\ 5 & 0 & 2 & 1 \\ 6 & 0 & 6 & 4 \end{bmatrix}$$

В этой матрице максимальное число в системе независимых нулей равно 2

2. Возможно в некоторой текущей матрице стоимостей существует набор независимых нулей. Но его построение затруднительно.

В любом из этих случаев построенная система независимых нулей (в которой меньше чем n нулей) может быть улучшена.

Будем считать, что после вычитания наименьших элементов из строк и столбцов матрицы C первоначальная система независимых нулей строится по следующему правилу: просматриваем элементы матрицы C по столбцам в поисках нулей. Если в одном столбце и одной строке с найденным нулем не стоит 0^* , то отмечаем найденные нули звездочкой.

1.2.3 1-ый способ улучшения текущей СНН

Идея: убрать из СНН несколько нулей так, чтобы добавить большее число нулей.

Отметим «+» столбцы, в которых стоят 0^* . Эти столбцы и их элементы будем называть *выделенными*.

Если среди невыделенных элементов есть 0, то можно попытаться улучшить текущую СНН, включив в нее этот 0. Отметим этот 0 штрихом.

В этом случае строка, в которой располагается этот 0, уже не может содержать других элементов СНН. Поэтому если в одной строке с $0'$ есть 0^* , то необходимо снять выделение со столбца, в котором стоит 0^* и выделить строку, в которой стоит $0'$.

Снова среди невыделенных элементов ищем 0 и отмечаем его штрихом. В одной строке с этим $0'$ нет 0^* . Это значит, что можно построить L-цепочку:

от текущего $0' \rightarrow$ по столбцу $0^* \rightarrow$ по строке $0' \rightarrow 0^* \rightarrow \dots \rightarrow 0'$

L-цепочка должна быть непродолжаемой и начинаться и заканчиваться $0'$.

В пределах этой L-цепочки 0^* заменяем на просто 0, а $0'$ на 0^* .

Лекция 2

14 сентября 2015

Слабое место 1

В текущей матрице C не существуют СНН из n нулей тогда и только тогда, когда среди невыделенных элементов нет 0.

$$C = \begin{bmatrix} 0^{*+} & 0 & 1 & 4 \\ 1 & 2 & 0^{*+} & 1 \\ 2 & 2 & 5 & 0^{*+} \\ 3 & 1 & 0 & 5 \end{bmatrix} \rightarrow \begin{bmatrix} 0^* & 0' & 1 & 4 \\ 1 & 2 & 0^* & 1 \\ 2 & 2 & 5 & 0^* \\ 3 & 1 & 0 & 5 \end{bmatrix} \rightarrow$$

Выберем среди невыделенных элементов наименьший элемент $h > 0$. В этом примере $h = 1$. Вычтем его из невыделенных столбцов

$$\rightarrow \begin{bmatrix} -1^* & -1 & 1 & 4 \\ 0 & 1 & 0^* & 1 \\ 1 & 1 & 5 & 0^* \\ 2 & 0 & 0 & 5 \end{bmatrix} \rightarrow$$

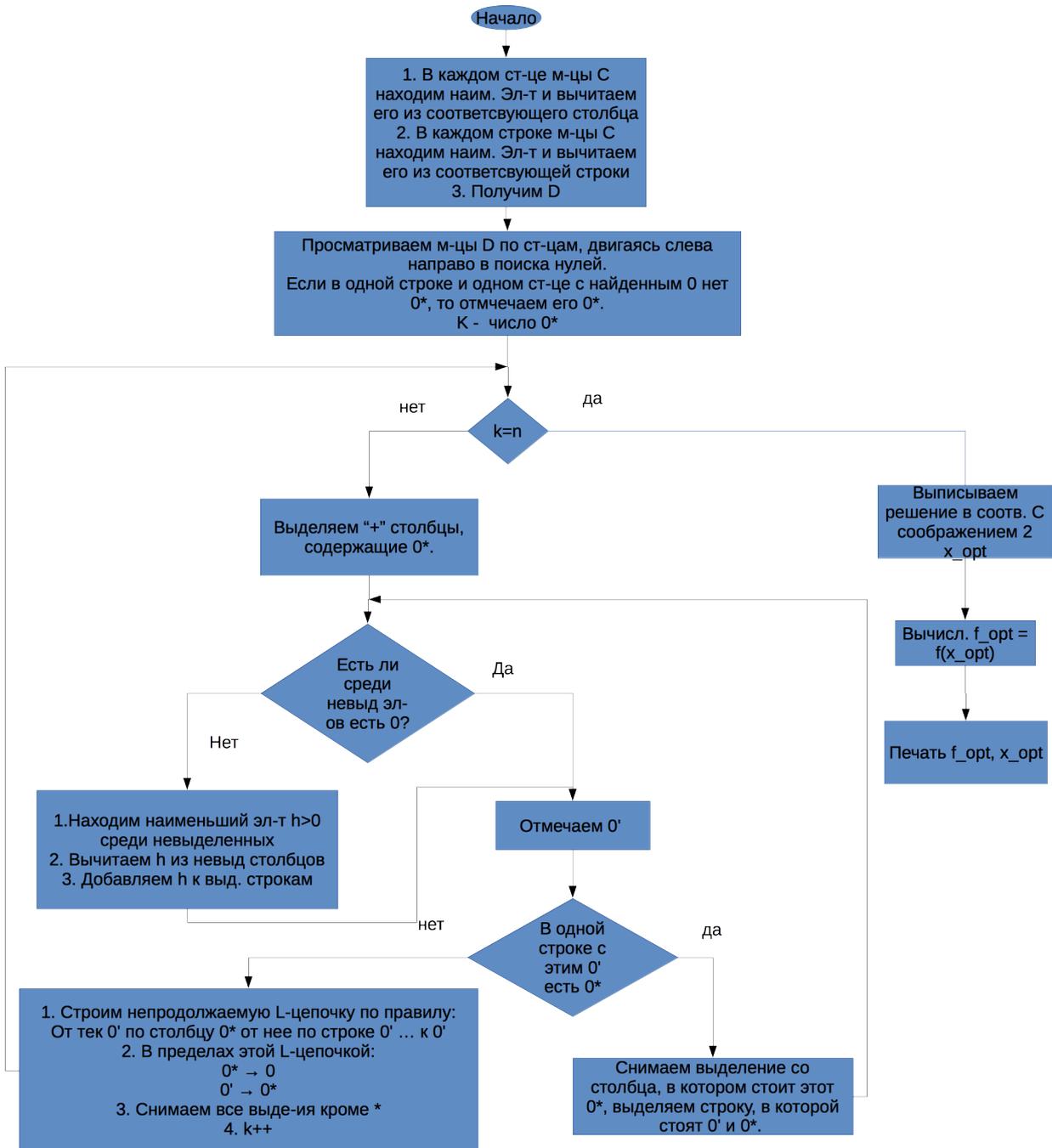
Наличие отрицательных значений не позволяет использовать пункт 2. Прибавим h к выделенным строкам:

$$\rightarrow \begin{bmatrix} 0^* & 0' & 2 & 5 \\ 0 & 1 & 0^* & 1 \\ 1 & 1 & 5 & 0^* \\ 2 & 0 & 0 & 5 \end{bmatrix} \rightarrow \begin{bmatrix} 0^* & 0' & 2 & 5 \\ 0' & 1 & 0^* & 1 \\ 1 & 1 & 5 & 0^* \\ 2 & 0 & 0 & 5 \end{bmatrix} \rightarrow$$

В одной строке с нулем нет 0^* . Строим L-цепочку.

$$\rightarrow \begin{bmatrix} 0 & 0^* & 2 & 5 \\ 0^* & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 5 & 0^* \\ 2 & 0 & 0^* & 5 \end{bmatrix} \Rightarrow x_{opt} = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 \end{bmatrix}$$

1.3 Венгерский метод решения задачи о назначениях



Пример:

$$C = \begin{bmatrix} 7 & 2 & 8 & 2 & 5 \\ 1 & 2 & 3 & 1 & 2 \\ 7 & 2 & 5 & 3 & 6 \\ 6 & 2 & 12 & 3 & 6 \\ 4 & 7 & 11 & 1 & 9 \end{bmatrix} \rightarrow \begin{bmatrix} 6 & 0 & 5 & 1 & 3 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 6 & 0 & 2 & 2 & 4 \\ 5 & 0 & 9 & 2 & 4 \\ 3 & 5 & 8 & 0 & 7 \end{bmatrix} \rightarrow \begin{bmatrix} 6 & 0^* & 5 & 1 & 3 \\ 0^* & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 6 & 0 & 2 & 2 & 4 \\ 5 & 0 & 9 & 2 & 4 \\ 3 & 5 & 8 & 0^* & 7 \end{bmatrix} \rightarrow k = 3 < 5 = h \rightarrow$$

$$\rightarrow \begin{bmatrix} 6 & 0^* & 5 & 1 & 3 \\ 0^* & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 6 & 0 & 2 & 2 & 4 \\ 5 & 0 & 9 & 2 & 4 \\ 3 & 5 & 8 & 0^* & 7 \end{bmatrix} \rightarrow \begin{bmatrix} 6 & 0^* & 5 & 1 & 3 \\ 0^* & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 6 & 0 & 2 & 2 & 4 \\ 5 & 0 & 9 & 2 & 4 \\ 3 & 5 & 8 & 0^* & 7 \end{bmatrix} \rightarrow$$

Среди невыделенных элементов нет 0 тогда $h = 2$

$$\rightarrow \begin{bmatrix} 4 & 0^* & 3 & 1 & 1 \\ 0^* & 2 & 0' & 2 & 0 \\ 4 & 0 & 0' & 2 & 2 \\ 3 & 0 & 7 & 2 & 2 \\ 1 & 5 & 6 & 0^* & 5 \end{bmatrix} \rightarrow \text{Делаем L-цепочку} \rightarrow \begin{bmatrix} 4 & 0^* & 3 & 1 & 1 \\ 0^* & 2 & 0 & 2 & 0 \\ 4 & 0 & 0' & 2 & 2 \\ 3 & 0 & 7 & 2 & 2 \\ 1 & 5 & 6 & 0^* & 5 \end{bmatrix} \rightarrow k = 4 \rightarrow$$

$$\rightarrow \begin{bmatrix} 4 & 0^* & 3 & 1 & 1 \\ 0^* & 2 & 0 & 2 & 0' \\ 4 & 0 & 0' & 2 & 2 \\ 3 & 0 & 7 & 2 & 2 \\ 1 & 5 & 6 & 0^* & 5 \end{bmatrix} \rightarrow \begin{bmatrix} 4 & 0^* & 3 & 1 & 1 \\ 0^* & 2 & 0 & 2 & 0 \\ 4 & 0 & 0' & 2 & 2 \\ 3 & 0 & 7 & 2 & 2 \\ 1 & 5 & 6 & 0^* & 5 \end{bmatrix} \rightarrow \begin{bmatrix} 4 & 0^* & 3 & 1 & 1 \\ 0^* & 2 & 0 & 2 & 0' \\ 4 & 0 & 0' & 2 & 2 \\ 3 & 0 & 7 & 2 & 2 \\ 1 & 5 & 6 & 0^* & 5 \end{bmatrix} \rightarrow k = 1 \rightarrow$$

$$\rightarrow \begin{bmatrix} 3 & 0^* & 3 & 1 & 0' \\ 0^* & 3 & 1 & 3 & 0' \\ 3 & 0 & 0' & 2 & 1 \\ 2 & 0 & 7 & 2 & 1 \\ 0 & 5 & 6 & 0^* & 4 \end{bmatrix} \rightarrow \begin{bmatrix} 3 & 0^* & 3 & 1 & 0' \\ 0^* & 3 & 1 & 3 & 0' \\ 3 & 0 & 0' & 2 & 1 \\ 2 & 0 & 7 & 2 & 1 \\ 0 & 5 & 6 & 0^* & 4 \end{bmatrix} \rightarrow \begin{bmatrix} 3 & 0^* & 3 & 1 & 0' \\ 0^* & 3 & 1 & 3 & 0' \\ 3 & 0 & 0^* & 2 & 1 \\ 2 & 0 & 7 & 2 & 1 \\ 0' & 5 & 6 & 0^* & 4 \end{bmatrix} \rightarrow$$

$$\rightarrow \begin{bmatrix} 3 & 0^* & 3 & 1 & 0' \\ 0^* & 3 & 1 & 3 & 0' \\ 3 & 0' & 0^* & 2 & 1 \\ 2 & 0 & 7 & 2 & 1 \\ 0' & 5 & 6 & 0^* & 4 \end{bmatrix} \rightarrow \text{Строим L-цепочку} \rightarrow \begin{bmatrix} 3 & 0 & 3 & 1 & 0^* \\ 0^* & 3 & 1 & 3 & 0 \\ 3 & 0 & 0^* & 3 & 1 \\ 2 & 0^* & 7 & 2 & 1 \\ 0 & 5 & 6 & 0^* & 4 \end{bmatrix} \Rightarrow$$

$$\Rightarrow x_{opt} = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \end{bmatrix}$$

$$f_{opt} = 5 + 1 + 5 + 2 + 1 = 14$$

Замечание:

1. Встречается среди задач о назначениях, в которых величины c_{ij} интерпретируются как прибыль от выполнения i -ой работы j -ым работником. В этом случае задача о назначениях является задачей максимизации:

$$\begin{cases} f = \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n c_{ij} x_{ij} \rightarrow \max \\ \text{те же ограничения} \end{cases} \quad (1)$$

2. В этом случае исходной задаче (1) будет эквивалентна задача:

$$\begin{cases} f_1 = f = \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n (-c_{ij}) x_{ij} \rightarrow \min \\ \text{те же ограничения} \end{cases} \quad (2)$$

которая не может быть решена с использованием венгерского метода ввиду неположительных $-c_{ij}$.

3. Выберем среди c_{ij} наиб. элементы a и прибавим его всем элементам m -це ($-c$):

$$-\tilde{c}_{ij} = a - c_{ij}$$

Тогда задача

$$\begin{cases} f = \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n \tilde{c}_{ij} x_{ij} \rightarrow \min \\ \text{те же ограничения} \end{cases}$$

эквивалентна задаче (2) и очевидно задаче (1) и может быть решена венгерским методом.

2 Линейное программирование

Задача:

$$\begin{cases} f = \sum_{j=1}^n c_j x_j \rightarrow \text{extr} \\ \sum_{j=1}^n a_{ij} x_j \{ \geq / \leq / = \} b_i \quad i = \overline{1; m} \end{cases}$$

2.1 Основные определения

2.1.1 Задача распределительного типа

Задача распределительного типа является характерной задачей линейного программирования

Пример: Кондитерская фабрика выпускает 2 вида карамели (обозначим их А и Б), да производства которых используются сахарный песок и фруктовое пюре. Данные о затратах:

	Нормы затрат		Общий объем запасов (т)
	А	Б	
Сахарный песок	1	3	13
Фруктовое пюре	3	2	18
Стоимость изготовления 1т. готового продукта	1	2	

Кроме того известно, что рыночный спрос на карамель Б-вида не превышает 4т.

Составить оптимальный план производства, максимизирующий доходы от продаж.

Введем управляемые переменные:

x_1 - объем производства карамели А (т)

x_2 - объем производства карамели Б (т)

Тогда:

1. Доход от продажи:

$$f = 1 \cdot x_1 + 2 \cdot x_2$$

2. Ограничение на запасы:

(а) песка:

$$1 \cdot x_1 + 3 \cdot x_2 \leq 13$$

(b) пюре:

$$3 \cdot x_1 + 2 \cdot x_2 \leq 18$$

(с) ограничение на рыночный спрос:

$$x_2 \leq 4$$

Математическая модель:

$$\begin{cases} f = 1 \cdot x_1 + 2 \cdot x_2 \\ 1 \cdot x_1 + 3 \cdot x_2 \leq 13 \\ 3 \cdot x_1 + 2 \cdot x_2 \leq 18 \\ x_2 \leq 4 \\ x_1 \geq 0, x_2 \geq 0 \end{cases}$$

Лекция 3

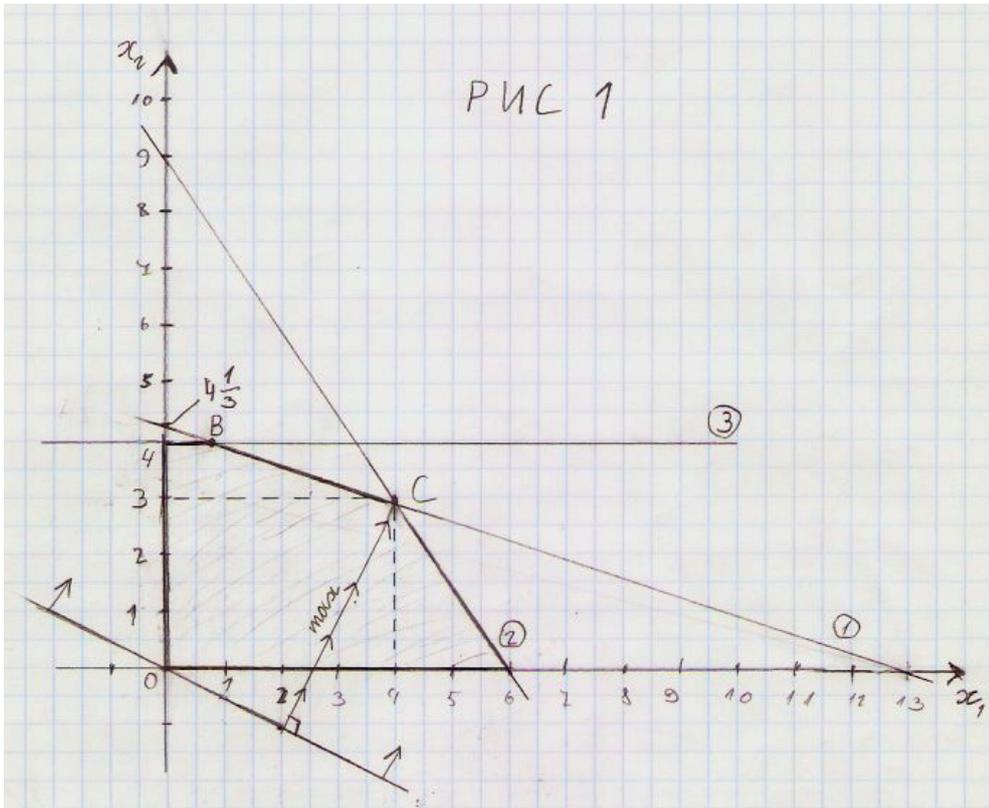
21 сентября 2015

2.2 Графический метод

Графический метод может быть использован для решения ЗЛП малой размерности ($n \leq 2$)

Пример: Рассмотрим задачу о производстве карамели

$$f = x_1 + 2 \cdot x_2 = 0$$



Градиент функции

$$\text{grad} f = \frac{\partial f}{\partial x_1} \vec{i} + \frac{\partial f}{\partial x_2} \vec{j} = \vec{i} + 2 \cdot \vec{j}$$

Нужно решить систему:

$$C = (1) \cap (2) \Rightarrow \begin{cases} x_1 + 3x_2 = 13 \\ 3x_1 + 2x_2 = 18 \end{cases} \Rightarrow x_1 = 4; x_2 = 3$$

Замечание: На примере этой задачи можно уловить некоторые особенности присущие всем задача линейного программирования.

1. Множество допустимых решений является выпуклым.
2. Оптимальное значение целевой функции достигается в крайней точке множества допустимых решений
3. Если оптимальное значение целевой функции достигается в двух различных точках p, q , то оно достигается во всех точках отрезка $[p, q]$.

2.3 Стандартная форма ЗЛП

Общая форма ЗЛП:

$$\begin{cases} f = \sum_{j=1}^n c_j x_j \rightarrow \text{extr} \\ \sum_{j=1}^n a_{ij} x_j \{ \geq / \leq / = \} b_i \quad i = \overline{1; m} \end{cases}$$

Определение: Стандартной формой ЗЛП называется задача следующего вида:

$$\begin{cases} f = \sum_{j=1}^n c_j x_j \rightarrow \max \\ \sum_{j=1}^n a_{i,j} x_j = b_i \\ x_j \geq 0, \quad j = \overline{1, n} \end{cases}$$

где $b_i \geq 0, i = \overline{1, m}$.

