

# Quy hoạch tuyến tính và cơ sở lý thuyết

Nguyễn Chí Bằng, Đỗ Thư, Lê Đức Anh, Nguyễn Thành Nam

Ngày 29 tháng 9 năm 2023

## Tóm tắt nội dung

This is an abstract of your article.

## Mục lục

<b>1</b>	<b>Thuật toán đơn hình</b>	<b>1</b>
1.1	Thuật toán M và 2 pha . . . . .	1
1.1.1	Bài toán M . . . . .	1
1.1.2	Bài toán 2 pha . . . . .	2
1.2	Thuật toán cải biên và đối ngẫu . . . . .	3
1.2.1	Phương pháp đơn hình cải biên . . . . .	3
1.2.2	Phương pháp đơn hình đối ngẫu . . . . .	6
<b>2</b>	<b>Bài toán đối ngẫu</b>	<b>6</b>
2.1	Giới thiệu . . . . .	6
2.2	Cơ sở lý thuyết . . . . .	7
2.2.1	Ví dụ hướng đến bài toán đối ngẫu . . . . .	7
2.2.2	Qui tắc đối ngẫu (trang 33 chương 2 quy hoạch tuyến tính) . . . . .	8
2.2.3	Bài toán đối ngẫu dạng chuẩn tắc . . . . .	9
2.2.4	Bài toán đối ngẫu dạng chính tắc . . . . .	10
2.3	Ví dụ minh họa . . . . .	11
<b>3</b>	<b>Bài toán phân phối</b>	<b>11</b>
3.1	Giới thiệu . . . . .	11
3.2	Cơ sở lý thuyết . . . . .	11
3.2.1	Tính chất . . . . .	11
3.2.2	Phương án xuất phát . . . . .	13
3.2.3	Điều chỉnh phương án . . . . .	13
3.2.4	Tiêu chuẩn tối ưu . . . . .	14
3.3	Ví dụ minh họa . . . . .	14
<b>4</b>	<b>Tài liệu tham khảo</b>	<b>14</b>

# 1 Thuật toán đơn hình

## 1.1 Thuật toán M và 2 pha

### 1.1.1 Bài toán M

#### 1. Giới thiệu

Đối với các bài toán quy hoạch tuyến tính nhưng không đủ số vector cơ sở. Ta thêm vào 1 ẩn giả ở ràng buộc và  $Mx_4$  vào hàm mục tiêu với  $M$  là số dương rất lớn (đối với bài toán Min). Từ đó ta dẫn đến được dạng bài toán quy hoạch tuyến tính M.

#### 2. Nội dung

Giả sử ta có bài toán có ma trận  $A$  chưa xác định được hệ cơ sở

$$\begin{aligned} \text{Min } \sum_{j=1}^n c_j x_j \\ \sum_{j=1}^n a_{ij} x_j = b_i, i = \overline{1, m} \\ x_j \geq 0, j = \overline{1, n} \end{aligned} \quad (1)$$

Từ đó ta xét BT có ẩn giả tạo sau (gọi là BTM)

$$\begin{aligned} \text{Min } \sum_{j=1}^n c_j x_j + M \\ \sum_{j=1}^n a_{ij} x_j + x_{n+i} = b_i, i = \overline{1, m} \\ x_j \geq 0, j = \overline{1, n+m} \end{aligned} \quad (2)$$

Với  $M$  là số thực dương lớn tùy ý, các ẩn  $x_{n+i}, i = \overline{1, m}$  là các ẩn giả tạo. Việc đưa các ẩn giả tạo nhằm tạo ra 1 cơ sở. Vì vậy, không nhất thiết phải có đủ  $m$  ẩn giả tạo.

**Định lý 1** Với  $M$  đủ lớn thì

BT (1) có PATU  $X$  khi và chỉ khi BT (2) có PATU  $\bar{X} = (X, 0)$ .

Nếu BT (2) có PATU  $\bar{X}$  mà trong đó có chứa  $x_{m+i} > 0$  thì tập PATU của BT (1) là rỗng.

**Chú ý 1** Đối với bài toán M,  $\Delta_j$  có dạng  $\Delta_j = \alpha_j + \beta_j M$ . Vì thế dòng thứ  $m+1$  của bảng đơn hình, ta nên tách thành hai dòng ghi  $\alpha_j$  và  $\beta_j$ . Để đánh giá  $\Delta_j$  ta cần chú ý tới  $B_j$ , sau đó mới chú ý đến  $\alpha_j$ .