Признаки стандартной формы

1. Целевая функция максимизируется
2. Все ограничения имеют вид неравенств с положительными правыми частями
3. Все переменные больше 0

Любая ЗЛП может быть приведена к стандартной форме:

1. Если $f \rightarrow \min$ то рассм задачу с функцией

$$f_1 = -f = \sum_{j=1}^n (-c_j x_j) \rightarrow \max$$

2. Если некоторое ограничения имеет вид

$$\sum_{j=1}^n b_{i,j} x_j = b_{i,j},$$

где $b_i < 0$, то умножим обе его части на (-1) :

$$\sum_{j=1}^n (-b_{i,j}) x_j = -b_{i,j}$$

3. Если некоторое ограничение имеет вид неравенства:

$$\sum_{j=1}^n a_{i,j} x_j \leq b_i,$$

то введем дополнительную переменную $x_{n+1} \geq 0$

$$\sum_{j=1}^n a_{i,j} x_j + x_{n+1} = b_i$$

4. Если некоторое ограничение имеет вид неравенства:

$$\sum_{j=1}^n a_{i,j}x_j \geq b_i,$$

то введем дополнительную переменную $x_{n+1} \geq 0$:

$$\sum_{j=1}^n a_{i,j}x_j - x_{n+1} = b_i$$

5. Если некоторая переменная x_j подчинена условию неположительности то есть $x \leq 0$, то рассмотрим вместо нее переменную $-x_j$

6. Если некоторая переменная x_j не подчинена ни условию $x_j \geq 0$ ни условию $x_j \leq 0$ те не ограничена в знаке то представим ее в виде разности:

$$\begin{aligned} x_j &= x'_j - x''_j, \\ x'_j &\geq 0 \\ x''_j &\geq 0 \end{aligned}$$

Пример:

$$\left\{ \begin{array}{l} f = x_1 + 2x_2 - 3x_3 \rightarrow \max \\ 2x_1 + x_2 - x_3 \geq -3 \\ x_1 - x_2 + x_3 \geq 4 \\ x_1 - 2x_2 + 5x_3 = 1 \\ x_1 \geq 0 \\ x_2 \leq 0 \\ x_3 \text{ не ограничена в знаке} \end{array} \right.$$

$$\left\{ \begin{array}{l} f = -x_1 - 2x_2 + 3x_3 \rightarrow \max \\ 2x_1 + x_2 - x_3 - x_4 = -3 \\ x_1 - x_2 + x_3 - x_5 = 4 \\ -x_1 + 2x_2 - 5x_3 = -1 \\ x_1 \geq 0 \\ x_2 \geq 0 \quad (x'_2 = -x_2) \\ x_3 = x'_3 - x''_3 \quad (x'_3 \geq 0, x''_3 \geq 0) \\ x_4 \geq 0 \\ x_5 \geq 0 \end{array} \right.$$

$$\left\{ \begin{array}{l} f = -x_1 + 2x'_2 + 3x'_3 - 3x''_3 \rightarrow \max \\ -2x_1 + x'_2 + x'_3 - x''_3 + x_4 = 3 \\ x_1 - x'_2 + x'_3 - x''_3 - x_5 = 4 \\ -x_1 + 2x_2 - 5x_3 = 1 \\ x_1 \geq 0 \\ x'_2 \geq 0, (x'_2 = -x_2) \\ x'_3 \geq 0, x''_3 \geq 0 \\ x_4 \geq 0, x_5 \geq 0 \\ ? \end{array} \right.$$

Рассмотрим ЗЛП в ст. p

$$\left\{ \begin{array}{l} f = \sum_{j=1}^n c_j x_j \rightarrow \max \\ \sum_{j=1}^n a_{i,j} x_j = b_i, i = \overline{1, m} \\ x_j \geq 0, j = \overline{1, n} \end{array} \right.$$

Введем обозначения:

$$A = (a_{i,j})_{i=\overline{1;m}}$$

$$b = \begin{pmatrix} b_1 \\ \vdots \\ b_m \end{pmatrix}$$

$$x = \begin{pmatrix} x_1 \\ \vdots \\ x_n \end{pmatrix}$$

$$C = \begin{pmatrix} C_1 \\ \vdots \\ C_n \end{pmatrix}$$

$$\begin{cases} f = c^T x \rightarrow \max \\ Ax = b \geq 0 \\ x > 0 \end{cases}$$

Замечание: Всюду в дальнейшем будем предполагать, что

1. Ранг матрицы $A = \text{rg}(A|b)$ - по теореме Кронекера-Капелли. Если условие не выполняется, то СЛАУ $Ax = b$ не совместна, а это значит, что множество дополнительных решений пусто.
2. $\text{rg}(A|b) = m$, где m -число ограничений. m -число строк в $(A|b) \Rightarrow \text{rg}(A|b) \leq m$. Если $\text{rg}(A|b) < m$, то система ограничений является линейнозависимой то есть некоторые ограничения можно убрать не изменив множество допустимых решений
3. $m < n$, где n - число переменных. Если $m > n$, то $\text{rg}(A|b) > n$ - число столбцов. Если $m = n$ в силу пунктов 1 и 2 СЛАУ $Ax = b$ имеет единственное решение, следовательно задачи оптимизации вырождения.

2.4 О применимости графического метода

Графический метод может быть применен в случае, когда $n \leq 2$. Иногда его можно использовать и в случае $n > 2$.

Рассмотрим ЗЛП в стандартной форме:

$$\begin{cases} f = c^T x \rightarrow \max \\ Ax = b \geq 0 \\ x \geq 0 \end{cases}$$

Если $m - n \leq 2$, то можно использовать графический метод.

Пример:

$$\begin{cases} f = x_1 - 2x_2 + x_3 \rightarrow \max \\ x_1 + x_2 + x_3 + x_4 = 1 \\ x_1 + 2x_2 - x_3 - x_5 = 2 \\ -x_1 + x_2 + x_3 = 3 \\ x_1, \dots, x_3 \geq 0 \end{cases}$$

$$(A|b) = \left[\begin{array}{ccccc|c} 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 \\ 1 & 2 & -1 & 0 & -1 & 2 \\ -1 & 1 & -4 & 0 & 0 & 3 \end{array} \right] \sim$$

Если $\text{rg}(A|b) = 3$, то $h - m = 2$, тогда можно использовать

$$\sim \left[\begin{array}{ccccc|c} 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & -2 & -1 & -1 & 1 \\ 0 & 2 & 3 & 1 & 0 & 4 \end{array} \right] \sim \left[\begin{array}{ccccc|c} 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & -2 & -1 & -1 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 3 & 2 & 2 \end{array} \right] \sim$$

$$\text{rg}(A|b) = 3$$

$$\sim \left[\begin{array}{ccccc|c} 1 & 1 & 1 & 0 & -2 & -1 \\ 0 & 1 & 0 & 5 & 3 & 5 \\ 0 & 0 & 1 & 3 & 2 & 2 \end{array} \right] \sim \left[\begin{array}{ccccc|c} 1 & 0 & 0 & -7 & -5 & -6 \\ 0 & 1 & 0 & 5 & 3 & 5 \\ 0 & 0 & 1 & 3 & 2 & 2 \end{array} \right]$$

$$\begin{cases} x_1 = -6 + 7x_4 + 5x_5 \geq 0 \\ x_2 = 5 - 5x_4 - 3x_5 \geq 0 \\ x_3 = 2 - 3x_4 - 2x_5 \geq 0 \end{cases}$$

Подставим в выражение для f :

$$\begin{cases} f = 14x_4 + 2x_5 - 14 \\ 7x_4 + 5x_5 \geq 6 \\ 3x_4 + 5x_5 \leq 2 \\ x_4 \geq 0, x_5 \geq 0 \\ 3x_4 + 2x_5 \leq 2 \end{cases}$$

3 Основные утверждения линейного программирования

3.1 Выпуклые множества

Пусть $x, y \in \mathbb{R}^n$

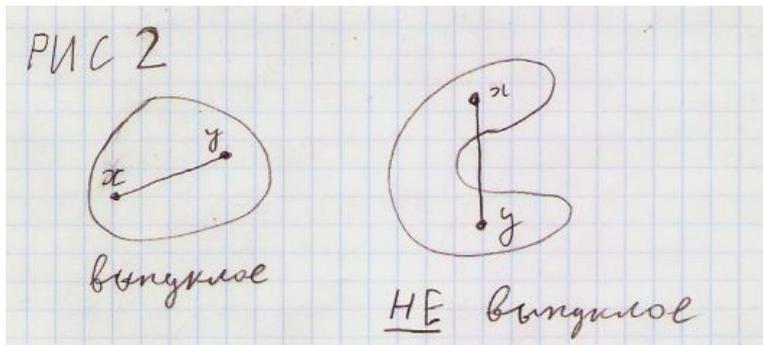
Определение: Отрезком соединяющим точки x и y называется множество точек:

$$t(\lambda) = \lambda x + (1 - \lambda)y, \quad \lambda \in [0; 1]$$

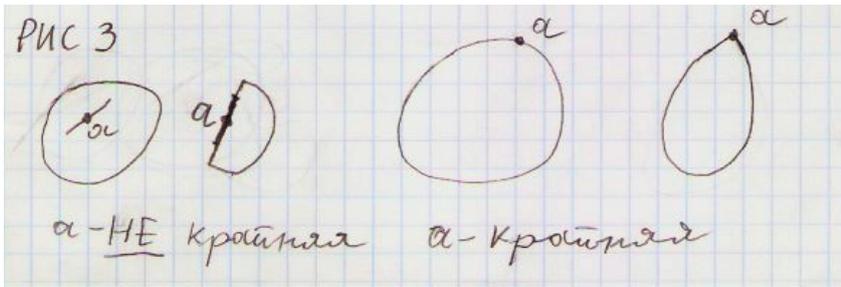
Замечание:

$$\begin{aligned} \lambda = 0 &\Rightarrow t(0) = y \\ \lambda = 1 &\Rightarrow t(1) = x \end{aligned}$$

Определение: Множество $G \in \mathbb{R}^n$ называется выпуклым, если $\forall x, y \in G : xy \subseteq G$



Определение: Точка $a \in G$ выпуклого множества G называется крайней точкой этого множества, если a не содержится строго внутри никакого отрезка целиком лежащего в G .



Определение: Выпуклой комбинацией точек $q_1, \dots, q_k \in \mathbb{R}^n$ называется множество точек:

$$\langle q_1, \dots, q_k \rangle = \left\{ t \in \mathbb{R}^n : t = \lambda_1 q_1 + \dots + \lambda_k q_k, \sum_{j=1}^k \lambda_j = 1, \lambda_j \geq 0 \right\}$$

где

Замечание:

1. Очевидно отрезок

$$xy = \langle x, y \rangle$$

2. Можно доказать что $\langle q_1, \dots, q_k \rangle$ является наименьшим выпуклым множеством содержащим q_1, \dots, q_k

Теорема: Пусть

1. G — выпукло
2. G — ограничено
3. G имеет конечное число крайних точек q_1, \dots, q_k

Тогда $G = \langle q_1, \dots, q_k \rangle$

Конец теоремы

Лекция 4

28 сентября 2015

3.2 Базисные допустимые решения

Рассмотрим ЗЛП в стандартной форме:

$$\begin{cases} f(x) \rightarrow \max \\ Ax = b \\ x \geq 0, \end{cases},$$

где $b \geq 0$, $\text{rg} A = \text{rg}(a|B) = m < n$. m — число ограничений, n — число переменных.

Рассмотрим СЛАУ $Ax = b$.

Будем считать, что m первых столбцов матрицы A ЛНЗ, тогда их можно взять в качестве базисных.

$$A = [a_1 \ a_2 \ \dots \ a_m \ a_{m+1} \ \dots \ a_n],$$

$$A_b = [a_1 \ a_2 \ \dots \ a_m]$$

$$A_{nb} = [a_{m+1} \dots a_n]$$

a_j – j -ый столбец матрицы A .

$$x = \begin{bmatrix} x_1 \\ \vdots \\ x_m \\ x_{m+1} \\ \vdots \\ x_n \end{bmatrix} \quad x_b = \begin{bmatrix} x_1 \\ \vdots \\ x_m \end{bmatrix} \quad x_{nb} = \begin{bmatrix} x_{m+1} \\ \vdots \\ x_n \end{bmatrix}$$

Тогда СЛАУ $Ax = b$ можно записать:

$$A_b x_b + A_{nb} x_{nb} = b \quad (3)$$

A_b является невырожденной (то есть $\det A_b \neq 0$) \Rightarrow из (3) $\Rightarrow x_b = A_b^{-1}b - A_b^{-1}A_{nb}x_{nb}$.

Тогда общее решение СЛАУ $Ax = b$ можно записать в виде

$$x = \begin{bmatrix} x_b \\ x_{nb} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} A_b^{-1}b - A_b^{-1}A_{nb}x_{nb} \\ x_{nb} \end{bmatrix}$$

Здесь компоненты вектора могут принимать любые значения; при каждом конкретном наборе значений этих переменных будем получать некоторое частное решение исходной СЛАУ.

Определение: Базисным решением СЛАУ $Ax = b$ называется то ее частное решение, которое отвечает $x_{nb} = 0$.

$$x^0 = \begin{bmatrix} A_b^{-1}b \\ 0 \end{bmatrix}$$

Замечание:

1. Каждые базисные решения (БР) однозначно определяются выбором m базисных столбцов матрицы $A \Rightarrow$ БР будет равно столько, сколькими способами можно выбрать m базисных столбцов в $A \Rightarrow$ базисных решений будет не более чем C_m^n (не меньше так как не обязательно произвольные m столбцов матрицы A будут ЛПЗ).
2. БР не обязательно являются допустимым решением ЗЛП, так как не обязательно удовлетворяет условию $x \geq 0$.

Определение: Базисным дополнительным решением (БДР) называется такое базисное решение x СЛАУ $Ax = b$, которое удовлетворяет $x \geq 0$.

Определение: Базисное решение называется *вырожденным*, если одна или несколько базисных переменных в нем равны 0.

3.3 Основные утверждения линейного программирования

Рассмотрим ЗЛП в стандартной форме:

$$\begin{cases} f(x) \rightarrow \max \\ Ax = b \\ x \geq 0, \end{cases},$$

где $b \geq 0$, $\text{rg} A = \text{rg}(a|B) = m < n$. m – число ограничений, n – число переменных.

Обозначим множество допустимых решений:

$$G = \{x \in \mathbb{R}^n : Ax = b, x \geq 0\}$$

Теорема 1: Пусть $G \neq \emptyset$. Тогда G содержит по крайней мере одно БАР.

Теорема 2: Множество G доп. решени ЗЛП выпукло .

Доказательство

Пусть $y, z \in G$.

Рассмотрим $t = \lambda y + (1 - \lambda)z, \lambda \in [0; 1]$:

1.

$$At = A(\lambda y + (1 - \lambda)z) = \lambda Ay + (1 - \lambda)Az = \lambda b + b - \lambda b = b$$

2.

$$t = \lambda y + (1 - \lambda)z, \lambda \geq 0, y \geq 0, (1 - \lambda) \geq 0, z \geq 0 \Rightarrow t \geq 0$$

3. 1 и 2 $\Rightarrow t \in G$

Конец доказательства

Теорема 3: Пусть y — БАР ЗЛП в стандартной форме, тогда y — крайняя точка множества G

Теорема 4: Пусть y — крайняя точка множества G , тогда y — БДР ЗЛП

Теорема 5: Пусть:

1. f принимает оптимальное значение хотя бы в одной точке множества G , тогда f принимает это значение в одной крайней точке множества G .
2. Если f принимает оптимальное значение в нескольких точках $q_1, \dots, q_l \in G$, то f принимает это значение в любой точке из выпуклой комбинации $\langle q_1, \dots, q_l \rangle$

Замечание: Таким образом решение ЗЛП следует искать среди крайних точек множества G . Поскольку между крайними точками множества G и БДР ЗЛП существует взаимно однозначное соответствие, искать оптимальное решение следует среди БДР системы $Ax = b$. Этих решений конечное число, тогда одним из возможных методов решения ЗЛП является перебор всех БДР.

Однако эту процедуру оптимизирует так называемый симплекс-метод, который основан на идее последовательного перехода от одного БДР к другому, так, чтобы при этом значение целевой функции f улучшалось (не ухудшалось) .

Пример: Рассмотрим задачу о производстве карамели (без ограничения $x_2 \leq 4$):

$$\begin{cases} f = x_1 + 2x_2 \rightarrow \max \\ x_1 + 3x_2 \leq 13 \\ 3x_1 + 2x_2 \leq 18 \\ x_1 \geq 0 \\ x_2 \geq 0 \end{cases}$$

В стандартной форме:

$$\begin{cases} f = x_1 + 2x_2 \rightarrow \max \\ x_1 + 3x_2 + x_3 = 13 \\ 3x_1 + 2x_2 + x_4 = 18 \\ x_1, x_2, x_3, x_4 \geq 0 \end{cases}$$

$$(A|b) = \left[\begin{array}{cccc|c} 1 & 3 & 1 & 0 & 13 \\ 3 & 2 & 0 & 1 & 18 \end{array} \right]$$

Пусть x_1, x_2 - базовые переменные, тогда

$$(A|b) \sim \left[\begin{array}{cccc|c} 1 & 3 & 1 & 0 & 13 \\ 0 & -7 & -3 & 1 & -21 \end{array} \right] \sim \left[\begin{array}{cccc|c} 1 & 0 & -\frac{2}{7} & \frac{3}{7} & 4 \\ 0 & 1 & \frac{3}{7} & -\frac{1}{7} & 3 \end{array} \right]$$

$$\begin{cases} x_1 = 4 + \frac{2}{7}x_3 - \frac{1}{7}x_4 \\ x_2 = 3 - \frac{3}{7}x_3 + \frac{1}{7}x_4 \end{cases}$$

$$\begin{bmatrix} x_1 \\ x_2 \\ x_3 \\ x_4 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 4 + \frac{2}{7}x_3 - \frac{1}{7}x_4 \\ 3 - \frac{3}{7}x_3 + \frac{1}{7}x_4 \\ x_3 \\ x_4 \end{bmatrix}$$

Базисное решение: $x_3 = x_4 = 0$

$$x^0 = \begin{bmatrix} 4 \\ 3 \\ 0 \\ 0 \end{bmatrix} \Rightarrow \text{крайняя точка C.}$$

2) Пусть x_1, x_3 - базисные переменные.

Тогда

$$(A|b) \sim \left[\begin{array}{ccc|c} 1 & \frac{2}{3} & 0 & \frac{1}{3} & 6 \\ 0 & \frac{7}{3} & 1 & -\frac{1}{3} & 7 \end{array} \right]$$

$$\begin{bmatrix} x_1 \\ x_2 \\ x_3 \\ x_4 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 6 - \frac{2}{3}x_2 - \frac{1}{3}x_4 \\ x_2 \\ 7 - \frac{7}{3}x_2 + \frac{1}{3}x_4 \\ x_4 \end{bmatrix}$$

Базисное решение: $x_2 = x_4 = 0$

$$x^0 = \begin{bmatrix} 6 \\ 9 \\ 7 \\ 0 \end{bmatrix} \Rightarrow \text{крайняя точка D}$$

Номер базисного столбца	Базисные неизвестные	Небазисные неизвестные	Базисное решение	Крайняя точка
1, 2	x_1, x_2	x_3, x_4	$(4, 3, 0, 0)^T$	C
1, 3	x_1, x_3	x_2, x_4	$(6, 0, 7, 0)^T$	D
1, 4	x_1, x_4	x_2, x_3	$(13, 0, 0, -21)^T$ - не являются допустимым	$H \notin G$
2, 3	x_2, x_3	x_1, x_4	$(0, 9, -14, 0)^T$ - не является допустимым	$F \notin G$
2, 4	x_2, x_4	x_1, x_3	$(0, \frac{13}{3}, 0, \frac{28}{3})^T$	E
3, 4	x_3, x_4	x_1, x_2	$(0, 0, 13, 18)^T$	0

4 Симплекс-метод

4.1 Симплекс-метод при известном БДР

Симплекс-метод является универсальным методом решения ЗЛП. В его основе лежит идея последовательного перехода от одного БДР к другому, так, чтобы значение целевой функции улучшалось (не становилось хуже).

Рассмотрим ЗЛП в стандартной форме:

$$\begin{cases} f(x) \rightarrow \max \\ Ax = b \\ x \geq 0, \end{cases},$$

где $b \geq 0$, $\text{rg}A = \text{rg}(a|B) = m < n$. m – число ограничений, n – число переменных.

Предположим m первых столбцов матрицы A ЛНЗ, значит, что

$$A = [a_1 \ a_2 \ \dots \ a_m \ a_{m+1} \ \dots \ a_n] \quad A_b = [a_1 \ a_2 \ \dots \ a_m] \quad A_{nb} = [a_{m+1} \ \dots \ a_n]$$

$$x = \begin{bmatrix} x_1 \\ \vdots \\ x_m \\ x_{m+1} \\ \vdots \\ x_n \end{bmatrix} \quad x_b = \begin{bmatrix} x_1 \\ \vdots \\ x_m \end{bmatrix} \quad x_{nb} = \begin{bmatrix} x_{m+1} \\ \vdots \\ x_n \end{bmatrix}$$

$$c = \begin{bmatrix} c_1 \\ \vdots \\ c_m \\ c_{m+1} \\ \vdots \\ c_n \end{bmatrix} \quad c_b = \begin{bmatrix} c_1 \\ \vdots \\ c_m \end{bmatrix} \quad c_{nb} = \begin{bmatrix} c_{m+1} \\ \vdots \\ c_n \end{bmatrix}$$

Тогда задача ЗЛП примет вид:

$$\begin{cases} f = c_b^T x_b + c_{nb}^T x_{nb} \rightarrow \max \\ A_b x_b + A_{nb} x_{nb} = b \\ x_b \geq 0, x_{nb} \geq 0 \end{cases}$$

Выразим базисные переменные через небазисные:

$$x_b = A_b^{-1} b - A_b^{-1} A_{nb} x_{nb}$$

Подставим в задачу:

$$f = c_b^T A_b^{-1} b - c_b^T A_b^{-1} A_{nb} x_{nb} + c_{nb}^T x_{nb} = c_b^T A_b^{-1} b + (c_{nb}^T - c_b^T A_b^{-1} A_{nb}) x_{nb}$$

Таким образом:

$$\begin{cases} f = c_b^T A_b^{-1} b + (c_{nb}^T - c_b^T A_b^{-1} A_{nb}) x_{nb} \rightarrow \max \\ x_b = A_b^{-1} b - A_b^{-1} A_{nb} x_{nb} \\ x_b \geq 0, x_{nb} \geq 0 \end{cases} \quad (4)$$

Определение: (4) называется *канонической формой* (не путать со стандартной формой!) ЗЛП, отвечающей базису x_b .

Признаки канонической формы:

1. Базисные переменные выражены через небазисные
2. В выражении для целевой функции отсутствуют базисные переменные.

Так как оптимальное решение ЗЛП достигается на БДР, то обозначим x_{nb} :

$$f = c_b^T A_b^{-1} b = f_0$$

$$x^0 = \begin{bmatrix} A_b^{-1} b \\ 0 \end{bmatrix}$$

Будем считать, что $x^0 \geq$, то есть x^0 - БДР.

Замечание: Именно по этому излагаемый метод называется симплекс методом при известном БДР.

Для того, чтобы перейти к новому БДР, достаточно:

1. Выбрать некоторую небазисную переменную для включения в базис
2. Выбрать некоторую базисную переменную для исключения из базиса

При этом такая замена одной базисной переменной на другую должна удовлетворять следующим условиям:

1. Значение функции f на новом БР должно быть больше (не меньше) значения f на текущем БДР. (принцип оптимальности)
2. Новое базисное решение должно быть допустимо (принцип допустимости)

Рассмотрим (4):

$$\begin{cases} f = f_0 + dx_{nb} \rightarrow \max \\ x_b = \alpha - Bx_{nb} \\ x_b \geq 0, x_{nb} \geq 0, \end{cases}$$

$$f_0 = c_b^T A_b^{-1} b$$

$$d = c_{nb}^T - c_b^T A_b^{-1} A_{nb}$$

$$\alpha = A_b^{-1} b$$

$$B = A_b^{-1} A_{nb} x_{nb}$$

$$f = f_0 + d_{m+1} x_{m+1} + \dots + d_n x_n \quad (5)$$

Если небазисные некоторые переменные x_j будет включена в базис, то значение целевой функции на новом БР будет равно $f_0 + d_j x_j$, где x_j^0 — значение x_j в текущем БР, так как все небазисные переменные кроме x_j в новом БР будут равны 0, а x_j став базисной может принять положительно значение.

Так как $f \rightarrow \max$, то в базис следует включать ту переменную x_j , для которой $d_j > 0$. Принцип оптимальности заключается в том, чтобы взять в базис такую переменную x_j , для которой d_j максимальное, то есть

$$d_k = \max \{d_j : d_j > 0\}, \quad j \in \text{небазисный индекс}$$

Если все $d_j \leq 0$, то текущее решение улучшить нельзя, таким образом оно оптимально.

Лекция 5

05 октября 2015

2) Выбор базисной переменной для исключения из базиса

Рассмотрим (4) в новом базисе, все переменные вектора x_{nb} , кроме x_k будут равны 0. Тогда запишем (4) в виде:

$$\begin{bmatrix} x_1 \\ \vdots \\ x_m \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} \alpha_1 \\ \vdots \\ \alpha_m \end{bmatrix} - \begin{bmatrix} \beta_1 \\ \vdots \\ \beta_m \end{bmatrix}$$

$$\begin{bmatrix} \alpha_1 \\ \vdots \\ \alpha_m \end{bmatrix} = A_b^{-1}b \quad \begin{bmatrix} \beta_1 \\ \vdots \\ \beta_m \end{bmatrix} - k\text{-ый столбец матрицы } A_b^{-1}A_{nb}$$

Предположим, что x_k в новом БДР приняла значение $x_k^0 \geq 0$. Это значит значение f увеличится на $d_k x_k^0$ (смотри (5)).

При увеличении x_k^0 одна или несколько компонент вектора x_b обнулятся, а при дальнейшем увеличении x_k^0 эти компоненты примут отрицательные значения. Таким образом максимальное возможное значение x_k^0 определяется условием:

$$x_k^0 = \min \left\{ \frac{\alpha_j}{\beta_j} : \beta_j > 0 \right\}, \quad j \in \text{базисным номерам}$$

Таким образом из базиса следует исключить ту переменную x_r , для которой достигается:

$$\frac{\alpha_r}{\beta_r} = \min \left\{ \frac{\alpha_j}{\beta_j} : \beta_j > 0 \right\}$$

Замечание: Если все $\beta_j \leq 0$, то целевая функция не ограничена на множестве допустимых решений (задача оптимизации не имеет решение).

Пример:

$$\begin{cases} f = x_1 + x_2 \rightarrow \max \\ -x_1 + x_2 \leq -1 \\ x_2 \leq 2 \\ x_1 \geq 0, x_2 \geq 0 \end{cases}$$

Решение:

в стандартной форме:

$$\begin{cases} f = x_1 + x_2 \rightarrow \max \\ x_1 - x_2 - x_3 = 1 \\ x_2 + x_4 = 4 \\ x_1, \dots, x_4 \geq 0 \end{cases}$$

$$(A|b) = \begin{bmatrix} \mathbf{1} & \mathbf{-1} & \mathbf{-1} & \mathbf{0} & \mathbf{1} \\ \mathbf{0} & \mathbf{1} & \mathbf{0} & \mathbf{1} & \mathbf{2} \end{bmatrix} \sim \begin{bmatrix} \mathbf{1} & \mathbf{0} & \mathbf{-1} & \mathbf{1} & \mathbf{3} \\ \mathbf{0} & \mathbf{1} & \mathbf{0} & \mathbf{1} & \mathbf{2} \end{bmatrix}$$

(выделенные **жирным** - базисные переменные, то есть x_1 и x_2)

$$\begin{cases} x_1 = 3 + x_3 - x_4 \\ x_2 = 2 - x_4 \end{cases}$$

$$\begin{cases} f = 5 + 1 \cdot x_3 - 2x_4 \\ x_1 = 3 + x_3 - x_4 \\ x_2 = 2 - x_4 \\ x_1, \dots, x_4 \geq 0 \end{cases}$$

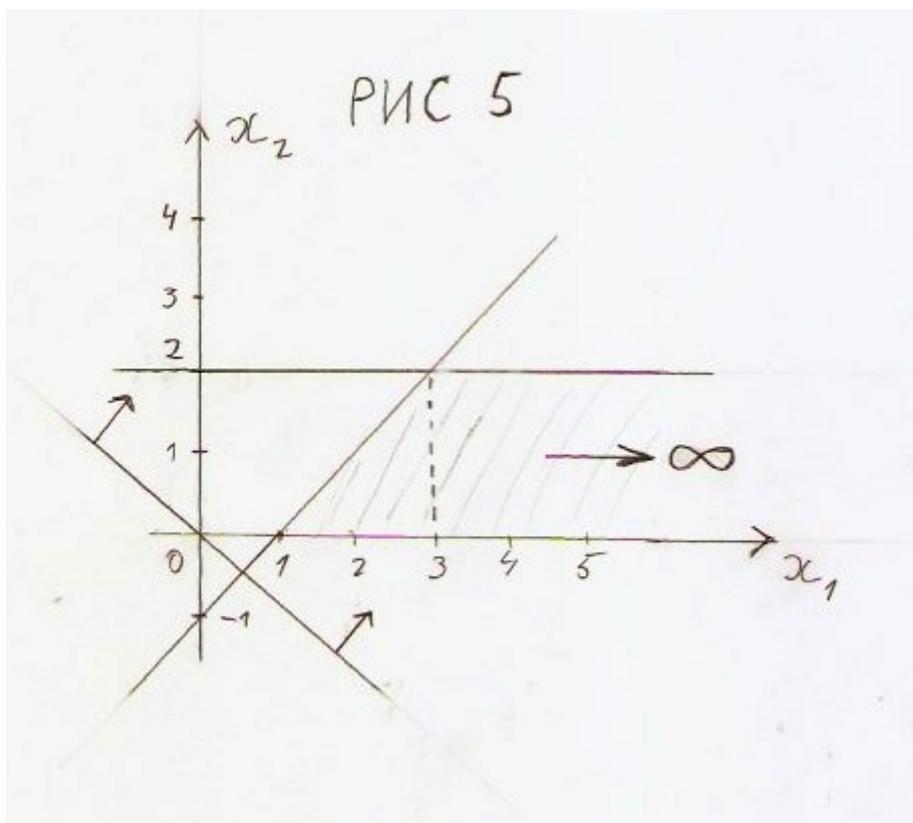
1. $d_3 = 1, d_4 = -2 \Rightarrow x_3$ в базис.

2. x_4 остается небазисной в новом БДР. $x_4 = 0$

$$\begin{bmatrix} x_1 \\ x_2 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 3 \\ 2 \end{bmatrix} - \begin{bmatrix} -1 \\ 0 \end{bmatrix} x_3$$

$$\beta_1 = -1 \quad \beta_2 = 0$$

Все $\beta_j \leq 0 \Rightarrow$ целевая функция не ограничена на множестве допустимых решений



Замечание: Если при $x_k = x_k^0$ в 0 обращается две или более базисных переменных, то из базиса может быть выведена любая из них, но только одна.

Пример: Решить ЗЛП

$$\begin{cases} f = 2x_1 + 5x_2 \rightarrow \max \\ x_1 \leq 400 \\ x_2 \leq 300 \\ x_1 + x_2 \leq 500 \\ x_1, x_2 \geq 0 \end{cases}$$

В стандартной форме ЗЛП:

$$\begin{cases} f = 2x_1 + 5x_2 \rightarrow \max \\ x_1 + x_3 = 400 \\ x_2 + x_4 = 300 \\ x_1 + x_2 + x_5 = 500 \\ x_1, \dots, x_5 \geq 0 \end{cases}$$

Замечание: В рассматриваемом примере все ограничения имеют вид неравенств « \leq » с положительными (не отрицательными) правыми частями. Это значит, что дополнительные переменные x_3, x_4, x_5 можно включить в начальный базис, при этом соответствующее БР будет допустимо.

В качестве базисных переменных возьмем x_3, x_4, x_5 :

$$\left[\begin{array}{ccccc|c} 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 400 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 300 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 500 \end{array} \right]$$

$$\begin{cases} x_3 = 400 - x_1 \\ x_4 = 300 - x_2 \\ x_5 = 500 - x_1 - x_2 \\ f = 2x_1 + 5x_2 \end{cases}$$

$$d_1 = 2, \quad d_2 = 5$$

d_2 — максимальное среди положительных, тогда x_2 в базис. x_1 остается небазисной, тогда:

$$\begin{bmatrix} x_3 \\ x_4 \\ x_5 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 400 \\ 300 \\ 500 \end{bmatrix} - \begin{bmatrix} 0 \\ 1 \\ 1 \end{bmatrix} x_2$$

$$\min \left\{ \frac{\alpha_j}{\beta_j} : \beta_j > 0 \right\}$$

$$\beta_4 = 1 \quad \beta_5 = 1$$

$$\frac{\alpha_4}{\beta_4} = \frac{300}{1} \quad \frac{\alpha_5}{\beta_5} = \frac{500}{1}$$

x_4 из базиса

2-ая итерация

x_2, x_3, x_4 - базис

Построим канон. форму ЗЛП для этого:

$$\left[\begin{array}{ccccc|c} 1 & \mathbf{0} & \mathbf{1} & 0 & \mathbf{0} & 400 \\ 0 & \mathbf{1} & \mathbf{0} & 1 & \mathbf{0} & 300 \\ 1 & \mathbf{1} & \mathbf{0} & 0 & \mathbf{1} & 500 \end{array} \right] \sim \left[\begin{array}{ccccc|c} 1 & \mathbf{0} & \mathbf{1} & 0 & \mathbf{0} & 400 \\ 0 & \mathbf{1} & \mathbf{0} & 1 & \mathbf{0} & 300 \\ 1 & \mathbf{0} & \mathbf{0} & -1 & \mathbf{1} & 200 \end{array} \right]$$

$$\begin{cases} x_2 = 300 - x_4 \\ x_3 = 400 - x_1 \\ x_5 = 200 - x_1 + x_4 \\ f = 2x_1 + 5x_2 = 1500 + 2x_1 - 5x_4 \end{cases}$$

$$d_1 = 2 \quad d_4 = -5$$

x_1 в базис. x_4 останется небазисной, значит $x_4 = 0$. Получаем:

$$\begin{bmatrix} x_2 \\ x_3 \\ x_5 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 300 \\ 400 \\ 200 \end{bmatrix} - \begin{bmatrix} 0 \\ 1 \\ 1 \end{bmatrix} x_4$$

$$x_b = \begin{bmatrix} x_2 \\ x_3 \\ x_5 \end{bmatrix} \quad \alpha = \begin{bmatrix} 300 \\ 400 \\ 200 \end{bmatrix} \quad \beta = \begin{bmatrix} 0 \\ 1 \\ 1 \end{bmatrix}$$

$$\frac{\alpha_3}{\beta_3} = \frac{400}{1} \quad \frac{\alpha_5}{\beta_5} = \frac{200}{1} \Rightarrow x_5 \text{ из базиса}$$

3-ая итерация

x_1, x_2, x_3 - базис

Строим каноническую форму для этого базиса:

$$(A|b) = \left[\begin{array}{ccccc|c} \mathbf{1} & \mathbf{0} & \mathbf{1} & \mathbf{0} & \mathbf{0} & 400 \\ \mathbf{0} & \mathbf{1} & \mathbf{0} & \mathbf{1} & \mathbf{0} & 300 \\ \mathbf{1} & \mathbf{0} & \mathbf{0} & \mathbf{-1} & \mathbf{1} & 200 \end{array} \right] \sim \left[\begin{array}{ccccc|c} \mathbf{0} & \mathbf{0} & \mathbf{1} & \mathbf{1} & \mathbf{-1} & 200 \\ \mathbf{0} & \mathbf{1} & \mathbf{0} & \mathbf{1} & \mathbf{0} & 300 \\ \mathbf{1} & \mathbf{0} & \mathbf{0} & \mathbf{-1} & \mathbf{1} & 200 \end{array} \right]$$

$$\begin{cases} x_1 = 200 + x_4 - x_5 \\ x_2 = 300 - x_4 \\ x_3 = 200 - x_4 + x_5 \\ f = 1500 + 2x_1 - 5x_4 = 1900 - 3x_4 - 2x_5 \end{cases}$$

$$d_4 = -3 \quad d_5 = -2$$

Все $d_j \leq 0 \Rightarrow$ текущая БДР оптимальная.

Ответ:

$$x^{opt} = \begin{bmatrix} 200 \\ 300 \\ 200 \\ 0 \\ 0 \end{bmatrix}$$

$$f^{opt} = f(x^{opt}) = 1900$$

Проведенные вычисления удобно организовать в так называемой *симплекс таблице*:

$$\begin{cases} f = 2x_1 + 5x_2 \rightarrow \max \\ x_1 + x_3 = 400 \\ x_2 + x_4 = 300 \\ x_1 + x_2 + x_5 = 500 \\ x_1, \dots, x_5 \geq 0 \end{cases}$$

x_3, x_4, x_5 - начальный базис

Итерация	Базисные переменные	Значения	x_1	x_2	x_3	x_4	x_5	$\frac{\alpha_i}{\beta_j}$	Итог
1	x_3	400	1	0	1	0	0		x_4 из базиса, x_2 в базис
	x_4	300	0	1	0	1	0	$\frac{300}{1}$	
	x_5	500	1	1	0	0	1	$\frac{500}{1}$	
	$-f$	0	2	5	0	0	0		
2	x_3	400	1	0	1	0	0	$\frac{400}{1}$	x_5 из базиса, x_1 в базис
	x_2	300	0	1	0	1	0		
	x_5	500	1	0	0	-1	1	$\frac{200}{1}$	
	$-f$	-1500	2	0	0	0	0		
3	x_3	200	0	0	1	1	-1		Оптимальное
	x_2	300	0	1	0	1	0		
	x_1	500	1	0	0	-1	1		
	$-f$	-1900	0	0	0	-3	-2		

4.2 Построение начального БДР

В рассмотренных выше примерах начальное БДР отвечало либо m первым столбцам матрицы A , либо дополнительным переменным. В общем случае это не так и для построения начального БДР нужна регуляризирующая процедура.

Рассмотрим ЗЛП в стандартной форме:

$$\begin{cases} f(x) \rightarrow \max \\ Ax = b \\ x \geq 0, \end{cases},$$

где $b \geq 0$, $\text{rg}A = \text{rg}(a|B) = m < n$. m – число ограничений, n – число переменных.

Построение начального БДР можно свести к решению вспомогательной ЗЛП.

Рассмотрим ЗЛП:

$$\begin{cases} w = -I^T y \rightarrow \max \\ Ax + y = b \\ x \geq 0, y \geq 0, \end{cases}$$
$$y = \begin{bmatrix} y_1 \\ \vdots \\ y_m \end{bmatrix} \quad I = \begin{bmatrix} 1 \\ \vdots \\ 1 \end{bmatrix} \in R^n$$
$$w = -(y_1 + \dots + y_m) \rightarrow \max$$

Определение: Переменные y_1, \dots, y_m называются искусственными.

1. Для этой задачи переменные y_1, \dots, y_m могут быть использованы в качестве начального базиса
2. $w \leq 0$, а при $y = \vec{0}$, $w = 0 \Rightarrow$ после решения этой ЗЛП переменные $y_1, \dots, y_m = 0$, исключаются из базиса и более не рассматриваются. Текущий базис из переменных x_j используются в качестве начального для решения исходных ЗЛП.

Замечание: Если $w_{opt} < 0$ (то есть $y^{opt} \neq 0$), то исходная ЗЛП не имеет допустимых решений. $w \rightarrow \max, w \neq 0$ за счет того, что для $y = 0$ не выполняется ограничение задачи, тогда равенство $Ax + y = b$ не может быть выполнено при $y = 0$.