#### 3. Ví dụ minh họa

### 1.1.2 Bài toán 2 pha

#### 1. Nội dung

Nếu 1 bài toán quy hoạch tuyến tính có hệ ràng buộc theo dạng

$$\begin{aligned} Ax &\leq b \\ x &\geq c \end{aligned} \quad (3)$$

Mà  $b \geq 0$  thì có thể biến đổi hệ ràng buộc của bài toán dạng chính tắc bằng cách thêm vào hàng thứ  $i$  của hệ nói trên ẩn  $y_i$ . Hệ được viết lại:

$$\begin{aligned} Ax + y &= b \\ x, y &> 0 \end{aligned} \quad (4)$$

Khi đó ta có ngay một phương án xuất phát  $(0, \bar{y})$  với  $\bar{y}_i = b_i; i = 1, 2, \dots, m$ .

Thực chất các ẩn  $y_i$  là các ẩn giả tạo, bởi lẽ trong miền xác định của bài toán không cần đến các biến này. Ý tưởng này được áp dụng cho bài toán dạng chính tắc để tìm phương án cực biên ban đầu như sau:

Từ bài toán dạng chính tắc

$$\begin{aligned} \text{Min } f(x) &= \langle c, x \rangle \\ Ax &= b \\ x &\geq 0 \end{aligned} \quad (5)$$

$$\begin{aligned} \text{Ta xét } \text{Min } \sum_{i=1}^m y \\ Ax + y &= b \\ x, y &\geq 0 \end{aligned} \quad (6)$$

- Nếu bài toán (5) có  $x_0$  chấp nhận được thì bài toán (6) đạt giá trị tối ưu với  $u_0, y = 0$
- Nếu bài toán (5) ta có  $u_0$  chấp nhận được tức là  $Ax \neq 0$  với mọi  $x \geq 0$  thì bài toán (6) sẽ có  $u_0$  chấp nhận được với  $y \neq 0$  tức là giá trị tối ưu của bài toán (6) là số dương.
- Dùng thuật toán đơn hình cho bài toán (6) ở mỗi bước của thuật giải ta nhận được  $u_0$  chấp nhận được.
- Nếu đến bước mà bài toán có giá trị tối ưu  $= 0$  thì ta sẽ nhận được  $u_0$  cơ bản chấp nhận được cuối cùng với các ẩn  $y_i = 0, i = 1, 2, \dots, m$ .

Từ đây, bài toán (5) được giải với  $u_0$  cơ sở chấp nhận được vừa tìm.

#### 2. Ví dụ minh họa

## 1.2 Thuật toán cải biên và đối ngẫu

### 1.2.1 Phương pháp đơn hình cải biên

#### 1. Giới thiệu

Xét bài toán quy hoạch tuyến tính ở dạng chính tắc

$$\langle c, x \rangle \rightarrow \text{Max}, Ax = b, x \geq 0 \quad (7)$$

Trong đó  $A$  là ma trận  $m \times n$  và giả sử rằng hạng của ma trận  $A$  là  $m$ . Ta đã nghiên cứu phương pháp đơn hình để giải bài toán này. Giả sử ta có phương án cực biên  $x = (x_1, x_2, \dots, x_m, 0, \dots, 0)$  với  $x_j > 0, j = 1, \dots, m$  và cơ sở  $A_j, j \in J = \{1, 2, \dots, m\}$

Ta đã có công thức:

$$\begin{aligned} A_k &= \sum_{j \in J} z_{jk} A_j \\ \sum_{j \in J} x_j A_j &= b \\ \Delta_k &= \sum_{j \in J} z_{jk} c_j - c_k \end{aligned} \quad (8)$$

Và ta đã chứng minh rằng phương án cực biên  $x$  là tối ưu khi và chỉ khi  $\Delta_k \geq 0, \forall k \notin J$ .

#### 2. Nội dung

Ochard và Hays lợi dụng tính chất và cơ sở bước lặp sau  $A_j, j \in J' = J \setminus \{r\} \cup \{s\}$  chỉ khác cơ sở ở bước  $A_j, j \in J$  bằng việc thay thế một vector cơ sở, đã đưa ra thuật toán đơn hình cải biên để giám sát khối lượng tính toán và các thông tin cần lưu trữ trong mỗi bước lặp.