Лекция 6

12 октября 2015

Пример:

$$\begin{cases} f = 3x_1 + 4x_2 \rightarrow \max \\ x_1 \geq 10 \\ x_2 \geq 5 \\ x_1 + x_2 \leq 20 \\ -x_1 + 4x_2 \leq 20 \\ x_1, x_2 \geq 0 \end{cases}$$

$$\begin{cases} f = 3x_1 + 4x_2 \rightarrow \max \\ x_1 - x_3 = 10 \\ x_2 - x_4 = 5 \\ x_1 + x_2 + x_5 = 20 \\ -x_1 + 4x_2 + x_6 = 20 \\ x_1, \dots, x_6 \geq 0 \end{cases}$$

Переменные x_1, x_2 — небазисные, тогда $x_1 = x_2 = 0$,

$$x_3 = -10 < 0$$

$$x_4 = -15 = 0$$

Что плохо

$$x_5 = 20 \geq 0$$

$$x_6 = 20 \geq 0$$

Что хорошо.

$$\begin{cases} f = 3x_1 + 4x_2 \rightarrow \max \\ x_1 - x_3 + y_1 = 10 \\ x_2 - x_4 + y_2 = 15 \\ x_1 + x_2 + x_5 = 20 \\ -x_1 + 4x_2 + x_6 = 20 \\ x_1, \dots, x_6 \geq 0 \\ y_1, y_2 \geq 0 \end{cases}$$

x_1, x_2, x_3, x_4 — небазисные.

y_1, y_2, x_5, x_6 — базисные, тогда

$$\begin{cases} \text{в соответствии с БР} \\ y_1 = 10 \\ y_2 = 15 \\ x_5 = x_6 = 20 \end{cases}$$

,

тогда БР является БДР.

x_3, \dots, x_6 называются дополнительными переменными, y_1, y_2 называются искусственными.

$$w = -(y_1 + y_2) = -25 + x_1 + x_2 - x_3 - x_4 \rightarrow \max$$

Из первого ограничения $-y_1 = -10 + x_1 - x_3$, из второго ограничения $-y_2 = -5 + x_2 - x_4$

Итерация	БП	Значения	x_1	x_2	x_3	x_4	x_5	x_6	y_1	y_2	$\frac{\alpha_i}{\beta_j}$	Итог
1	y_1	10	1	0	-1	0	0	0	1	0	$\frac{10}{1}$	y_1 из базиса, x_1 в базис
	y_2	15	0	1	0	1	0	0	0	1		
	x_5	20	1	1	0	0	1	0	0	0	$\frac{20}{1}$	
	x_6	20	-1	4	0	0	0	1	0	0		
	$-f$	0	3	4	0	0	0	0	0	0		
	$-w$	25	1	1	-1	-1	0	0	0	0		
2	x_1	10	1	0	4	0	0	0	1	0		y_2 из базиса, x_2 в базис
	y_2	5	0	1	0	-1	0	0	0	1	$\frac{5}{1}$	
	x_5	10	0	1	1	0	1	0	-1	0	$\frac{10}{1}$	
	x_6	30	0	4	-1	0	0	1	1	0	$\frac{15}{2}$	
	$-f$	-30	0	4	3	0	0	0	-3	0		
	$-w$	5	0	1	0	-1	0	0	-1	0		
3	x_1	10	1	0	-1	0	0	0	1	0		Строка для w оптимальные $y_1, y_2 = 0$. x_1, x_2, x_5, x_6 — начальный базис x_6 из базиса x_4 в базис
	x_2	5	0	1	0	-1	0	0	0	1	$\frac{5}{1}$	
	x_5	5	0	0	1	1	1	0	-1	-1	$\frac{10}{4}$	
	x_6	10	0	0	-1	4	0	1	1	-4	$\frac{15}{2}$	
	$-f$	-50	0	0	3	4	0	0	-3	-4		
	$-w$	0	0	0	0	0	0	0	-1	-1		

Итерация	БП	Значения	x_1	x_2	x_3	x_4	x_5	x_6	Итог
4	x_1	10	1	0	-1	0	0	0	x_4 из базиса
	x_2	7.5	0	1	-1/4	0	0	1/4	
	x_5	2.5	0	0	5/4	0	1	-1/4	
	x_4	2.5	0	0	-1/4	1	0	1/4	
	$-f$	-60	0	0	4	0	0	-1	
5	x_1	12	1	0	0	0	4/5	-1/5	x_3 в базис
	x_2	8	0	1	0	0	1/5	1/5	
	x_3	2	0	0	1	0	4/5	-1/5	
	x_4	3	0	0	0	1	1/5	1/20	
	$-f$	-68	0	0	0	0	-16/5	-1/5	

$$f^{opt} = 68$$

$$x^0 = \begin{bmatrix} 12 \\ 8 \\ 2 \\ 3 \\ 0 \\ 0 \end{bmatrix}$$

5 Двойственная задача

5.1 Определение

Определение: Стандартной формой прямой задачи называют задачу вида:

$$\begin{cases} f = c^T x \rightarrow \max \\ Ax \leq b \\ x \geq 0 \end{cases} \quad (6)$$

(не обязательно $b \geq 0$)

Признаки стандартной формы прямой задачи:

1. Целевая функция максимизируется
2. Все ограничения имеют вид \leq
3. Все переменные подчинены условию неотрицательности

Замечание: Ниже мы покажем, что любая ЗЛП может быть приведена к стандартной форме прямой задачи

Определение: Задачей двойственности к (6), называется ЗЛП вида

$$\begin{cases} g = b^T y \rightarrow \min \\ A^T y \geq c \\ y \geq 0 \end{cases} \quad (7)$$

При этом (7) называется стандартной формой двойственной задачи

Пример:

$$\begin{cases} f = x_1 - 4x_2 - 3x_3 \rightarrow \min \\ 3x_1 + 4x_2 + x_3 \leq 7 \\ x_3 \geq 4 \\ x_1 + 2x_2 + x_3 = 6 \\ x_1, x_2, x_3 \geq 0 \end{cases}$$

Составим двойственную задачу

Решение

Приведем к стандартной форме прямой задачи:

$$\begin{cases} f_1 = -f = -x_1 + 4x_2 + 3x_3 \rightarrow \max \\ 3x_1 + 4x_2 + x_3 \leq 7 & (y_1) \\ -x_3 \leq -4 & (y_2) \\ x_1 + 2x_2 + x_3 \leq 6 & (y'_3) \\ -x_1 - 2x_2 - x_3 \leq -6 & (y''_3) \\ x_1, x_2, x_3 \geq 0, \text{ так как:} \end{cases}$$

$$\left(a = b \Leftrightarrow \begin{cases} a \leq b \\ a \geq b \end{cases} \right)$$

Двойственная задача:

$$\begin{cases} g = 7y_1 - 4y_2 + 6y'_3 - 6y''_3 \rightarrow \min \\ 3y_1 + 0y_2 + y'_3 - y''_3 \geq -1 \\ 4y_1 + 0y_2 + 2y'_3 - 2y''_3 \geq 4 \\ y_1 - y_2 + y'_3 - y''_3 \geq 3 \\ y_1, y_2, y'_3, y''_3 \geq 0 \end{cases}$$

$$y_3 = y'_3 - y''_3$$

$$\begin{cases} g = 7y_1 - 4y_2 + 6y_3 \rightarrow \min \\ 3y_1 + 0y_2 + y_3 \geq -1 \\ 4y_1 + 0y_2 + 2y_3 \geq 4 \\ y_1 - y_2 + y_3 \geq 3 \\ y_1, y_2, y_3 \geq 0 \end{cases}$$

Замечание:

1. Число ограничений двойственной задачи равно числу переменных прямой задачи
2. Число переменных двойственной задачи равно числу ограничений прямой задачи
3. Если некоторое ограничение прямой задачи является равенством, то соответствующая переменная двойственной задачи не ограничена в знаке.

Пример: Составить двойственную задачу для

$$\begin{cases} f = 6x_1 + 10x_2 \rightarrow \max \\ 5x_1 + 3x_2 \geq 10 \\ x_1 - x_2 \leq 4 \\ x_1 \geq 0 \\ x_2 \text{ не ограничена в знаке} \end{cases}$$

Приведем к стандартной форме прямой задачи:

$$\begin{cases} f = 6x_1 + 10x_2 \rightarrow \max \\ -5x_1 - 3x_2 \leq -10 \\ x_1 - x_2 \leq 4 \\ x_1 \geq 0 \\ x_2 = x'_2 - x''_2 \\ x'_2, x''_2 \geq 0 \end{cases}$$

Стандартная форма прямой задачи:

$$\begin{cases} f = 6x_1 + 10x_2' - 10x_2'' \rightarrow \max \\ -5x_1 - 3x_2' + 3x_2'' \leq -10 \\ x_1 - x_2' + x_2'' \leq 4 \\ x_1 \geq 0 \\ x_2', x_2'' \geq 0 \end{cases}$$

Двойственная задача

$$\begin{cases} g = -10y_1 + 4y_2 \rightarrow \min \\ -5y_1 + y_2 \geq 6 \\ -3y_1 - y_2 \geq 10 \\ 3y_1 + y_2 \geq -10 \equiv -3y_1 - y_2 \leq 10 \\ y_1, y_2 \geq 0 \end{cases}$$

$$\begin{cases} g = -10y_1 + 4y_2 \rightarrow \min \\ -5y_1 + y_2 \geq 6 \\ -3y_1 - y_2 \geq 10 \\ 3y_1 - y_2 = -10 \\ y_1, y_2 \geq 0 \end{cases}$$

Замечание: Таким образом если некоторая переменная принимает значение не ограничена в знаке, то её соответствующее ограничение двойственной задачи является равенством.

5.2 Основные соотношения двойственности

Теорема 1: Задача, двойственная к двойственной, эквивалентна прямой задаче.

Доказательство

Прямая задача:

$$\begin{cases} f = c^T x \rightarrow \max \\ Ax \leq b \\ x \geq 0 \end{cases}$$

Двойственная задача:

$$\begin{cases} g = b^T y \rightarrow \min \\ A^T y \geq c \\ y \geq 0 \end{cases}$$

Двойственная задача в стандартной форме прямой задачи

$$\begin{cases} g_1 = (-b^T) y \rightarrow \max \\ (-A^T) y \leq -c \\ y \geq 0 \end{cases}$$

Задача двойственная к двойственной:

$$\begin{cases} h = (-c^T) z \rightarrow \min \\ (-A^T)^T z \geq -b \\ z \geq 0 \end{cases} \Leftrightarrow \begin{cases} h_1 = c^T z \rightarrow \max \\ Az \geq -b \\ z \geq 0 \end{cases}$$

Меняем z на x и получаем прямую задачу

Конец доказательства

Теорема 2: Пусть:

1. Прямая задача имеет **допустимое** решение \hat{x}
2. Двойственная задача имеет **допустимое** решение \hat{y}

Тогда $f(\hat{x}) \leq g(\hat{y})$

Доказательство

Прямая задача:

$$\begin{cases} f = c^T x \rightarrow \max \\ Ax \leq b \\ x \geq 0 \end{cases}$$

Двойственная задача:

$$\begin{cases} g = b^T y \rightarrow \min \\ A^T y \geq c \\ y \geq 0 \end{cases}$$

1. Так как \hat{x} допустим $\Rightarrow A\hat{x} \leq b$, умножим обе части \hat{y}^T слева и получим $\hat{y}^T A\hat{x} \leq \hat{y}^T b$. Левая и правая часть — скаляры., тогда получим $\hat{x}^T A^T \hat{y} \leq b^T \hat{y}$
2. Так как \hat{y} допустим $\Rightarrow A^T \hat{y} \geq c$, умножим на $\hat{x}^T \geq 0$ справа и слева и получим $\hat{x}^T A^T \hat{y} \geq \hat{x}^T c \Rightarrow \hat{x}^T A^T \hat{y} \geq c^T \hat{x} = f(\hat{x})$
3. Таким образом $f(\hat{x}) \leq g(\hat{y})$

Конец доказательства

Следствие: Если целевая функция прямой задач не ограничена (сверху y) на множестве допустимых решений, то множество допустимых решений двойственно задачи пусто.

Лекция 7

19 октября 2015

Теорема 3: Пусть:

1. \tilde{x} - допустимое решение прямой задачи
2. \tilde{y} - допустимое решение двойственной задачи
3. $f(\tilde{x}) = g(\tilde{y})$

Тогда:

1. \tilde{x} — оптимальное решение прямой задачи
2. \tilde{y} — оптимальное решение двойственной задачи

Доказательство

Покажем, что \tilde{x} — оптимальное решение прямой задачи.

$\forall x \in G_{\text{пр}} \quad f(x) \leq f(\tilde{y})$, но $f(\tilde{y}) = f(\tilde{x}) \Rightarrow \forall x \in G_{\text{пр}} \quad f(x) \leq f(\tilde{x}) \Rightarrow \tilde{x}$ - оптимальное

Конец доказательства

Теорема 4

Пусть Простая задача имеет оптимальное решение x^0

Тогда

1. Двойственная задача имеет оптимальное решение y^0
2. $f(x^0) = g(y^0)$

Док-во

Прямая задача:

$$\begin{cases} f = c^T x \rightarrow \max \\ Ax \leq b \\ x \geq 0 \end{cases}$$

Двойственная задача:

$$\begin{cases} g = b^T y \rightarrow \min \\ A^T y \geq c \\ y \geq 0 \end{cases}$$

Запишем ограничения прямой задачи в виде равенств

$$\begin{cases} a_{11}x_1 + \dots + a_{1n}x_n + x_{n+1} & = b_1 \\ \vdots & \\ a_{m1}x_1 + \dots + a_{mn}x_n + \dots + x_{n+m} & = b_m \end{cases}$$

Так как $x^0 = (x_1^0, \dots, x_n^0)$ — оптимальное решение прямой задачи, тогда x^0 — допустимое решение

$$\begin{cases} a_{11}x_1^0 + \dots + a_{1n}x_n^0 + x_{n+1} & = b_1(-u_1) \\ \vdots & \\ a_{m1}x_1^0 + \dots + a_{mn}x_n^0 + \dots + x_{n+m} & = b_m(-u_m) \\ c_1x_1^0 + \dots + c_nx_n^0 & = f_0 \end{cases}$$

где $f_0 = f(x^0)$

1) Умножим i -ое ограничение на $(-u_i)$ и добавим к последней строке для f_0 :

$$\left(c_1 - \sum_{i=1}^m a_{i1}u_i \right) x_1^0 + \dots + \left(c_n - \sum_{i=1}^m a_{in}u_i \right) x_n^0 + \sum_{i=1}^m (-u_i x_{n+i}) = f_0 - \sum_{i=1}^m b_i u_i \quad (8)$$

2) Пусть оптимальному решению x^0 отвечает некоторый базис в матрице $(A|E)$

Подберем числа u_i таким образом, что в (8) коэффициенты при базисных переменных равны 0

$$c_j - \sum_{i=1}^m a_{ij}u_i = 0, \quad j \in \{\text{множество номеров базисных переменных}\}$$

Если $j \in \{n+1, \dots, n+m\}$, то $c_j = 0$, $a_{ij} = \delta_{ij} = \begin{cases} 1, & i = j \\ 0, & \text{иначе} \end{cases}$

В координатной форме эта СЛАУ:

$$\begin{cases} a_{1,j_1}u_1 + \dots + a_{m,j_2}u_m = c_{j_1} \\ \vdots \\ a_{1,j_m}u_1 + \dots + a_{m,j_m}u_m = c_{j_m} \end{cases} \quad (9)$$

Матрица этой СЛАУ:

$$\alpha = \begin{bmatrix} a_{1,j_1} & \dots & a_{m,j_1} \\ \vdots & & \vdots \\ a_{1,j_m} & \dots & a_{m,j_m} \end{bmatrix} = A_B^T$$

$\det A_B <> 0$ тогда $\det A_B^T <> 0$ тогда СЛАУ (9) имеет единственное решение. Обозначим это решение $u^0 = (u_1^0 \dots u_m^0)$, $u^0 = (A_B^T)^{-1}c_B$.

3) Так как в левой части (8) константы при базисных переменных равны 0 (для подобранных нами $u_i = u_i^0$), то (8) является канонической формой записи целевой функции отвечающей оптимальному базису, тогда остальные константы в левой части (8) меньше либо равны 0:

$$\begin{cases} c_j - \sum_{i=1}^m a_{ij}u_i^0 \leq 0, & j = \overline{1; n} \\ -u_i^0 \leq 0, & i = \overline{1; m} \end{cases}$$

Отсюда

$$\begin{cases} \sum_{i=1}^m a_{ij}u_i^0 \geq c_j, & j = \overline{1; n} \\ u_i \geq 0, & i = \overline{1; m} \end{cases}$$

То есть

$$\begin{cases} A^T u^0 \geq 0 \\ u^0 \geq 0 \end{cases}$$

Тогда u^0 допустимое решение двойственной задачи.

4) В (8) u_i^0 подобраны так, что константы при базисе $x_j = 0$, а небазисные переменные в БР и так равны 0, тогда левая часть в (8) = 0, Правая часть = 0, тогда $f_9 = \sum_{i=1}^m b_i u_i^0 = g(u^0)$.

5) Так как u^0 — дополнительное решение двойственной задачи $g(u^0) = f(x^0)$, то u^0 — оптимальное.

Решение двойственной задачи (теорема 3).

Замечание: В ходе доказательства теоремы 4 мы доказали несколько больше заявленного в условии. Мы указали способ построения оптимального решения двойственной задачи:

$$y^0 = (A_B^T)^{-1}c_B$$

Следствие: Если двойственная задача имеет оптимальное решение y^0 , то и прямая задача имеет оптимальное решение x^0 , причем $f(x^0) = g(y^0)$.

Теорема 5 Пусть

1. x^0 — оптимальное решение прямой задачи
2. y^0 — оптимальное решение двойственной задачи

Тогда

$$y_i^0 \left(\sum_{j=1}^n a_{ij} x_j^0 - b_j \right) = 0, \quad i = \overline{1; m}$$

$$x_j^0 \left(\sum_{i=1}^m a_{ij} y_i^0 - c_j \right) = 0, \quad j = \overline{1; n}$$

Доказательство

Прямая задача:

$$\begin{cases} f = c^T x \rightarrow \max \\ Ax \leq b \\ x \geq 0 \end{cases}$$

Двойственная задача:

$$\begin{cases} g = b^T y \rightarrow \min \\ A^T y \geq c \\ y \geq 0 \end{cases}$$

1) Так как x^0, y^0 — оптимальные решения, тогда они допустимы

$$\begin{aligned} \begin{cases} Ax^0 - b \leq 0 \\ A^T y^0 - c \geq 0 \end{cases} &\Rightarrow \begin{cases} (y^0)^T \geq 0 \\ (x^0)^T \geq 0 \end{cases} \Rightarrow \begin{cases} y^{0T} (Ax^0 - b) \leq 0 \\ x^{0T} (A^T y^0 - c) \geq 0 \end{cases} \Rightarrow \\ &\Rightarrow \begin{cases} y^{0T} Ax^0 - y^{0T} b \leq 0 \\ x^{0T} A^T y^0 - x^{0T} c \geq 0 \end{cases} \Rightarrow \begin{cases} y^{0T} Ax^0 \leq g(y^0) \\ x^{0T} A^T y^0 \geq f(x^0) \end{cases} \end{aligned} \quad (10)$$

Так как x^0, y^0 — оптимальные решения, то $f(x^0) = g(y^0) \Rightarrow$ неравенства (10) выполняются в форме равенств.

2) Рассмотрим 1-ое неравенство из (10): $Ax^0 \leq b$

$$y^{0T} (Ax^0 - b) = 0$$

В координатной форме:

$$\sum_{k=1}^m y_k^0 \left(\sum_{j=1}^n a_{kj} x_j - b_k \right) = 0$$

$$\left(\sum_{j=1}^n a_{kj} x_j - b_k \right) \leq 0, \quad y_k^0 \geq 0 \Rightarrow y_k^0 \left(\sum_{j=1}^n a_{kj} x_j - b_k \right) \leq 0$$

Каждое из слагаемых равно 0.

Конец доказательства

Пример:

$$\begin{cases} f = 6x_1 + x_2 - 16x_3 - 4x_4 \rightarrow \max \\ 3x_1 - 2x_2 - x_4 \leq 4 \\ 1.5x_1 + x_2 - 4x_3 \leq -1 \\ x_1, \dots, x_4 \geq 0 \end{cases}$$

1. Решить задачу симплекс методом
2. Составить двойственную задачу и решить её симплекс методом.

Решение

1) Прямая задача

$$\begin{cases} f = 6x_1 + x_2 - 16x_3 - 4x_4 \rightarrow \max \\ 3x_1 - 2x_2 - x_4 + x_5 = 4 \\ 1.5x_1 + x_2 - 4x_3 - x_6 + y_1 = -1 \\ x_1, \dots, x_6, y_1 \geq 0 \end{cases}$$

Ит	БП	Значение	x_1	x_2	x_3	x_4	x_5	x_6	y_1	Итог
1	x_5	4	3	-2	0	-1	1	0	0	у_1 из базиса x_3 в базис
	y_1	1	-1.5	-1	4	0	0	-1	1	
	$-f$	0	6	1	-16	-4	0	0	0	
	$-w$	1	-1.5	-1	4	0	0	-1	0	
2	x_5	4	3	-2	0	-1	1	0	0	
	x_3	1/4	-3/8	-1/4	1	0	0	-1/4	-1/4	
	$-f$	4	0	-3	0	-4	0	-4	4	
	$-w$	0	0	0	0	0	0	0	-1	

Таким образом $f_0 = -4$, $x^0 = (0, 0, \frac{1}{4}, 0, 4, 0)$.