Ta đưa vào các ký hiệu sau:

$A_j = (A_1, A_2, \dots, A_m)$  – ma trận cơ sở.

$\bar{z}_k = (z_{1k}, z_{2k}, \dots, z_{mk})^T$  – vector cột, khai triển của  $A_k$  theo cơ sở

$c_j = (c_1, c_2, \dots, c_m)$  – vector hàng, hệ số hàm mục tiêu ứng với cơ sở.

$x_j = (x_1, x_2, \dots, x_m)^T$  – vector cột, các biến cơ sở.

Sử dụng các ký hiệu đó ta có thể viết:

$$\begin{aligned} A_k &= A_j \bar{z}_k \rightarrow \bar{z}_k = A_j^{-1} A_k \\ \Delta_k &= c_j \bar{z}_k - c_k = c_j A_j^{-1} A_k - c_k \\ A_j x_j &= b \rightarrow x_j = A_j^{-1} b \end{aligned} \quad (9)$$

Như vậy tất cả các đại lượng cần tính toán đều có thể biểu diễn qua ma trận nghịch đảo  $A_j^{-1}$ . Tuy nhiên ở mỗi bước lặp không cần phải tính nghịch đảo lại toàn bộ ma trận  $A_j$ , vì nó chỉ khác ma trận nghịch đảo ở bước trước bởi sự thay thế một vector cột. Giả sử ở bước lặp trước ta có  $x, J, A_j^{-1}$  và bây giờ ta có  $x', J', A_j'^{-1}$ . Ta xét ma trận đơn vị  $V = (v_{ij})_{m \times n}$

Ta ký hiệu:

$$\begin{aligned} Q &= A_j^{-1} = (q_{ij})_{m \times n} \\ Q' &= A_j'^{-1} = (q'_{ij})_{m \times n} \end{aligned} \quad (10)$$

Ta có:

$$\begin{aligned}
A_j A_j^{-1} &= V \\
\Rightarrow \sum_{j \in J} a_{ij} q_{jk} &= v_i k \\
\Rightarrow \sum_{j \in J} q_{jk} A_j &= V_k
\end{aligned} \tag{11}$$

Tương tự

$$A_j, A_j^{-1} = V \Rightarrow \sum q'_{jk} A_j = V_k \tag{12}$$

Do  $J' = J \setminus \{r\} \cup \{s\}$  và  $A_s = \sum_{j \in J} z_{js} A_j$  với  $z_{rk} \neq 0$  nên ta có đẳng thức

$$A_r = \frac{1}{z_{rs}} A_s - \frac{1}{z_{rs}} \sum_{j \in J \setminus \{r\}} z_{js} A_j$$

Thay biểu thức này vào (11) ta được

$$\begin{aligned}
V_k &= \sum_{j \in J \setminus \{r\}} q_{jk} A_j + \left( \frac{q_{rk}}{z_{rs}} A_s - \frac{q_{rk}}{z_{rs}} \sum_{j \in J \setminus \{r\}} z_{js} A_j \right) \\
&= \sum_{j \in J \setminus \{r\}} \left( q_{jk} - \frac{q_{rk}}{z_{rs}} z_{js} \right) A_j + \frac{q_{rk}}{z_{rs}} A_s
\end{aligned} \tag{13}$$

Từ hệ thức này và (12) ta suy ra

$$q'_{jk} = \begin{cases} q_{jk} - \left( \frac{q_{rk}}{z_{rs}} \right) z_{js} & \text{nếu } j \in J \text{ và } j \neq r \\ \frac{q_{rk}}{z_{rs}} & \text{nếu } j = s \end{cases} \tag{14}$$

#### Thuật toán đơn hình cải biên

Xét bài toán QHTT ở dạng chính tắc, quá trình tính toán theo phương pháp đơn hình cải biên được bố trí trong hai bảng sau

Dòng cuối cùng chứa phương án của bài toán đối ngẫu được tính theo công thức:

$$(q_{m+1,1}, \dots, q_{m+1,m}) = c_j A_j^{-1} \tag{15}$$

**Thuật toán đơn hình gồm các bước sau:**

##### Bước 1 (xây dựng bản đơn hình xuất phát)

Giả sử ta có cơ sở  $A_j, j \in J$  và phương án cực biên  $x$ . Tính ma trận nghịch đảo  $A_j^{-1}$  rồi điền vào  $m$  phần tử đầu tiên của các cột  $q_1, \dots, q_m$ . Tính  $m$  phần tử đầu của cột  $q_0$  theo (9) và  $q'_{m+1,0} = \langle c_j, x_j \rangle$ . Tính dòng  $m+1$  ứng với các cột  $q_1, \dots, q_m$  theo công thức (15) : phần tử  $q_{m+1,j}$  là tích vô hướng của cột  $q_j$  với vector  $c_j$ .

##### Bước 2 (Tìm cột quay và kiểm tra tối ưu)

Tính ước lượng các cột theo công thức (9) :  $\Delta_j$  là tích vô hướng của dòng  $m+1$  thuộc bảng

Hình 1: Bảng 1

$b_1$	$a_{11}$	$\dots$	$a_{1s}$	$\dots$	$a_{1n}$
$\dots$	$\dots$	$\dots$	$\dots$	$\dots$	$\dots$
$b_m$	$a_{m1}$	$\dots$	$a_{ms}$	$\dots$	$a_{mn}$
	$c_1$	$\dots$	$c_s$	$\dots$	$c_n$
$\Delta_{(1)}$	$\Delta_1$	$\dots$	$\Delta_s$	$\dots$	$\Delta_n$
$\Delta_{(2)}$	$\Delta_1$	$\dots$	$\Delta_s$	$\dots$	$\Delta_n$

Hình 2: Bảng 2

$c_1$	$A_j$	$q_0$	$q_1$	$\dots$	$q_m$	$A_s$
$c_{j1}$	$A_{j1}$	$q_{10}$	$q_{11}$	$\dots$	$q_{1m}$	$z_{1s}$
$\dots$	$\dots$	$\dots$	$\dots$	$\dots$	$\dots$	$\dots$
$c_{jr}$	$A_{jr}$	$q_{r0}$	$q_{r1}$	$\dots$	$q_{rm}$	$z_{rs}$
$\dots$	$\dots$	$\dots$	$\dots$	$\dots$	$\dots$	$\dots$
		$q_{m+1,0}$	$q_{m+1,1}$	$\dots$	$q_{m+1,m}$	$\Delta_s$

2 với cột  $j$  của bảng 1 rồi trừ đi  $c_j$ . Nếu  $\Delta_j \geq 0$  với mọi  $j$  thì phương án cực biên đang xét là tối ưu. Trái lại, ta xác định vector  $A_s$  đưa vào cơ sở theo công thức

$$\Delta_s = \min\{\Delta_j \mid \Delta_j < 0, j \in J\} \quad (16)$$

### Bước 3 (tìm dòng quay)

Trước tiên tính cột quay, tức là cột  $A_s$  của bảng 2 theo công thức (9): lấy cột  $A_s$  của bảng 1 nhân vô hướng với từng dòng của ma trận nghịch đảo  $A_j^{-1}$  ta sẽ được từng phần tử của cột  $A_s$  thuộc bảng 2. Phần tử cuối của cột  $A_s$  thuộc bảng 2 là  $\Delta_s$ .

Nếu  $z_{js} \leq 0, \forall j \in J$  thì hàm mục tiêu bài toán QHTT không bị chặn trên. Nếu trái lại ta xác định vector  $A_r$  loại khỏi cơ sở theo công thức

$$\theta_r = \frac{q_{r0}}{z_{rs}} = \min\left\{\frac{q_{j0}}{z_{js}} \mid z_{js} > 0, j \in J\right\} \quad (17)$$

Cột  $\theta$  trong bảng 2 để lưu  $q_{j0}/q_{js}, j \in J$ .

### Bước 4 (Biến đổi ma trận nghịch đảo mở rộng)

Đưa  $A_s$  vào cơ sở thay ho  $A_r$  và biến đổi toàn bộ các cột  $q_0, q_1, \dots, q_m$  theo công thức (14) (quy tắc hình chữ nhật), phần tử chính của phép biến đổi biến là  $z_{rs}$ . Quay lên bước 2.