2) Составим задачу, двойственной к исходной

$$\begin{cases} g = 4y_1 - y_2 \rightarrow \min \\ 3y_1 + \frac{3}{2}y_2 \geq 6 \\ -2y_1 + y_2 \geq 1 \\ -4y_2 \geq -16 \\ -y_1 \geq -4 \\ y_1, y_2 \geq 0 \end{cases}$$

Приведем к стандартной форме ЗЛП:

$$\begin{cases} g = 4y_1 - y_2 \rightarrow \max \\ 3y_1 + \frac{3}{2}y_2 - y_3 + z_1 = 6 \\ -2y_1 + y_2 - y_4 + z_2 = 1 \\ -4y_2 + y_5 = -16 \\ -y_1 + y_6 = -4 \\ y_1, \dots, y_6, z_1, z_2 \geq 0 \end{cases}$$

$$w = -(z_1 + z_2) = y_1 + \frac{5}{2}y_2 - y_3 - y_4 - 7 \rightarrow \max$$

Ит	БП	Значение	y_1	y_2	y_3	y_4	y_5	y_6	z_1	z_2	Итог
1	z_1	6	3	1.5	-1	0	0	0	1	0	z_2 из базиса
	z_2	1	-2	1	0	-1	0	0	0	1	
	y_5	16	0	4	0	0	1	0	0	0	
	y_6	4	1	0	0	0	0	0	1	0	
	$-g_1$	0	-4	1	0	0	0	0	0	0	
	$-w$	7	1	2.5	-1	-1	0	0	0	0	y_2 в базис
2	z_1	4.5	6	0	-1	-15	0	0	1	-1.5	z_1 из базиса
	y_2	1	-2	1	0	-1	0	0	0	1	
	y_5	12	8	0	0	4	1	1	0	4	
	y_6	4	1	0	0	0	0	0	0	0	
	$-g_1$	-1	-2	0	0	1	0	1	0	-1	
	$-w$	4.5	6	0	-1	1.5	0	0	0	-2.5	y_1 в базис
3	y_1	3/4	1	0	-1/6	1/4	0	0	1/6	-1/4	
	y_2	2.5	0	1	-1/3	-1/2	0	0	1/3	1/2	
	y_5	6	0	0	4/3	2	1	0	-4/3	-2	
	y_6	13/4	0	0	1/6	-1/4	0	1	-1/6	1/4	
	$-g_1$	1/2	0	0	-1/3	3/2	0	0	1/3	-3/2	
	$-w$	0	0	0	0	0	0	0	-1	-1	
4	y_4	3	4	0	-2/3	1	0	0			
	y_2	4	2	1	-2/3	0	0	0			
	y_5	0	-8	0	8/3	0	1	0			
	y_6	4	1	0	0	0	0	1			
	$-g_1$	-4	-6	0	2/3	0	0	0			y_5 из базиса
5	y_4	3	2	0	0	1	1/4	0			
	y_2	4	0	1	0	0	1/4	0			
	y_3	9/2	-3	0	1	0	3/8	0			
	y_6	4	1	0	0	0	0	1			
	$-g_1$	-4	-4	0	0	0	-1/4	0			y_3 в базис

$$-g_1 = -4 \Rightarrow g_1 = 4 \Rightarrow g_{opt} = -4 = f_{opt}$$

$$y^0 = \left(0, 4, \frac{9}{2}, 3, 0, 4 \right), \quad y_1^0 = 0; \quad y_2^0 = 4$$

Замечание: В ходе доказательства теоремы 4 мы показали, что зная оптимальное решение прямой задачи, можно найти оптимальное решение двойственной задачи по формуле:

$$y^0 = (A_B^T)^{-1} c_B$$

Однако это не требуется, так как значения коэффициентов при дополнительных переменных. x_{n+1}, \dots, x_{n+m} в оптимальной строке для f совпадают со значениями переменных в оптимальном решении двойственной задачи

Таким образом получив оптимальное решение одной из задач можно сразу же выписать оптимальное решение двойственной ей задачи. Из двух задач обычно решают ту, которая содержит меньше ограничений.

Лекция 8

26 октября 2015

6 Целочисленное программирование

6.1 Основные понятия

6.1.1 Постановка задачи

Определение: Задачей целочисленного программирования (ЗЦП), называется задача следующего вида:

$$\begin{cases} f(x) = \sum_{j=1}^n c_j x_j \rightarrow \max & (1) \\ \sum_{j=1}^n a_{ij} x_j = b_i, \quad i = \overline{1; m} & (2) \\ x_j \geq 0, \quad j = \overline{1; n} & (3) \\ x_1, \dots, x_n \in \mathbb{Z} & (4) \end{cases}$$

При этом задача (1)-(3) является «обычной» ЗЛП. Эта задача по отношению к задаче (1)-(4) называется задачей с *ослабленными ограничениями*

При этом:

- Если $p = n$, то задача (1)-(4) называется *полностью* целочисленной
- Если $p < n$, то задача (1)-(4) называется *частично* целочисленной.

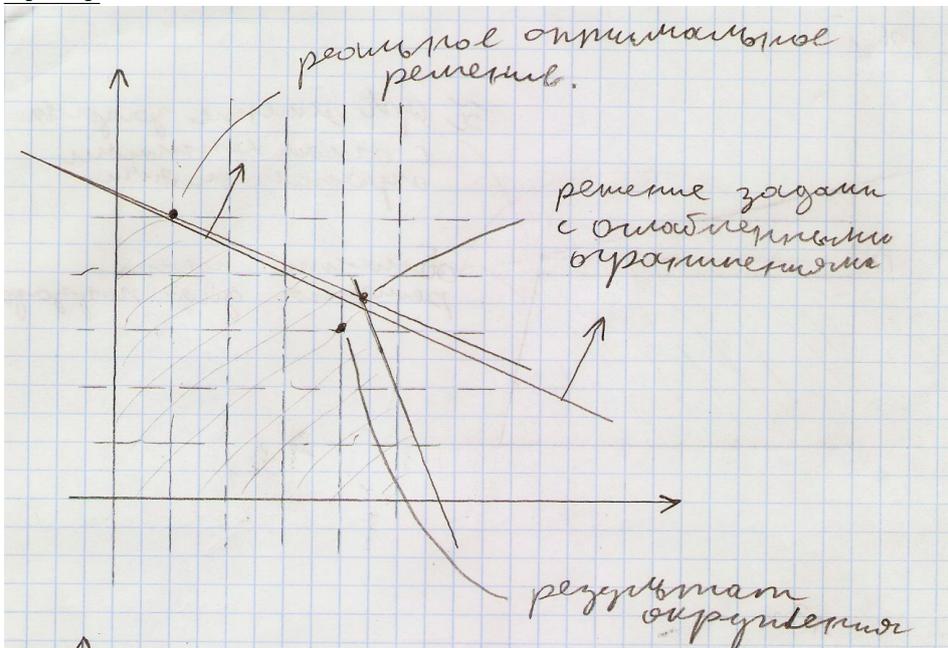
Замечание: Станки, люди, автомобили, самолеты измеряются в целых единицах. Это и приводит к необходимости рассматривать ЗЦП.

6.1.2 О методах решения ЗЦП

1. «Решить задачу с ослабленными ограничениями и округлить результат»

Этот метод не всегда дает корректный результат.

Пример

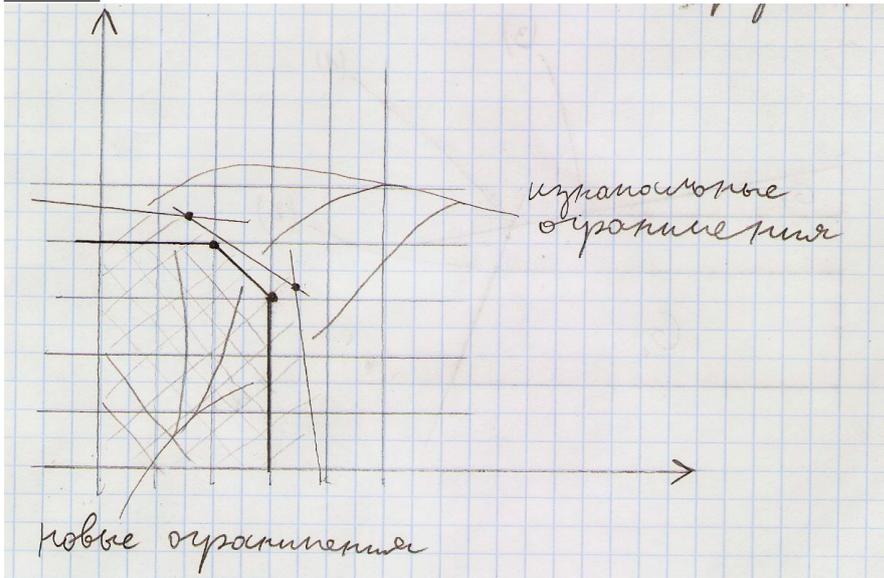


Замечание: Кроме того, аппарат округления оказывается принципиально неприменимым в некоторых случаях, например при решении задач булевого программирования.

2. Методы отсечения.

Множество допустимых решений задачи с ослабленными ограничениями являются выпуклым многогранником. В основе методов отсечения лежит идея добавления новых ограничений к системе ограничений исходной задачи так, чтобы крайними точками «нового» множества допустимых решений стали точки, удовлетворяющие требованию целочисленности.

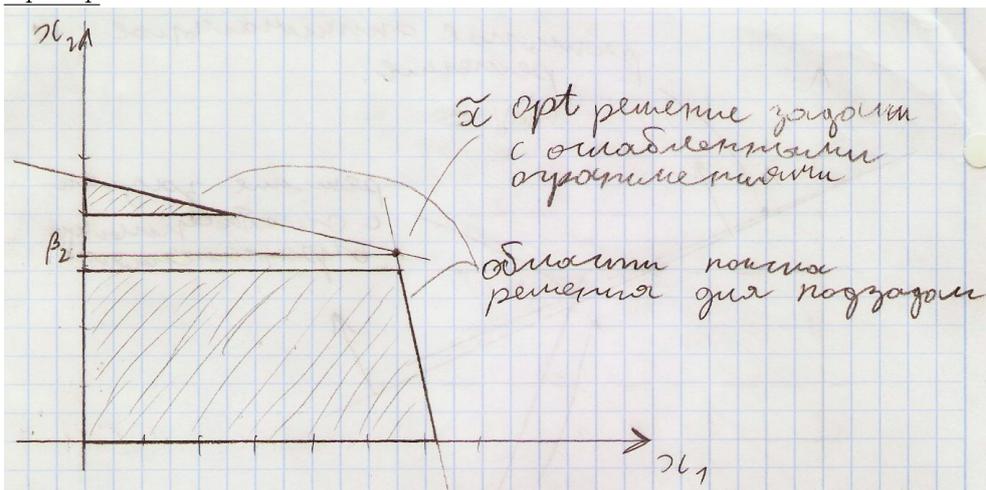
Пример



3. Комбинаторные методы.

В основе комбинаторных методов лежит идея полного перебора всех допустимых решений ЗЦП. За счет использования специальных приемов объемы этого перебора можно существенно сократить.

Пример



Пусть \tilde{x} — оптимальное решение задачи с ослабленными ограничениями, тогда $x_2 = \beta_2$ имеет нецелое значение и, следовательно, не удовлетворяет условию целочисленности. В этом случае можно утверждать, что оптимальное решение исходной ЗЦП совпадает с оптимальным решением одной из подзадач:

$$\begin{cases} \text{Исх. ЗЦП} \\ + \text{Ограничение} \\ x_2 \leq [\beta_2] \end{cases}$$
$$\begin{cases} \text{Исходная ЗЦП} \\ + \text{Ограничение} \\ x_2 \geq [\beta_2] + 1 \end{cases}$$

$[\beta]$ — целая часть β . $[1.7] = 1$; $[-2.3] = -3$. $[\beta] = \max \{x \in \mathbb{Z} : x \leq \beta\}$

Далее аналогичным образом рассматриваются поставленные подзадачи.

6.2 Метод ветвей и границ

6.2.1 Основные идеи

Метод ветвей и границ является представителем семейства комбинаторных методов и может быть использован для решения как полностью, так и частично целочисленной задачи.

Предположим, что мы решили задачу с ослабленными ограничениями и нашли её оптимальное решение $\tilde{x} = (\tilde{x}_1, \dots, \tilde{x}_n)$.

Если это решение удовлетворяет условию целочисленности, то она является оптимальным решением рассматриваемой ЗЦП.

Если \tilde{x} не удовлетворяет условию целочисленности, то некоторая переменная \tilde{x}_i этого вектора имеет нецелочисленное значение:

$$x_i = \beta_i \notin \mathbb{Z}.$$

Тогда можно утверждать, что оптимальное решение исходной ЗЦП совпадает с оптимальным решением одной из подзадач

$$\begin{cases} \text{Исходная ЗЦП} \\ + \\ x_i \leq [\beta_i] \end{cases}$$

$$\begin{cases} \text{Исходная ЗЦП} \\ + \\ x_i \geq [\beta_i] + 1 \end{cases}$$

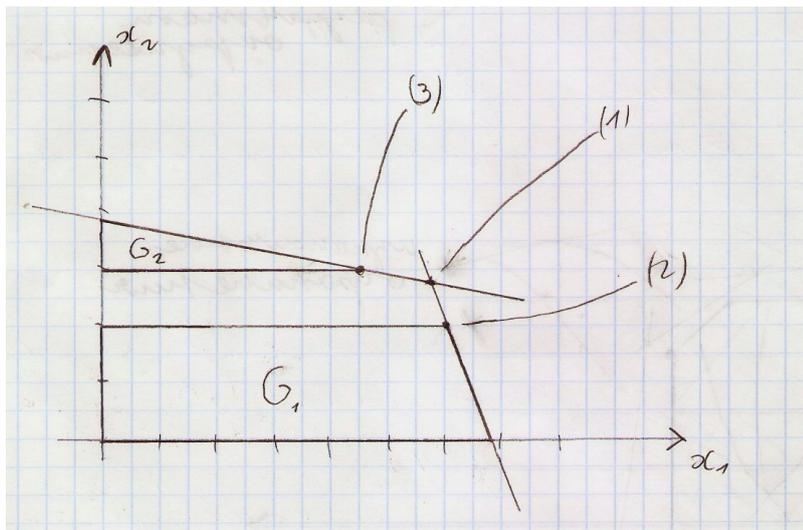
Далее аналогичным образом рассматриваются эти подзадачи. На некотором шаге мы получим набор оптимальных решений рассмотренных подзадач. Самое «лучшее» из них будет оптимальным решением исходной ЗЦП.

Процедуру полного перебора можно существенно сократить, если использовать следующее соображение.

Предположим на некотором шаге для очередной подзадачи было получено оптимальное решение, удовлетворяющее требованию целочисленности.

Если оптимальное решение следующей подзадачи (с ослабленными ограничениями) доставляет целевой функции худшее значение, то эту подзадачу, а так же все порождаемые ею подзадачи можно не рассматривать.

Пример



- (1) — Оптимальное решение исходной задачи с ослабленными ограничениями
- (2) — Оптимальное решение первой подзадачи задачи, которое удовлетворяет условию целочисленности. $f_2 = f$ (от этого решения)
- (3) — Оптимальное решение очередной подзадачи $f_3 = f$ (этого решения).

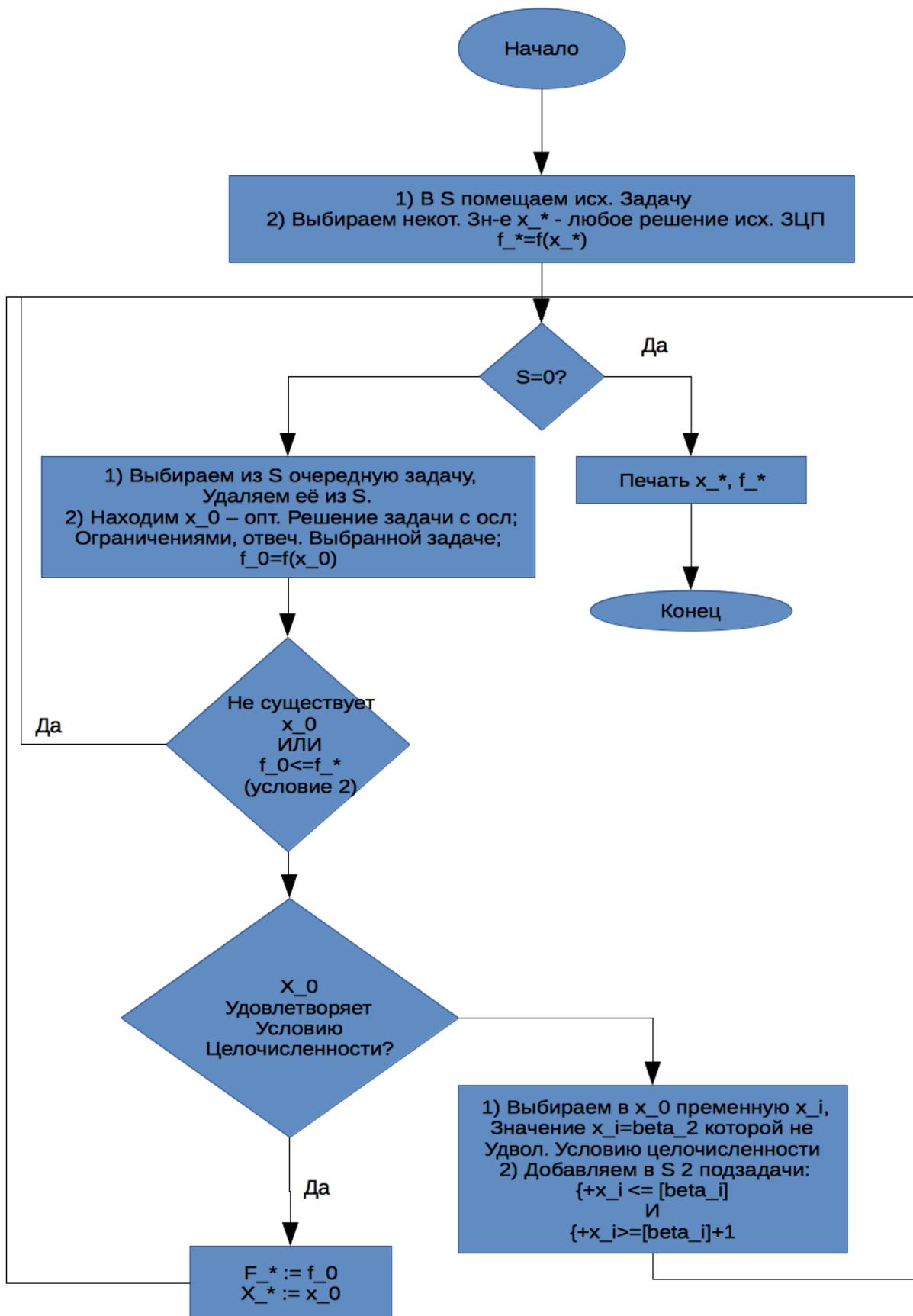
Если $f_3 < f_2$ (решается задача максимизации), то подзадачу с множеством G_2 можно более не рассматривать.

6.2.2 Метод ветвей и границ для решения ЗЦП

В процессе работы соответствующего алгоритма используется:

- x_*, f_* — оценки оптимального решения и оптимального значения целевой функции рассматриваемой ЗЦП.
- S — основной список задач

В конце работы алгоритма x_* соответствует оптимальное решение задачи, а $f_* = f(x_*)$.



Замечание:

1. О выборе начальных оценок f_*, x_* .
 - (a) В качестве x_* можно взять любое дополнительное решение исходной ЗЦП; $f_* = f(x_*)$.
 - (b) Если получается сходо подобрать дополнительное решение ЗЦП, то можно принять $f_* = \infty, x_*$ — не определен.
2. Если исходная задача является полностью целочисленной, а $c_j \in \mathbb{Z}, j = \overline{1; n}$, то «условие 2» можно записать в виде « $\exists x_0$ ИЛИ $[f_0] \leq f_*$ ».
Эта модификация корректна, так как при выполнении условий f может принимать лишь целые значения.

Пример

$$f_* = 10$$

$$f_0 = 10.7$$

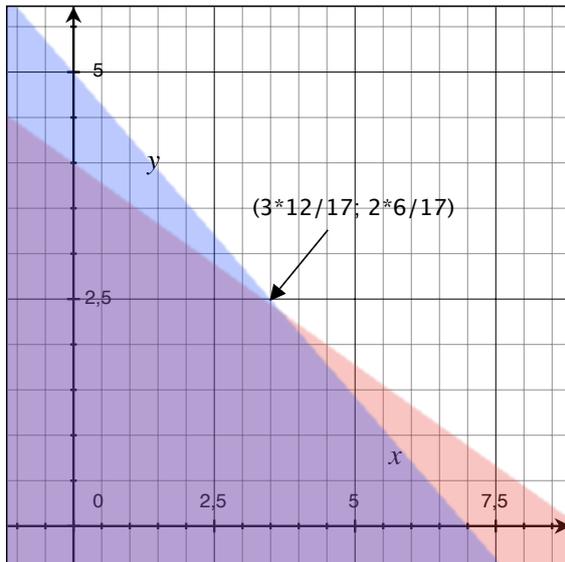
$f_0 > f_x \Rightarrow$ проверяем целочисленность x_0 . Но так как $f \in \mathbb{Z}$, то множество дополнительных решений текущей задачи наибольшее целочисленное значение f .