## 3. Ví dụ minh họa

### 1.2.2 Phương pháp đơn hình đối ngẫu

#### 1. Giới thiệu

#### 2. Nội dung

## 2 Bài toán đối ngẫu

### 2.1 Giới thiệu

Trong Lý thuyết tối ưu, với một bài toán tối ưu cho trước, người ta quan tâm làm sao thiết lập được bài toán liên kết với bài toán đã cho mà khi giải bài toán này ta thu được thông tin về bài toán ban đầu. Đó chính là bài toán đối ngẫu.

Việc giải và tìm hiểu hai bài toán song song rất có ý nghĩa về mặt thực tiễn. Đôi khi ta giả bài toán đối ngẫu lại dễ dàng hơn so với bài toán gốc. Vì sao lại dễ dàng hơn thì mục dưới đây chính là trình bày và nghiên cứu bài toán đối ngẫu của bài toán quy hoạch tuyến tính.

### 2.2 Cơ sở lý thuyết

#### 2.2.1 Ví dụ hướng đến bài toán đối ngẫu

Một công ty A sản xuất 4 mặt hàng, sử dụng hai loại vật liệu loại I và II với số lượng là  $b_1, b_2$ . Để sản xuất mặt hàng thứ  $j$  ( $j = 1, 2, 3, 4$ ) cần có  $a_{1j}$  đơn vị nguyên liệu loại I và  $a_{2j}$  đơn vị nguyên

liệu loại  $II$ . Mặt hàng thứ  $j$ , được bán tương ứng với giá  $c_j$ . Hãy lập kế hoạch để công ty sản xuất có tổng giá trị sản phẩm cao nhất.

Giải

Gọi  $x_1, x_2, x_4$  lần lượt là số lượng mặt hàng cần sản xuất ( $x_i \geq 0, i = 1, 2, 3, 4$ ). Bài toán đặt ra là ta cần làm cực đại hàm mục tiêu số lượng như sau:

$$f(x) = c_1x_1 + c_2x_2 + c_3x_3 + c_4x_4 \rightarrow Max \quad (18)$$

Số lượng vật tư  $b_1$  được phân bổ cho 4 mặt hàng trên :

$$a_{11}x_1 + a_{12}x_2 + a_{13}x_3 + a_{14}x_4 \leq b_1 \quad (19)$$

Số lượng vật tư  $b_2$  được phân bổ cho 4 mặt hàng trên :

$$a_{21}x_1 + a_{22}x_2 + a_{23}x_3 + a_{24}x_4 \leq b_2 \quad (20)$$

Vậy ta thu được thông tin của bài toán với các điều kiện được ghi lại như sau:

$$\begin{aligned} f(x) &= c_1x_1 + c_2x_2 + c_3x_3 + c_4x_4 \rightarrow Max \\ a_{11}x_1 + a_{12}x_2 + a_{13}x_3 + a_{14}x_4 &\leq b_1 \\ a_{21}x_1 + a_{22}x_2 + a_{23}x_3 + a_{24}x_4 &\leq b_2 \\ x_i &\geq 0 \\ i &= 1, 2, 3, 4 \end{aligned} \quad (21)$$

Dĩ nhiên rằng công ty muốn đầu tư làm sao cho chi phí thấp nhất. Do đó công ty mua vật liệu của công ty khác. Giá bán vật liệu loại  $I$  và loại  $II$  tương ứng là  $y_1, y_2$ . Công ty phải làm cực tiểu chi phí đầu tư vào, hiển nhiên ta có hàm mục tiêu như sau:

$$g(y) = b_1y_1 + b_2y_2 \rightarrow Min \quad (22)$$

Ta có thêm các ràng buộc tương ứng về giá cả thương lượng hợp lí của bên bán vật liệu:

$$\begin{aligned} a_{11}y_1 + a_{21}y_2 &\geq c_1 \\ a_{12}y_1 + a_{22}y_2 &\geq c_2 \\ a_{13}y_1 + a_{23}y_2 &\geq c_3 \\ a_{14}y_1 + a_{24}y_2 &\geq c_4 \\ y_i &\geq 0 \\ i &= 1, 2, 3, 4 \end{aligned} \quad (23)$$

Hai bài toán trên viết lại dưới dạng ma trận ta sẽ có thông tin ngắn gọn như sau:

$$\begin{aligned} (P) \quad Max f(x) &= \langle c, x \rangle = c^T x \\ (P^*)/(D) \quad Min g(y) &= \langle b, y \rangle = b^T y \\ Ax &\leq b \\ A^T y &\geq c, y \geq 0 \end{aligned} \quad (24)$$

Hai bài toán trên chính là đối ngẫu của nhau, giải quyết cực đại của bài toán gốc  $(P)$  và cực tiểu của bài toán liên kết  $(P^*)/(D)$  và tìm phương án tối ưu thông qua đó.



### 2.2.2 Qui tắc đối ngẫu (trang 33 chương 2 quy hoạch tuyến tính)

Khảo sát đối ngẫu cho các dạng tổng quát, ta có các qui tắc sau:

$$\begin{aligned} M &= \{1, 2, 3, \dots, m\}, M_1 = \{1, 2, 3, \dots, m_1\}, m_1 \leq m \\ N &= \{1, 2, 3, \dots, n\}, N_1 = \{1, 2, 3, \dots, n_1\}, n_1 \leq n \end{aligned} \quad (25)$$

Trường hợp 1:  $(P) \text{ Min} \rightarrow (Q) \text{ Max}$

	Gốc $(P)$	$\Rightarrow$	Đối ngẫu $(Q)$
1.	$c^T x \rightarrow \min$		$b^T y \rightarrow \max$
2.	$\sum_{j=1}^n a_{ij} \geq b_i$	$i \in M_1$	$y_i \geq 0, i \in M_1$
3.	$\sum_{j=1}^n a_{ij} = b_i$	$i \in M \setminus M_1$	$y_i$ tự do, $i \in M \setminus M_1$
4.	$x_j \geq 0$	$j \in N_1$	$\sum_{i=1}^m a_{ij} y_i \leq c_j, j \in N_1$
5.	$x_j$ có dấu tùy ý	$j \in N_1$	$\sum_{i=1}^m a_{ij} y_i = c_j, j \in N \setminus N_1$
6.	$x_j \leq 0$	$j \in N_2$	$\sum_{i=1}^m a_{ij} y_i \geq c_j, j \in N_2$

Chú ý: Nếu có  $\sum_{j=1}^n a_{ij} \leq b_i$ , thì theo nguyên tắc đối ngẫu sẽ ứng với biến  $y_i \leq 0$ . Trong thực tế nên chuyển về trường hợp 2 bằng cách nhân cả hai vế của bất cho  $-1$ .

Trường hợp 2:  $(P) \text{ Max} \rightarrow (Q) \text{ Min}$

	Gốc $(P)$	$\Rightarrow$	Đối ngẫu $(Q)$
1.	$c^T x \rightarrow \max$		$b^T y \rightarrow \min$
2.	$\sum_{j=1}^n a_{ij} \leq b_i$	$i \in M_1$	$y_i$ tự do, $i \in M_1$
3.	$\sum_{j=1}^n a_{ij} = b_i$	$i \in M \setminus M_1$	$y_i$ tự do, $i \in M \setminus M_1$
4.	$x_j \geq 0$	$j \in N_1$	$\sum_{i=1}^m a_{ij} y_i \geq c_j, j \in N_1$
5.	$x_j$ có dấu tùy ý	$j \in N_1$	$\sum_{i=1}^m a_{ij} y_i = c_j, j \in N \setminus N_1$
6.	$x_j \leq 0$	$j \in N_2$	$\sum_{i=1}^m a_{ij} y_i \leq c_j, j \in N_2$

Chú ý: Nếu có  $\sum_{j=1}^n a_{ij} \geq b_i$ , thì theo nguyên tắc đối ngẫu sẽ ứng với biến  $y_i \leq 0$ . Trong thực tế nên chuyển về trường hợp 2 bằng cách nhân cả hai vế của bất đẳng thức cho  $-1$ . (Các ràng buộc ẩn tự do thường ta không cần ghi và bỏ qua nó).