Лекция 9

9 ноября 2015

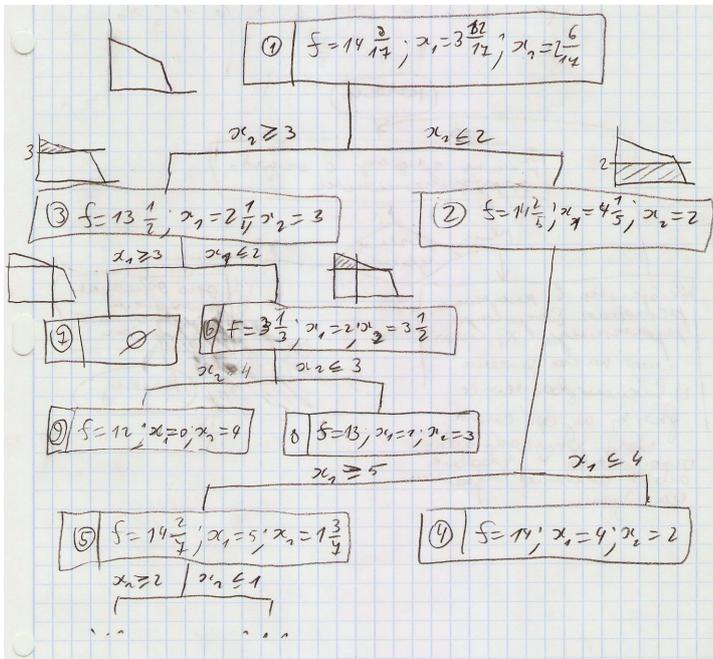
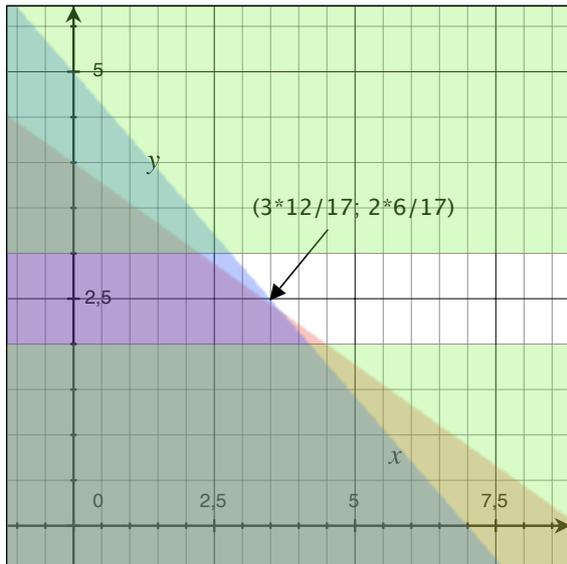
Пример:

$$\begin{cases} f = 2x_1 + 3x_2 \rightarrow \max \\ 5x_1 + 7x_2 \leq 35 \\ 4x_1 + 9x_2 \leq 36 \\ x_1, x_2 \geq 0 \\ x_1, x_2 \in \mathbb{Z} \end{cases}$$



$$x_2^0 = 2\frac{6}{17} \notin \mathbb{Z}$$

$$2 \text{ подзадачи: } \begin{cases} \text{исх. ЗЦП} \\ + \\ x_2 \leq 2 \end{cases} ; \begin{cases} \text{исх. ЗЦП} \\ + \\ x_2 \geq 3 \end{cases}$$



Решения для задачи 2 и 3 не являются целочисленными. Необходимо добавить дополнительно добавить ограничений.

Реализация

# итерации	Тек. з-ча	x_0, f_0	x_*, f_*	S
1	1	$(3\frac{12}{17}; 2\frac{6}{17}), 14\frac{8}{7}$	$x_* = (0, 0), f_* = 0$	2, 3
2	3	$(2\frac{1}{4}; 3), 13\frac{1}{2}$	-//-	3, 6, 7
3	6	$(2, 3\frac{1}{9}), 13\frac{1}{3}$	-//-	3, 7, 8, 9
4	7	\emptyset	-//-	3, 8, 9
5	9	$(0; 4), 12$	$(0; 4), 12$	3, 8
6	8	$(2; 3), 13$	$(2; 3), 13$	2, 8
7	2	$(4\frac{1}{5}; 2), 14\frac{2}{5}$	-//-	4, 5
8	4	$(4; 2), 14$	$(4; 2), 14$	5
9	5	$(), 14\frac{2}{5}$	$(4; 2), 14$	—

$[f_0] = 14 = f_* \Rightarrow$ отбрасываем задачу 7

Могла быть другая ситуация.

# итерации	Тек. з-ча	x_0, f_0	x_*, f_*	S
1	1	$(3\frac{12}{17}; 2\frac{6}{17}), 14\frac{8}{7}$	$(0, 0), 0$	2, 3
2	2	$(4\frac{1}{5}, 2), 14\frac{2}{5}$	$(0, 0), 0$	3, 5, 4
3	4	$(4; 2), 14$	$(4, 2), 14$	3, 5
4	5	$(5; 1\frac{3}{7}), 14\frac{2}{7}$	$(4, 2), 14$	3
5	3	$(2\frac{1}{4}, 3), 13\frac{1}{2}$	$(4, 2), 14$	—

Замечание:

- Основным недостатком метода ветвей и границ в том, что он не дает четких инструкций
 - По выбору нецелой переменной для порождения подзадач;
 - По выбору очередной задачи из списка S.
- Метод ветвей и границ можно было бы назвать «методом обрыва ветвей» (ветви дерева задач обрываются в соответствии с текущим значением f_* — нижней границы оптимальных значений)

6.3 Метод Гомори

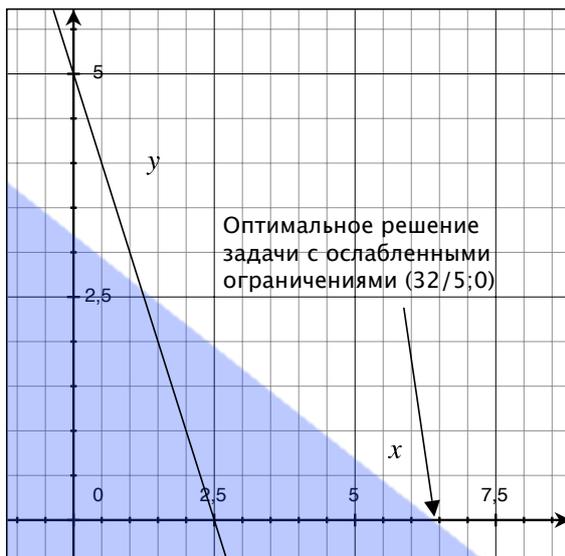
Метод Гомори является одним из методов отсечения.

6.3.1 Основные определения

Пример:

$$\begin{cases} f = 2x_1 + x_2 \rightarrow \max \\ \frac{1}{2}x_1 + x_2 \leq \frac{16}{5} \\ x_1, x_2 \geq 0 \\ x_1, x_2 \in \mathbb{Z} \end{cases}$$

- Решим задачу графически (с ослабленными ограничениями):



- Решим задачу с ослабленными ограничениями симплекс методом. Приведем систему ограничений к целочисленному виду (это важно для метода Гомори!):

$$\begin{cases} f = 2x_1 + x_2 \rightarrow \max \\ 5x_1 + 10x_2 + x_3 = 32 \\ x_1, x_2, x_3 \geq 0 \\ x_1, x_2 \in \mathbb{Z} \end{cases}$$

Решим симплекс методом:

Ит	БП	Знач.	x_1	x_2	x_3	
1	x_3	32	5	10	1	x_3 из базиса
	$-f$	0	2	1	0	x_1 в базис
2	$-x_1$	$32/5$	1	2	$1/5$	
	$-f$	$-64/5$	0	-4	$-2/5$	

$$x_1^0 = \frac{32}{5}, \quad x_2^0 = 0, \quad f^0 = -\frac{64}{5}$$

3) Рассмотрим ограничение с из оптимальной симплекс таблицы, которое отвечает базисной переменной, имеющей нецелое значение:

$$x_1 + 2x_2 + \frac{1}{5}x_3 = \frac{32}{5}$$

$$x_1 = \frac{32}{5} - 2x_2 - \frac{1}{5}x_3 \Rightarrow \frac{32}{5} - 2x_2 - \frac{1}{5}x_3 = \text{целое}$$

Выделим у всех коэффициентов целую и дробную части:

$$\left(\left[\frac{32}{5} \right] + \left\{ \frac{32}{5} \right\} \right) - ([2] + \{2\})x_2 - \left(\left[\frac{1}{5} \right] + \left\{ \frac{1}{5} \right\} \right)x_3$$

$$\left(6 + \frac{2}{5} \right) - (2 + 0)x_2 - \left(0 + \frac{1}{5} \right)x_3 = \text{целое}$$

$$(6 - 2x_2 - 0x_3) + \left(\frac{2}{5} - 0x_2 - \frac{1}{5}x_3 \right) = \text{целое}$$

$$\frac{2}{5} - \frac{1}{5}x_3 = \text{целое} \Rightarrow \frac{1}{5}x_3 = \frac{2}{5} + \text{целое}$$

целое ≥ 0 , так как если **целое** = -1, то правая часть $< 0 \Rightarrow x_3 < 0$, но $x_3 \geq 0$

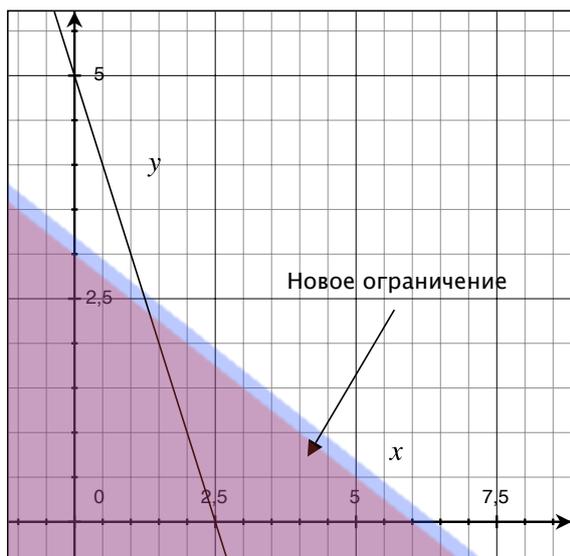
$\Rightarrow \frac{1}{5}x_3 \geq \frac{2}{5}$ — дополнительное новое ограничение

Геометрическая интерпретация этого ограничения:

$$x_3 \geq 2, \text{ но } x_3 = 32 - 5x_1 - 10x_2 \Rightarrow 30 - 5x_1 - 10x_2 \geq 0$$

$$5x_1 + 10x_2 \leq 30$$

$$x_1 + 2x_2 \leq 6$$



4) Добавим новое ограничение и решим полученную задачу симплекс методом

Ит	БП	Знач.	x_1	x_2	x_3	x_4	y_1	
3	x_1	$32/5$	1	2	$1/5$	0	0	
	y_1	$2/5$	0	0	$1/5$	-1	1	y_1 из базиса
	$-f$	$-64/5$	0	-4	$-2/5$	0	0	
	$-w$	$2/5$	0	0	$1/5$	-1	0	x_3 в базис
4	x_1	$30/5=6$	1	2	0	1	-1	
	x_3	2	0	0	1	-5	5	
	$-f$	$-60/5=-12$	0	-4	0	-2	2	
	$-w$	0	0	0	0	0	-1	

$$x_1^0 = 6, \quad x_2^0 = 0, \quad f^0 = 12$$

6.3.2 Метод Гомори для полностью целочисленной задачи

Рассмотрим ЗЦП

$$\begin{cases} f = \sum_{j=1}^n c_j x_j \rightarrow \max \\ \sum_{j=1}^n a_{ij} x_j = b_i, & i = \overline{1; m} \\ x_1, \dots, x_n \geq 0 \\ x_1, \dots, x_n \in \mathbb{Z} \end{cases}$$

Будем считать, что все a_{ij} и b_i являются целыми (если это не так, приведем систему ограничений к такому виду эквивалентными преобразованиями). Решим соответствующую задачу с ослабленными ограничениями с использованием симплекс метода.

1. Если полученное решение удовлетворяет требованию целочисленности, то оно является оптимальным решением исходной ЗЦП
2. Если это решение не удовлетворяет требованию целочисленности, то выберем базовые переменные x_i , которые в этом решении имеют нецелое значение:

$$x_i = \beta_i$$

Выпишем ограничение, отвечающее переменной x_i из оптимальной симплекс таблицы

$$x_i + \sum_{j \in S} a'_{ij} x_j = \beta_i,$$

где S — множество номеров небазисных переменных.

$$x_i = \beta_i - \sum_{j \in S} a'_{ij} x_j$$

Представим каждый коэффициент в виде суммы целой и дробной части:

$$\beta_i = [\beta_i] + f_i, \quad f_i \in (0; 1) \text{ — т. к. } \beta_i \notin \mathbb{Z}$$

$$a_{ij} = [a'_{ij}] + f_{ij}, \quad f_{ij} \in [0; 1)$$

$$x_i = [\beta_i] + f_i \sum_{j \in S} ([a'_{ij}] + f_{ij}) x_j$$

$$\sum_{j \in S} f_{ij} x_j = f_i + [\beta_i] - x_i - \sum_{j \in S} [a_{ij}] x_j$$

$$\sum_{j \in S} f_{ij} x_j = f_i + \text{целое}$$

$$\left. \begin{array}{l} f_{ij} \geq 0 \\ x_j \geq 0 \end{array} \right\} \Rightarrow \text{Л. ч.} \geq 0$$

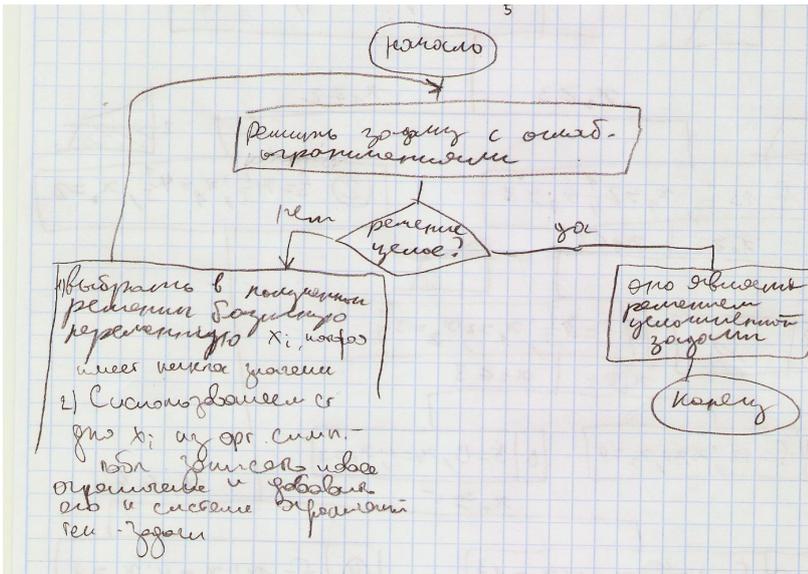
$$f_i < 1 \Rightarrow \text{целое} \geq 0$$

Таким образом

$$\sum_{j \in S} f_{ij} x_j \geq f_i \tag{11}$$

(11) задает новое ограничение, которое называется отсечение Гомори. Это ограничение является необходимым условием целочисленности.

Замечание: Метод Гомори так же называется дробным алгоритмом. Это связано с тем, что все коэффициенты добавляемого на некотором шаге являются ограничениями



Лекция 10

16 ноября 2015

Пример:

$$\begin{cases} f = 7x_1 + 9x_2 \rightarrow \max \\ -x_1 + 3x_2 \leq 6 \\ x_1 + \frac{1}{7}x_2 \leq 5 \\ x_1, x_2 \geq 0 \\ x_1, x_2 \in \mathbb{Z} \end{cases}$$

$$\begin{cases} f = 7x_1 + 9x_2 \rightarrow \max \\ -x_1 + 3x_2 \leq 6 \\ 7x_1 + x_2 \leq 35 \\ x_1, x_2 \geq 0 \\ x_1, x_2 \in \mathbb{Z} \end{cases}$$

Добавляем дополнительные переменные:

$$\begin{cases} f = 7x_1 + 9x_2 \rightarrow \max \\ -x_1 + 3x_2 + x_3 = 6 \\ x_1 + \frac{1}{7}x_2 + x_4 = 5 \\ x_1, x_2, x_3, x_4 \geq 0 \\ x_1, x_2 \in \mathbb{Z} \end{cases}$$

Построим симплекс-таблицу:

Ит	БП	Знач.	x_1	x_2	x_3	x_4	
1	x_3	6	-1	3	0	0	x_3 из базиса
	x_4	35	1	0	0	1	
	$-f$	0	7	9	0	0	x_2 в базис
2	x_1	2	-1/3	1	1/3	0	
	x_4	33	22/3	0	-1/3	1	x_4 из базиса
	$-f$	-18	10	0	-3	0	x_1 в базис
3	x_2	7/2	0	1	7/22	-1	
	x_1	9/2	1	0	-1/22	3/22	
	$-f$	-63	0	0	-28/11	-15/22	

$$(x_1^0, x_2^0) = \left(\frac{7}{2}; \frac{9}{2} \right)$$

$$x_1^0 \notin \mathbb{Z}; x_2^0 \notin \mathbb{Z}$$

Добавим ограничение для x_2 :

$$\sum_{j \in S} f_{ij} x_j \geq f_i$$

Выписываем из симплекс-таблицы

$$x_2 + \frac{7}{22}x_3 + \frac{1}{22}x_4 = \frac{7}{2}$$

$$\left\{ \frac{7}{22} \right\} = \frac{7}{22} = f_{23}$$

$$\left\{ \frac{1}{22} \right\} = \frac{1}{22} = f_{24}$$

$$\left\{ \frac{7}{22} \right\} = \frac{1}{2} = f_2$$

$$\frac{7}{22}x_3 + \frac{1}{22}x_4 \geq \frac{1}{2} \text{ — новое ограничение}$$

$$\frac{7}{22}x_3 + \frac{1}{22}x_4 - x_5 + y_1 = \frac{1}{2}$$

$$w = -y_1 = -\frac{1}{2} + \frac{7}{22}x_3 + \frac{1}{22}x_4 - x_5 \rightarrow \max$$

ИТ	БП	Знач.	x_1	x_2	x_3	x_4	x_5	y_1	
4	x_2	7/2	0	1	7/22	1/22	0	0	y_1 из базиса
	x_1	9/2	1	0	-1/22	3/22	0	0	
	y_1	1/2	0	0	7/22	1/22	-1	0	
	$-f$	-63	0	0	-28/11	-15/11	0	0	
	$-w$	1/2	0	0	7/22	1/22	-1	0	
5	x_2	3	0	1	0	0	1	-1	
	x_1	32/7	1	0	0	1/7	-1/7	1/7	
	x_3	11/7	0	0	1	1/7	-22/7	22/7	
	$-f$	-59	0	0	0	-1	-8	8	
	$-w$	0	0	0	0	0	0	-1	

Оптимальное решение:

$$(x_1^0, x_2^0, x_3^0) = \left(\frac{32}{7}; 3; \frac{11}{3} \right)$$

Используем x_1 для порождения нового ограничения:

$$x_1 + \frac{1}{7}x_4 - \frac{1}{7}x_5 = \frac{32}{7}$$

$$\sum_{j \in S} f_{ij}x_j \geq f_i$$

$$S = \{4, 5\}$$

$$\left\{ \frac{1}{7} \right\} = \frac{1}{7} = f_{14}$$

$$\left\{ -\frac{1}{7} \right\} = -\frac{1}{7} - \left[-\frac{1}{7} \right] = \frac{6}{7} = f_{15}$$

$$\left\{ \frac{32}{7} \right\} = \frac{4}{7} = f_1$$

$$\frac{1}{7}x_4 + \frac{6}{7}x_5 \geq \frac{4}{7} \text{ — новое ограничение}$$

$$\frac{1}{7}x_4 + \frac{6}{7}x_5 - x_6 + y_2 = \frac{4}{7}$$

$$w_1 = -y_2 = \frac{1}{7}x_4 + \frac{6}{7}x_5 - x_6 - \frac{4}{7}$$

Ит	БП	Знач.	x_1	x_2	x_3	x_4	x_5	x_6	y_2	Итог
6	x_2	3	0	1	0	0	1	0	0	y_1 из базиса
	x_1	$32/7$	1	0	0	$1/7$	$-1/7$	0	0	
	x_3	$11/7$	0	0	1	$1/7$	$-11/7$	0	0	
	y_2	$4/7$	0	0	0	$1/7$	$6/7$	-1	1	
	$-f$	-59	0	0	-1	0	8	0	0	
	$-w$	$4/7$	0	0	0	$1/7$	$6/7$	-1	1	

...