### 2.2.3 Bài toán đối ngẫu dạng chuẩn tắc

Bài toán chuẩn tắc có dạng như sau, với  $A \in M_{m \times n}, b \in R^m, c \in R^n$

$$\begin{aligned} (P) \quad & c^T x \rightarrow \text{Min} \\ & Ax \geq b \\ & x \geq 0 \end{aligned} \tag{26}$$

Với bài toán như trên ta có bài toán đối ngẫu như sau với  $y \in R^m$  :

$$\begin{aligned} (D) \quad & b^T y \rightarrow \text{Max} \\ & A^T y \leq c \\ & y \geq 0 \end{aligned} \tag{27}$$

Cặp bài toán trên được gọi là cặp bài toán đối ngẫu đối xứng vì chứa đủ ba phần : Hàm mục tiêu, ràng buộc đẳng thức (bất đẳng thức) và biến không âm.

**Định lý 2** Với mọi phương án  $x$  của bài toán  $(P)$  và mọi phương án  $y$  của bài toán  $(P^*)/(D)$ , ta có

$$g(y) \leq f(x)$$

#### Định lý 3

Nếu bài toán  $(P)$  có phương án tối ưu thì bài toán  $(P^*)/(D)$  cũng có phương án tối ưu và ngược lại. Đồng thời  $V(P) = V(P^*)$ .

Nếu hàm mục tiêu của bài toán này không bị chặn thì tập các phương án của bài toán kia là rỗng.

**Hệ quả 1** Nếu các bài toán  $(P)$  và  $(P^*)$  đều có các phương án khác rỗng thì chúng đều có phương án tối ưu.

**Hệ quả 2** Giả sử  $x^*$  và  $y^*$  lần lượt là các phương án tối ưu tương ứng của bài toán  $(P)$  và  $(P^*)$ . Ta có:

$$V(P) = f(x^*) = g(y^*) = V(P^*)$$

**Hệ quả 3** Giả sử  $x^*$  và  $y^*$  tương ứng là các phương án chấp nhận được của các bài toán  $(P)$  và  $(P^*)/(D)$ . Nếu  $f(x^*) = g(y^*)$  thì  $x^*$  và  $y^*$  lần lượt là phương án tối ưu của  $(P)$  và  $(P^*)/(D)$ .

#### Định lý 4 Độ lệch bù trong đối ngẫu đối xứng

Cho  $x^*$  và  $y^*$  tương ứng là phương án của bài toán  $(P)$  và  $(P^*)$ . Phương án  $x^*$  và  $y^*$  tối ưu khi và chỉ khi:

$$\begin{aligned} x_j^* > 0 &\Rightarrow \sum_{i=1}^n a_{ij} y_i^* = c_j \text{ hoặc} \\ \sum_{i=1}^n a_{ij} y_j^* &< c_j \Rightarrow x_j^* = 0 \text{ với } j = \overline{1, n} \\ y_j^* > 0 &\Rightarrow \sum_{i=1}^n a_{ij} x_i^* = b_j \text{ hoặc} \end{aligned}$$

### 2.2.4 Bài toán đối ngẫu dạng chính tắc

Bài toán chính tắc có dạng như sau, với  $A \in M_{m \times n}, b \in R^m, c \in R^n$ :

$$\begin{aligned}(P) \quad & c^T x \rightarrow \text{Min} \\ & Ax = b \\ & x \geq 0\end{aligned}\tag{28}$$

Với bài toán như trên ta có bài toán đối ngẫu như sau với  $y \in R^m$ :

$$\begin{aligned}(D) \quad & b^T y \rightarrow \text{Max} \\ & A^T y \leq c\end{aligned}\tag{29}$$

"Bài toán đối ngẫu không đối xứng như trên có tất cả các tính chất như đối ngẫu đối xứng".  
Định lý về độ lệch bù trong đối ngẫu không đối xứng (hay còn gọi là độ lệch bù yếu).

**Định lý 5** *Cặp  $(x^*, y^*)$  tương ứng là nghiệm tối ưu của bài toán (1) và (2) khi và chỉ khi*

$$\text{Nếu } x_j^* > 0 \text{ thì } \sum_{i=1}^m a_{ij}y_i^* = c_j \text{ hoặc}$$