8	x_2	3	0	1	0	0	1	0	
	x_1	4	1	0	0	-1	1	1	
	x_3	1	0	0	1	0	-4	1	
	x_4	4	0	0	0	1	6	-7	
	$-f$	-55	0	0	0	0	-2	-7	

$$x^{opt} = \begin{bmatrix} 4 \\ 3 \\ 1 \\ 4 \\ 0 \end{bmatrix}$$

$$x_1^0 = 4, \quad x_2^0 = 3$$

$$f^{opt} = 55$$

Замечание: Графическая иллюстрация

$$\begin{cases} -x_1 + 3x_2 \leq 6 & (1) \\ 7x_1 + x_2 \leq 35 & (2) \end{cases} \text{ — ограничения исходной задачи}$$

Первое дополнительное ограничение:

$$\frac{7}{22}x_3 + \frac{1}{22}x_4 \geq \frac{1}{2}$$

$$\begin{cases} -x_1 + 3x_2 + x_3 = 6 \Rightarrow x_3 = 6 + x_1 - 3x_2 \\ 7x_1 + x_2 + x_4 = 35 \Rightarrow x_4 = 35 - 7x_1 - x_2 \end{cases}$$

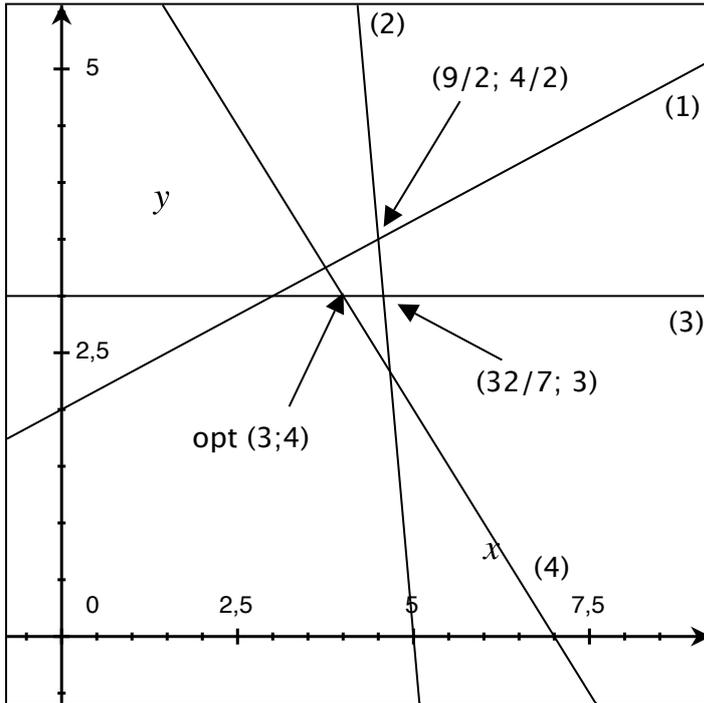
$$x_2 \leq 3 \quad (3)$$

Второе дополнительное ограничение:

$$\frac{1}{7}x_4 + \frac{6}{7}x_5 \geq \frac{4}{7}$$

$$\frac{7}{22}x_3 + \frac{1}{22}x_4 - x_5 = \frac{1}{2} \Rightarrow x_5 = \frac{7}{22}x_3 + \frac{1}{22}x_4 - \frac{1}{2}$$

$$x_1 + x_2 \leq 7 \quad (4)$$



Замечание: Вид неравенства, определяющего отсечение, зависит от выбора базисной переменной, которая в оптимальном решении задачи с ослабленными ограничениями имеет целое значение.

Таким образом Одна и та же симплекс таблица может порождать несколько отсечений.

Какой из них наиболее эффективное?

В настоящее время разработано эмпирическое правило выбора базисной переменной для порождения отсечения.

Отсечение следует строить для той базисной переменной, для которой:

- а) $\max f_i$
- б) $\max \frac{f_i}{\sum_{j \in S} f_{ij}}$

Пример: После решения 1-ой задачи ЛП в предыдущем примере

- а) для $x_1 : f_1 = \frac{1}{2}$, для $x_2 : f_2 = \frac{1}{2} \Rightarrow$ Правило не позволяет сделать выбор

Из правила б) следует что нужно строить ограничение для x_2

6.3.3 Метод Гомори для частично целочисленной задачи

$$\begin{cases} f = \sum_{j=1}^n c_j x_j \rightarrow \max \\ \sum_{j=1}^n a_{ij} x_j = b_i, & i = \overline{1; m} \\ x_j \geq 0, & j = \overline{1; n} \\ x_j \in \mathbb{Z}, j = \overline{1; p} \end{cases}$$

Как и ранее, найдем оптимальное решение задачи с ослабленными ограничениями.

Если это решение удовлетворяет условию целочисленности, то оно будет оптимальным решением рассматриваемой ЗЦП.

В противном случае выберем базисную переменную x_i , которая в этом решении имеет нецелое значение β_i , но должна быть целой. Запишем ограничение, отвечающее этой переменной из оптимального из симплекс-таблицы:

$$x_i + \sum_{j \in S} a'_{ij} x_j = \beta_i,$$

где S — множество номеров небазисных переменных

Так как некоторые переменные $x_j, j \in S$, возможно не подчинены условию целочисленности, построим отсечение другого типа.

Пусть

$$\beta_i = [\beta_i] + f_i, \quad f_i \in (0; 1)$$

Тогда

$$x_i - [\beta_i] = f_i - \sum_{j \in S} a'_{ij} x_j \leq 0$$

Для x_i (так как она целочисленна) обязательно должно выполняться одно из двух неравенств

$$x_i \leq [\beta_i] \tag{12}$$

$$x_i \geq [\beta_i] + 1 \tag{13}$$

(12) и (13) не могут быть выполнены одновременно

Если выполнено (12):

$$\sum_{j \in S} a'_{ij} x_j \geq f_i \tag{14}$$

Если выполнено (13), то

$$\sum_{j \in S} a'_{ij} x_j \leq f_i - 1 \tag{15}$$

Разобьем $S = S^+ \cup S^-$, где

S^+ — номера j , для которых $a'_{ij} \geq 0$

S^- — номера j , для которых $a'_{ij} < 0$

Тогда:

для (14):

$$\sum_{j \in S^+} a'_{ij} x_j + \sum_{j \in S^-} a'_{ij} x_j \geq f_i \tag{16}$$

для (15):

$$\sum_{j \in S^+} a'_{ij} x_j + \sum_{j \in S^-} a'_{ij} x_j \leq f_i - 1 \tag{17}$$

$$\frac{1}{f_i - 1} \sum_{j \in S^+} a'_{ij} x_j + \frac{1}{f_i - 1} \sum_{j \in S^-} a'_{ij} x_j \geq 1 \tag{18}$$

$$\sum_{j \in S^+} a'_{ij} x_j \geq f_i \tag{19}$$

$$\frac{f_i}{f_i - 1} \sum_{j \in S^-} a'_{ij} x_j \geq f_i \tag{20}$$

Так как (19) и (20) является следствием неравенства (12) и (13) соответственно, то возможно, они не выполняются одновременно. Однако вне зависимости от того, какое из неравенств (12) и (13) выполнено, справедливо неравенство

$$\sum_{j \in S^+} a'_{ij} x_j + \frac{f_i}{f_i - 1} \sum_{j \in S^-} a'_{ij} x_j \geq f_i \quad (21)$$

Если выполнено (19), то так как $\frac{f_i}{f_i - 1} \sum_{j \in S^-} a'_{ij} x_j \geq 0$, то тем более будет выполнено (21), если выполнено (20), то так как $\sum_{j \in S^+} a'_{ij} x_j \geq 0$, то тем более верно (21).

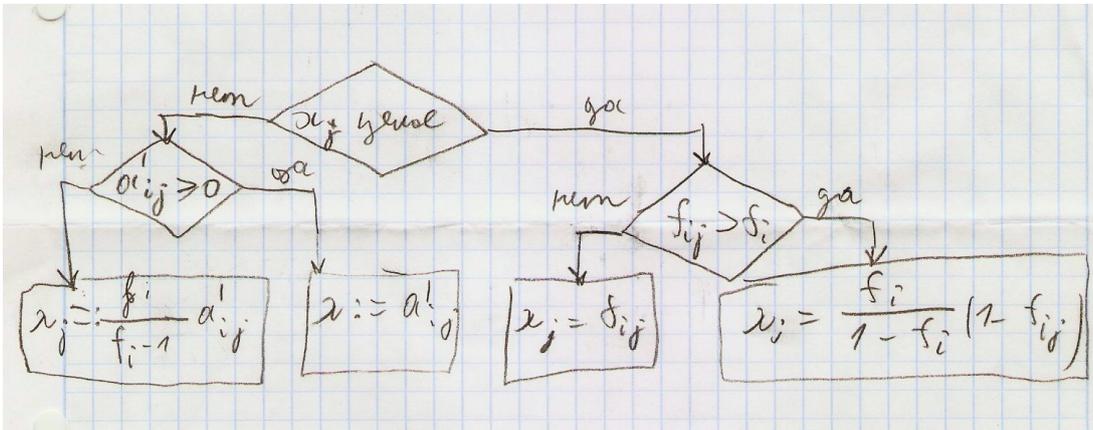
(21) Задаёт новое ограничение, которое называется отсечением Гомори для частично целочисленно задачи.

Это неравенство является необходимым условием целочисленности.

Ограничение (21) было введено без учета того, что некоторая переменная исходной ЗЦП могут быть целыми. Более эффективным будет ограничение:

$$\sum_{j \in S} \lambda_j x_j \geq f_i$$

Где λ_j определяется в соответствии с правилом:



Лекция 11

23 ноября 2015

7 Задача Коммивояжера

7.1 Постановка задачи

Содержательная постановка: Коммивояжер должен объехать n населенных пунктов, закончив маршрут в том же пункте, в котором начал. Стоимость непосредственного переезда из i -ого пункта в j составляет $c_{ij} \geq 0$ единиц. Допускается случай $c_{ij} = +\infty$. Это означает, что напрямую проехать из i -ого пункта в j нельзя. В каждом городе коммивояжер должен побывать ровно один раз.

Требуется составить такой маршрут стоимость которого будет минимальной.

Обозначение:

$$C = (c_{ij})_{i,j=1;\overline{n}}$$

Пусть

$$x_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{если маршрут включает непосредственный переезд из } i\text{-ого пункта в } j\text{-ый} \\ 0, & \text{иначе} \end{cases}$$

$$X = (x_{ij})_{i,j=\overline{1;n}}$$

Тогда

1. Целевая функция:

$$f = \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n c_{ij} x_{ij}$$

2. Условие того, что коммивояжер выехал из каждого города ровно один раз:

$$\sum_{j=1}^n x_{ij} = 1, \quad i = \overline{1;n}$$

3. Условие того, что коммивояжер въехал из каждого города ровно один раз:

$$\sum_{i=1}^n x_{ij} = 1, \quad j = \overline{1;n}$$

$$\begin{cases} f = \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n c_{ij} x_{ij} \rightarrow \min \\ \sum_{j=1}^n x_{ij} = 1, & i = \overline{1;n} \\ \sum_{i=1}^n x_{ij} = 1, & j = \overline{1;n} \\ x_{ij} \in \{0, 1\}, & i, j = \overline{1;n} \end{cases}$$

Пример:

1.

$$X = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix}$$

Коммивояжер выехал и заехал в каждый город

2.

$$X = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 \end{bmatrix}$$

Из 1-ого города во второй. Из 2-ого в 1-ый. Из 3-ого в 4-ой и обратно. Цикла тоже нет.

3.

$$X = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & & & \\ 0 & 0 & 1 & & 0 & \\ 1 & 0 & 0 & & & \\ & & & 0 & 1 & 0 \\ & 0 & & 0 & 0 & 1 \\ & & & 1 & 0 & 0 \end{bmatrix}$$

Определение: Матрица $X \in Mn(\mathbb{R})$ задает полный цикл, если существует последовательность попарно различных значений $i_1, i_2, \dots, i_n \in \{1, \dots, n\}$ таких, что

1. $x_{i_1, i_2} = x_{i_2, i_3} = \dots = x_{i_{n-1}, i_n} = x_{i_n, i_1} = 1$
2. $x_{ij} = 0$ для $(i, j) \notin \{(i_1, i_2), \dots, (i_n, i_1)\}$

Математическая постановка:

$$\begin{cases} f = \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n c_{ij} x_{ij} \rightarrow \min & (1) \\ \sum_{j=1}^n x_{ij} = 1, & i = \overline{1; n} & (2) \\ \sum_{i=1}^n x_{ij} = 1, & j = \overline{1; n} & (3) \\ x_{ij} \in \{0, 1\}, & i, j = \overline{1; n} & (4) \\ (x_{ij}) \text{ задает полный цикл} & (5) \end{cases}$$

7.2 Метод ветвей и границ для решения задачи коммивояжера

В задаче (1) — (5) условие (5) играет ту же роль, что условие целочисленности в задаче ЗЦП.

Попробуем адаптировать метод ветвей и границ для решения ЗК.

Сначала решаем задачу (1) — (4) (то есть задачу с ослабленными ограничениями) венгерским методом. Если полученное решение удовлетворяет условию 5, то она является оптимальным решением задачи коммивояжера (1) — (5).

В противном случае это решение содержит подцикл длины $k < n$. С точки зрения проезда по населенным пунктам это означает что нашлась последовательность пунктов, по которым коммивояжер ездит циклически.

В этом случае можно утверждать, что оптимальное решение рассматриваемой ЗК не может содержать одновременно все дуги этого подцикла. Таким образом оптимальное решение рассматриваемой задачи совпадает с оптимальным решением одной из k подзадач, каждое из которых получено из текущей задачи удалением одной из дуг этого цикла. Матрица стоимостей соответствующей подзадачи получается из матрицы стоимостей текущей задачи замены соответствующего элемента на $+\infty$.

7.2.1 Метод ветвей и границ

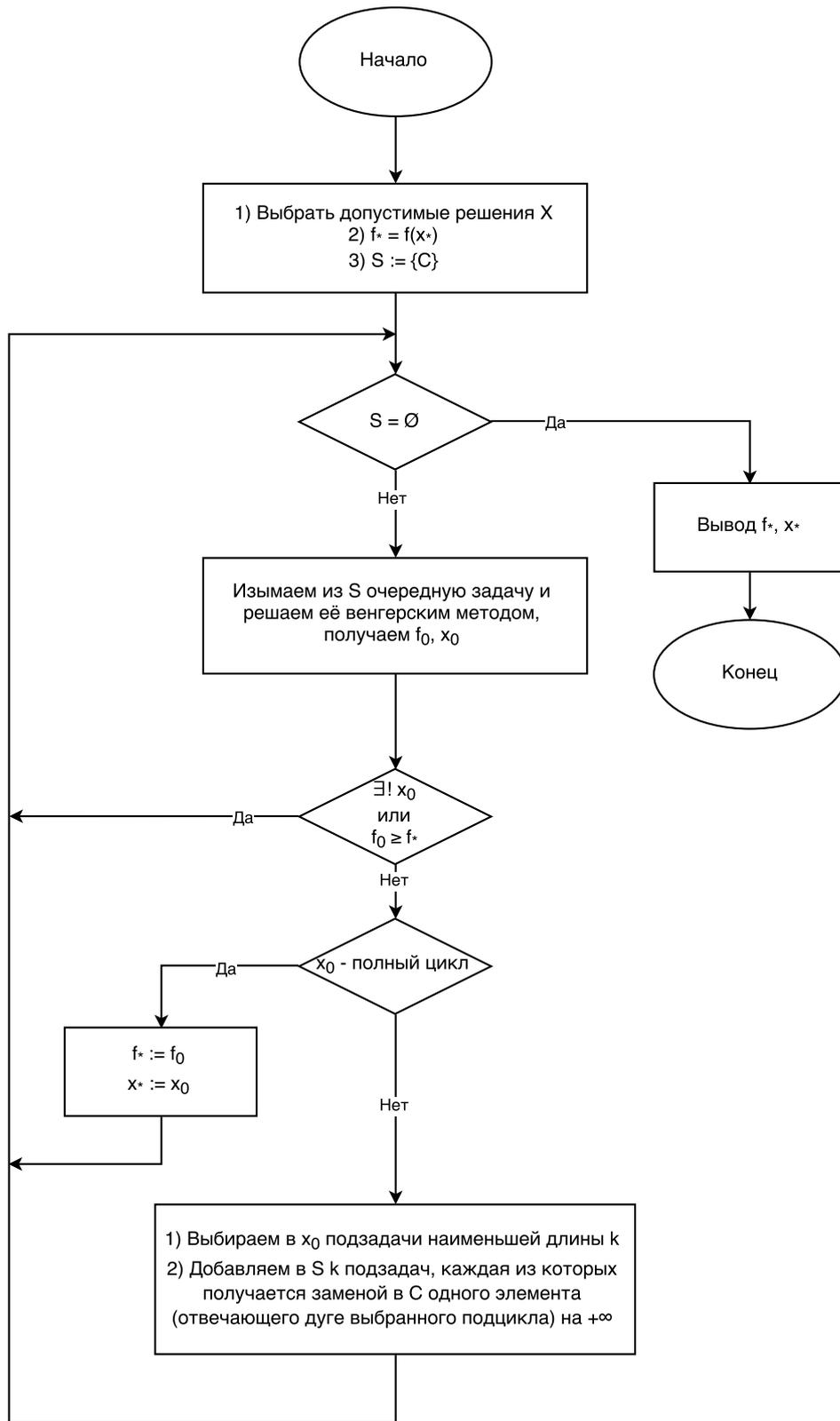
S — основной список задач

x_* — оценка оптимального решения ЗК

$f_* = f(x_*)$ — оценка оптимального значения целевой функции.

C — матрица стоимостей исходной задачи.

В первом блоке: «... допустимые решения x^* , вместо X ».



Замечание: Можно заведомо исключить все подциклы длины 1, положив в матрице C исходной задачи $c_{ii} = +\infty, i = \overline{1; n}$

Пример:

$$C = \begin{bmatrix} \infty & 7 & 1 & 8 & 7 \\ 9 & \infty & 9 & 2 & 6 \\ 2 & 12 & \infty & 11 & 10 \\ 9 & 9 & 12 & \infty & 4 \\ 8 & 1 & 12 & 10 & \infty \end{bmatrix}$$

Подготовительный этап

$$x_* = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix}$$

$$f(x_*) = 7 + 9 + 11 + 4 + 8 = 39$$

$$S := \{C\}$$

1-ая итерация

$$C = \begin{bmatrix} \infty & 6 & 0 & 6 & 3 \\ 7 & \infty & 8 & 0 & 2 \\ 0 & 11 & \infty & 9 & 6 \\ 7 & 8 & 11 & \infty & 0 \\ 6 & 0 & 11 & 8 & \infty \end{bmatrix} \rightarrow \begin{bmatrix} \infty & 6 & 0^* & 6 & 3 \\ 7 & \infty & 8 & 0^* & 2 \\ 0^* & 11 & \infty & 9 & 6 \\ 7 & 8 & 11 & \infty & 0^* \\ 6 & 0^* & 11 & 8 & \infty \end{bmatrix}$$

$$x_* = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix}$$

$$f_0 = 2 + 1 + 1 + 2 + 4 = 10$$

$$10 = f_0 < f_* = 39 \Rightarrow x_0 = (13)(245) - \text{не полный цикл} \Rightarrow$$

добавляем подзадачи. Выбираем подцикл (13)

$$C_1 = \begin{bmatrix} \infty & 7 & \infty & 8 & 7 \\ 9 & \infty & 9 & 2 & 6 \\ 2 & 12 & \infty & 11 & 10 \\ 9 & 9 & 12 & \infty & 4 \\ 8 & 1 & 12 & 10 & \infty \end{bmatrix} \quad C_2 = \begin{bmatrix} \infty & 7 & 1 & 8 & 7 \\ 9 & \infty & 9 & 2 & 6 \\ \infty & 12 & \infty & 11 & 10 \\ 9 & 9 & 12 & \infty & 4 \\ 8 & 1 & 12 & 10 & \infty \end{bmatrix}$$

$$S = \{C_1, C_2\}$$

2-ая итерация

$$C_1 = \begin{bmatrix} \infty & 6 & \infty & 6 & 3 \\ 7 & \infty & 0 & 0 & 2 \\ 0 & 11 & \infty & 9 & 6 \\ 7 & 8 & 3 & \infty & 0 \\ 6 & 0 & 3 & 8 & \infty \end{bmatrix} \rightarrow \begin{bmatrix} \infty & 3 & \infty & 3 & 0 \\ 7 & \infty & 0 & 0 & 2 \\ 0 & 11 & \infty & 9 & 6 \\ 7 & 8 & 3 & \infty & 0 \\ 6 & 0 & 3 & 8 & \infty \end{bmatrix}$$

$$C_1 = \begin{bmatrix} \infty & 3 & \infty & 3 & 0^* \\ 7 & \infty & 0^* & 0' & 2 \\ 0^* & 11 & \infty & 9 & 6 \\ 7 & 8 & 3 & \infty & 0 \\ 6 & 0^* & 3 & 8 & \infty \end{bmatrix} \rightarrow h = 3 \rightarrow \dots \rightarrow \begin{bmatrix} \infty & 3 & \infty & 0 & 0^* \\ 10 & \infty & 0 & 0^* & 5 \\ 0^* & 11 & \infty & 6 & 6 \\ 7 & 8 & 0^* & \infty & 0 \\ 6 & 0^* & 0 & 5 & \infty \end{bmatrix}$$

$$x_0 = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix}$$

$$f_0 = 2 + 1 + 12 + 2 + 7 = 24$$

$$x_0 = (1\ 5\ 2\ 4\ 3) \text{— полный цикл}$$

$$x_* := \begin{bmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix}, \quad f_* := 24, \quad S = \{C_2\}$$

3-ая итерация

$$C_2 = \begin{bmatrix} \infty & 7 & 1 & 8 & 7 \\ 9 & \infty & 9 & 2 & 6 \\ \infty & 12 & \infty & 11 & 10 \\ 9 & 9 & 12 & \infty & 4 \\ 8 & 1 & 12 & 10 & \infty \end{bmatrix} \rightarrow \begin{bmatrix} \infty & 6 & 0 & 6 & 3 \\ 1 & \infty & 8 & 0 & 2 \\ \infty & 11 & \infty & 9 & 6 \\ 1 & 8 & 11 & \infty & 0 \\ 0 & 0 & 11 & 8 & \infty \end{bmatrix} \rightarrow$$

$$\rightarrow \begin{bmatrix} \infty & 6 & 0^* & 6 & 3 \\ 1 & \infty & 8 & 0^* & 2 \\ \infty & 11 & \infty & 9 & 0^* \\ 1 & 8 & 11 & \infty & 0 \\ 0^* & 0' & 11 & 8 & \infty \end{bmatrix} \rightarrow \dots \rightarrow \begin{bmatrix} \infty & 6 & 0^* & 6 & 3 \\ 0 & \infty & 8 & 0^* & 2 \\ \infty & 11 & \infty & 9 & 0^* \\ 0^* & 8 & 11 & \infty & 0 \\ 0 & 0 & 11 & 8 & \infty \end{bmatrix}$$

$$x_0 = \begin{bmatrix} 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix}, \quad f_0 = 1 + 2 + 10 + 5 + 1 = 23 \quad (22)$$

$$x_0 = (1\ 3\ 5\ 2\ 4) \text{— полный цикл}$$

Список $S = \{\}$. Ответ $f_* = 23$ при x_* — (22).

Лекция 12

30 ноября 2015

8 Транспортная задача

8.1 Постановка транспортной задачи

Содержательная постановка

Имеется m производителей некоторой однородной продукции, мощность i -ого производителя $S_i > 0$ единиц, $i = \overline{1; m}$. Имеется так же n потребителей этой же продукции. Мощность j -ого потребителя обозначим через $D_j > 0$ единиц, $j = \overline{1; n}$. Стоимость перевозки единицы продукции от i -ого производителя к j -му потребителю составляет $c_{ij} \geq 0$ единиц. Необходимо составить такой план перевозок от производителей к потребителям при котором:

1. Вся продукция вывезена от производителей
2. Вся продукция доставлена потребителю с учетом ограничений на мощность
3. Общая стоимость перевозок минимальная

Замечание:

1. В этой постановке предполагается, что

$$\sum_{i=1}^m S_i = \sum_{j=1}^n D_j$$

В этом случае задача называется *сбалансированной*.

2. В контексте транспортной задачи производителей часто называют *истоками*, а потребителей — *стоками*.

Введем управляемые переменные. $x_{ij} \geq 0$ — объем продукции перевозимой из i -ого истока в j -сток, $i = \overline{1; m}$, $j = \overline{1; n}$. Тогда

1. Общая стоимость перевозок:

$$f = \sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^n c_{ij} x_{ij}$$

2. Условие того, что из i -ого истока вывезено S_i единиц продукции:

$$\sum_{j=1}^n x_{ij} = S_i, \quad i = \overline{1; m}$$

3. Условие того, что в j -й сток завезено D_j единиц:

$$\sum_{i=1}^m x_{ij} = D_j, \quad j = \overline{1; n}$$

Математическая постановка

$$\begin{cases} f = \sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^n c_{ij} x_{ij} \rightarrow \min \\ \sum_{j=1}^n x_{ij} = S_i, & i = \overline{1; m} \\ \sum_{i=1}^m x_{ij} = D_j, & j = \overline{1; n} \\ x_{ij} \geq 0 \end{cases}$$

Замечание:

1. Транспортная задача является задачей линейного программирования. Однако ввиду большой размерности ($m \cdot n$ переменных) использование симплекс метода нерационально. Для решения этой задачи разработан *симплексный метод* или *метод потенциалов*.

2. Если транспортная задача не является сбалансированной, то

- (а) Если $\sum S_i > \sum D_i$, то содержательно задачу можно интерпретировать так: продукции произведено больше чем требуется, нужно оптимальным способом удовлетворить спрос в стоках. Для сведения этой задачи к сбалансированной достаточно ввести в рассмотрение фиктивный сток, мощность которого:

$$D_{n+1} = \sum_{i=1}^m S_i - \sum_{j=1}^n D_j,$$

при этом $c_{i,n+1} = 0$, $i = \overline{1; m}$.

- (б) Если $\sum_{j=1}^n D_j > \sum_{i=1}^m S_i$, то интерпретация: продукции произведено меньше, чем требуется. Нужно оптимальным образом развести то, что есть. Для сведения задачи к сбалансированной вводим фиктивный источник мощности:

$$S_{m+1} = \sum_{j=1}^n D_j - \sum_{i=1}^m S_i,$$

$$c_{m+1,j} = 0, j = \overline{1; n}$$

8.2 Основные идеи симплексного метода

1. Условие транспортной задачи и допустимый план перевозок удобно задавать с использованием *транспортной таблицы*:

	D_1		D_n
S_1	x_{11}/c_{11}	...	x_{1n}/c_{1n}
\vdots	\vdots		\vdots
S_m	x_{m1}/c_{m1}	...	x_{mn}/c_{mn}

2. Рассмотрим систему ограничений транспортной задачи

$$\left\{ \begin{array}{l} x_{11} + \dots + x_{1n} = S_1 \\ \phantom{x_{11} + \dots} x_{21} + \dots + x_{2n} = S_2 \\ \phantom{x_{11} + \dots} \phantom{x_{21} + \dots} x_{m1} + \dots + x_{mn} = S_m \\ x_{11} + \dots + x_{21} + \dots + x_{m1} = D_1 \\ \phantom{x_{11} + \dots} x_{21} + \dots + x_{22} + \dots + x_{m2} = D_2 \\ \phantom{x_{11} + \dots} \phantom{x_{21} + \dots} \dots + \dots + \dots = \dots \\ \phantom{x_{11} + \dots} x_{1n} + \dots + x_{2n} + \dots + x_{mn} = D_n \end{array} \right.$$

Сложим m первых ограничений и вычтем из этой суммы $n - 1$ ограничения на D_j :

$$x_{1n} + x_{2n} + \dots + x_{mn} = \sum_{i=1}^m S_i - \sum_{j=1}^{n-1} D_j$$

$$\sum_{i=1}^m S_i = \sum_{j=1}^n D_j$$

$$\sum_{i=1}^m x_{in} = D_n$$

Таким образом последнее ограничение является линейной комбинацией первых $m + n$ ограничений, то есть сумма ограничений ТЗ не является ЛНЗ.

Аналогичным образом можно показать, что любые из $m + n$ ограничений является линейной комбинацией остальных ограничений.

В это же время можно показать, что никакие 2 или более ограничений не могут быть отброшены без расширений множества допустимых ограничений решения задачи.

Таким образом система ограничений ТЗ содержит ровно $m + n - 1$ независимых ограничений, следовательно любое БДР содержит $m + n - 1$ базисных переменных.

3. Составим задачу, двойственную к транспортной

Прямая задача:

$$\begin{cases} \sum_i^m \sum_j^n c_{ij} x_{ij} \rightarrow \min \\ \sum_j^n x_{ij} = S_i, & i = \overline{1; m} \\ \sum_i^m x_{ij} = D_j, & j = \overline{1; n} \\ x_{ij} \geq 0 \end{cases}$$

Двойственная задача:

$$\begin{cases} g = \sum_{i=1}^m S_i u_i + \sum_{j=1}^n D_j v_j \rightarrow \max \\ u_i + v_j = c_{ij}, & i = \overline{1; m}, j = \overline{1; n} \\ u_i, v_j \text{ — не ограничены в знаке} \end{cases}$$

Ранее мы доказывали соотношение двойственности:

1. x_{ij} — допустимое решение прямой задачи.
2. u_i, v_j — допустимое решение двойственной задачи
3. $x_{ij}(c_{ij} - u_i - v_j) = 0$,

то x_{ij} — оптимальное решение прямой задачи, u_i, v_j — оптимальное решение двойственной задачи.

На этой идее основан симплексный метод. На каждой итерации этого метода вычисляются «пробные» базисные решения x_{ij} и u_i, v_j так, чтобы были выполнены условия (1) и (3). При выполнении условия (2) вычисления прекращаются.

8.3 Построение начального БДР

2 метода:

- Метод северо-западного угла
- Метод минимальной стоимости

8.3.1 Метод Северо-Западного угла

Пример:

Смотри на youtube

45	10 → 5 → 0	10	15	10
5	5			
15 → 10	5	10		
25				

В этом случае можно вычеркнуть как строку, так и столбец, но только что-то одно.

Вычеркиваем строку:

45	10 → 5 → 0	10 → 0	15	10
5	5			
15 → 10	5	10		
25		0	15	10

$6 = m + n - 1$ базисных переменных

Вычеркиваем столбец:

45	10 → 5 → 0	10	15	10
5	5			
15 → 10 → 0	5	10	0	
25 → 10			15	10

$6 = m + n - 1$ базисных переменных

8.3.2 Метод минимальной стоимости

Отличается от метода северо-западного угла тем, что очередная клетка таблицы выбирается не в левом верхнем углу, а так, чтобы ей отвечало минимальное значение c_{ij} среди оставшихся клеток.

Пример:

	10	10	15 → 10	10 → 5
5	/3	/4	5/2	/7
15 → 5	/8	10/1	/4	5/2
25 → 15	10/4	/1	10/6	5/5

Лекция 13

7 декабря 2015

Замечание: Во всех разобранных выше примерах значения базисных переменных начального БДР имели вид $x_{ij} = \pm \sum_{\text{по некотр. } p} S_p \mp \sum_{\text{по некотр. } q} D_q$.

Оказывается этот факт не является случайным и значения базисных переменных любого БДР ТЗ задаются формулами такого вида.

Определение: Будем называть СЛАУ треугольной, если

1. Она содержит по крайней мере одно уравнение с одной неизвестной
2. После исключения этой неизвестной из системы полученная система будет содержать по крайней мере одно уравнение с одной неизвестной.

Лемма 1: Пусть

1. Зафиксировано некоторое БДР ТЗ
2. Вычеркнуто из системы ограничений небазисные переменные (они равны нулю).

Тогда полученная система будет треугольной.

Доказательство

Пусть транспортная таблица содержит m строк и n столбцов.

1. Покажем, что по крайней мере одна строка или один столбец содержит ровно одну базисную переменную.
 - (a) Так как все $S_i > 0$, все $D_j > 0$, то каждая строка и каждый столбец содержит по крайней мере одну базисную переменную.
 - (b) БП: Каждая строка и каждый столбец содержит не менее двух базисных переменных. Тогда общее число базисных переменных $\geq 2\max\{m, n\} \geq m + n$. Поскольку базисных переменных $m + n - 1$, то предположение неверно.
2. После исключения соответствующей переменной из системы ограничений и удаления соответствующей строки (столбца) из транспортной таблицы рассуждения п. 1 можно повторить.

Таким образом система является треугольной.

Готово

Лемма 2: Значения всех базисных переменных в допустимом базисном решении ТЗ задаются соотношениями вида:

$$x_{ij} = \pm \sum_{\text{по некотр. } p} S_p \mp \sum_{\text{по некотр. } q} D_q. \quad (23)$$

Пример:

	5	25	10	10
10	5/5	5/3	/5	/1
15	/4	15/6	/7	/8
25	/1	/2	10/3	10/4

Составим систему:

$$\begin{cases} u_1 + v_2 = 3 \\ u_1 + v_2 = 3 \\ u_2 + v_2 = 6 \\ u_3 + v_2 = 2 \\ u_3 + v_3 = 3 \\ u_3 + v_4 = 4 \end{cases} \Rightarrow u_3 = 0 \Rightarrow \begin{cases} u_1 = 1 \\ u_2 = 4 \\ u_3 = 0 \\ v_1 = 2 \\ v_2 = 2 \\ v_3 = 3 \\ v_4 = 4 \end{cases}$$

$d_{ij} = ? \quad (i, j) \in \{\text{Множество номеров небазисных переменных}\}$

$$\begin{cases} d_{13} = 5 - 1 - 3 = 1 \\ d_{14} = 1 - 1 - 4 = -4 \\ d_{21} = 4 - 4 - 2 = -2 \\ d_{23} = 7 - 4 - 3 = 0 \\ d_{24} = 8 - 4 - 4 = 0 \\ d_{34} = 1 - 0 - 2 = -1 \end{cases}$$

Выбираем минимальное — d_{14} . Таким образом $x_{14} \rightarrow$ в базис.

x_{14} стало базисной и возможно примет значение $x_{14} = \omega > 0$ нарушится ограничение по 4-ому столбцу \Rightarrow нужно уменьшить на ω значение некоторой базисной переменной из 4-ого столбца $\Rightarrow x_{34i} = x_{34} - \omega$

	5	25	10	10
10	5/5	5/3	/5	$+\omega/1$
15	/4	15/6	/7	/8
25	/1	/2	10/3	$10 - \omega/4$

При этом нарушается ограничение для 3-ой строки \Rightarrow

$$x_{32} := x_{32} + \omega$$

или

$$x_{33} := x_{33} + \omega$$

	5	25	10	10
10	5/5	$5 - \omega/3$	/5	$+\omega/1$
15	/4	15/6	/7	/8
25	/1	$5 + \omega/2$	10/3	$10 - \omega/4$

Нужно выбрать x_{32} , тогда потом

$$x_{12} := x_{12} - \omega$$

и цикл замкнется.

Таким образом для ограничения базисной переменной необходимо построить так называемой цикл ГЗ. Этот цикл является ломаной с вертикальными и горизонтальными звеньями, все узлы которой, кроме одного, располагаются в базисных клетках.

Далее выбираем базисную переменную x_{pq} , которая имеет наименьшее значение среди клеток с « $-\omega$ »: полагаем $\omega = x_{pq}$.

Затем с выбранным значением ω выполняем операции $\pm\omega$. Обнулившуюся базисную переменную исключаем из базиса.

Если несколько базисных переменных примут нулевое значение, то из базиса можно исключить любую из них, но только одну.

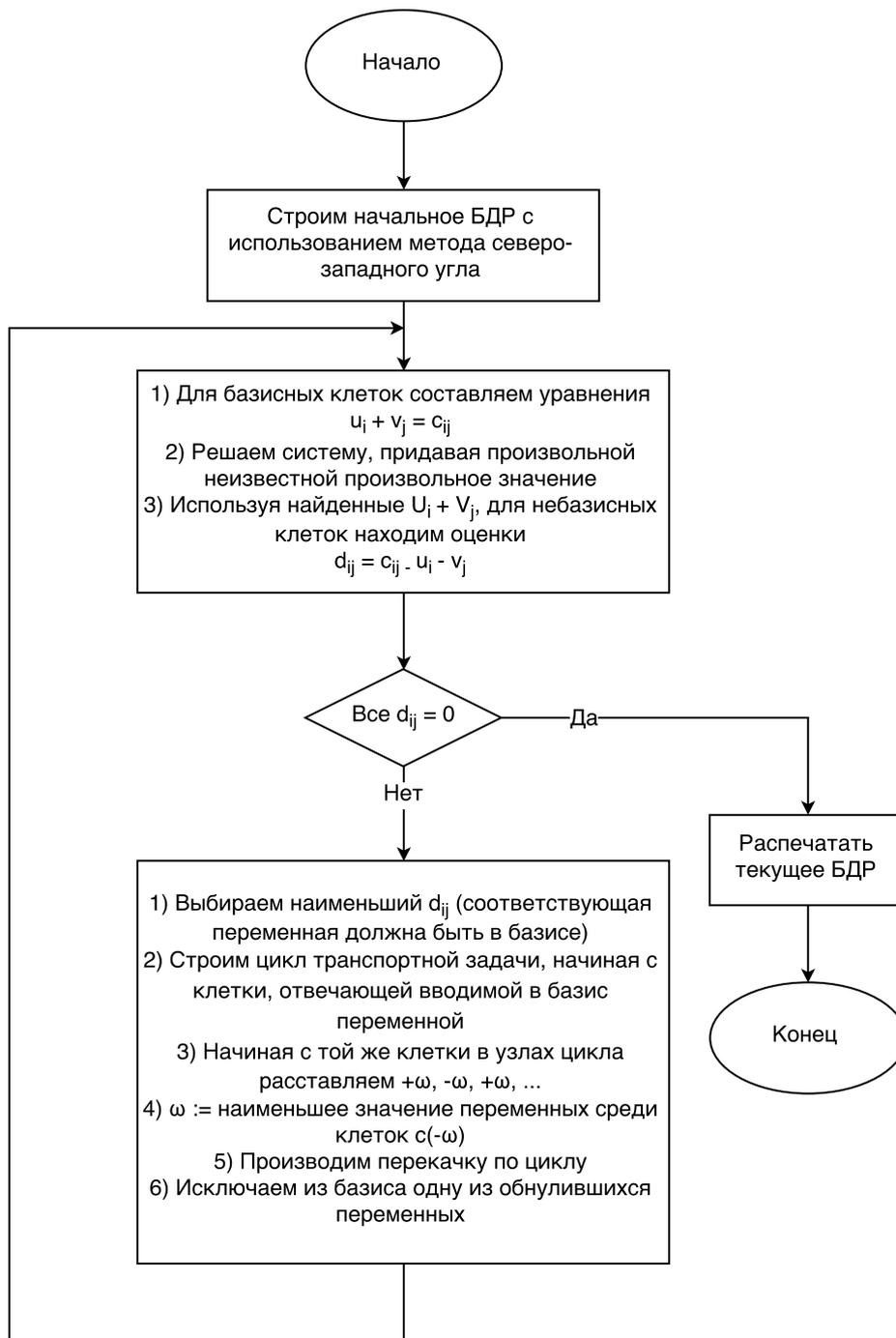
	5	25	10	10
10	5/3	/3	/5	5/1
15	/4	15/6	/7	/8
25	/1	10/2	10/3	5/4

Подсчитаем эффект:

До: $f = 200$

После: $f = 180$

Блок схема симплексного метода



8.5 Задача о назначениях

Содержательная постановка n работ, n исполнителей. Стоимость выполнения i – ой работы j – ым исполнителем $c_{ij} \geq 0$ единиц. Все работы должны быть выполнены, каждый исполнитель должен выполнить ровно одну работу. Общая стоимость должна быть минимальной.

$$x_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{если } i - \text{ую работу} \\ 0, & \text{иначе} \end{cases}$$

Математическая постановка

$$\begin{cases} f = \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n c_{ij} x_{ij} \rightarrow \min \\ \sum_{i=1}^n x_{ij} = 1, & j = \overline{1; n} \\ \sum_{j=1}^n x_{ij} = 1, & i = \overline{1; n} \\ x_{ij} \in \{0, 1\} \end{cases}$$

Эта задача является частным случаем ТЗ, если $m = n$, $S_i = D_j = 1$.

Условие $x_{ij} \in \{0, 1\}$ эквивалентно условию $x_{ij} \geq 0$, так как в силу остальных ограничений при этом $0 \leq x_{ij} \leq 1$, а выше мы доказали, что в случае целых значений S_i, D_j , переменные x_{ij} так же будут целыми.

Замечание: Любое БДР задачи о назначениях совпадают ровно n переменных, имеющих положительное значение (это значение равно 1). Любое БДР содержит $2n - 1$ базисных переменных. Таким образом любое БДР задачи о назначениях, как ТЗ является вырожденными.

ГОТОВО