$$\text{Nếu } \sum_{i=1}^m a_{ij}y_i^* < c_j \text{ thì } x_j^* = 0$$

## 2.3 Ví dụ minh họa

# 3 Bài toán phân phối

## 3.1 Giới thiệu

Vấn đề về tìm phương án phân phối tối ưu đã được tìm kiếm từ lâu, điển hình là bài báo của Hitchcock về bài toán vận tải vào năm 1941. Vào năm 1946, Để tìm cách lập kế hoạch tối ưu cho không quân Hoa Kỳ, D. Hitchcock và M. Wood cùng George Dantzig đã tìm ra kỹ thuật tốt hơn cho vấn đề phân phối. G.Dantzig đã đến đại học Chicago để tìm đến Koopmans lúc này là một nhà toán kinh tế với mong muốn tìm thấy cách xử lý, lúc này Koopmans đang thực hiện nhiệm vụ tương tự về tàu vận chuyển đồng minh trong thời kỳ chiến tranh thế giới thứ II vào năm 1947, sau đó 30-34 năm Koopmans cùng đồng sự đã nhận giải Nobel cho mô hình nghiên cứu của họ.

Mở rộng từ mô hình nổi tiếng mang tên Input-output của Wassily Leontief, G.Dantzig nhận thấy mô hình của không quân Hoa Kỳ là một mô hình động và vì thế, có thể tìm được cách tính với thuật toán đơn hình. Nhưng lúc bấy giờ dữ liệu lớn lúc này lại là một vấn đề, nhưng sự kiện lịch sử lớn xảy ra mang tên Automata, máy tính được ra đời và nổi bậc nhất thời điểm đó là cỗ máy ENIAC có thể xử lý 5,000 phép tính trong một giây. Nhờ đó đã giúp cho mô hình về phân phối và nói riêng và toán học tối ưu nói chung đã có những đột phá vượt bậc, chứng minh loài người có khả năng đối mặt với những vấn đề phức tạp một cách tuyệt vời.

## 3.2 Cơ sở lý thuyết

### 3.2.1 Tính chất

#### 1. mô hình toán học

Ta có  $m$  nơi phát và  $n$  nơi thu với  $a_i$  là lượng hàng phát đi  $i = 1, 2, \dots, m$ ,  $b_j$  lượng hàng nhận. Cước phí vận chuyển một đơn vị hàng từ  $i$  đến  $j$  là  $c_{ij}$ . Tổng hàng phát bằng tổng hàng nhận, ta có thể lập kế hoạch vận chuyển hàng tiết kiệm chi phí tối thiểu.

$$\begin{aligned} \text{Min } c^T x \\ Ax = b \\ x \geq 0 \\ A : m \times n \end{aligned} \tag{30}$$

Với điều kiện tổng thu bằng với tổng phát

$$\begin{aligned} \sum_{i=1}^m a_i = \sum_{j=1}^n b_j = T \\ a_i, b_j \geq 0 \end{aligned} \tag{31}$$

Với  $x_{ij}$  là số lượng một đơn vị hàng phát từ  $i$  đến  $j$ . Từ đây ta có thể tổng quát hoá bài toán như sau

$$\begin{aligned} \text{Min } \sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^n c_{ij} x_{ij} = z \\ \sum_{j=1}^n x_{ij} = a_i, \quad i = 1, \dots, m \\ \sum_{i=1}^m x_{ij} = b_j, \quad j = 1, \dots, n \\ x_{ij} \geq 0 \quad i = 1, \dots, m; \quad j = 1, \dots, n \end{aligned} \tag{32}$$

Mô hình dưới sẽ giúp ta dễ hình dung hơn mô hình về bài toán phân phối

Hình 3: Dạng bảng của mô hình

$x_{11}$ $c_{11}$	$x_{12}$ $c_{12}$	$x_{1j}$ $c_{1j}$	$x_{1n}$ $c_{1n}$	$a_1$ $u_1$
$x_{21}$ $c_{21}$	$x_{22}$ $c_{22}$	$x_{2j}$ $c_{2j}$	$x_{2n}$ $c_{2n}$	$a_2$ $u_2$
$x_{i1}$ $c_{i1}$	$x_{i2}$ $c_{i2}$	$x_{ij}$ $c_{ij}$	$x_{in}$ $c_{in}$	$a_i$ $u_i$
$x_{m1}$ $c_{m1}$	$x_{m2}$ $c_{m2}$	$x_{mj}$ $c_{mj}$	$x_{mn}$ $c_{mn}$	$a_m$ $u_m$
$b_1$ $v_1$	$b_2$ $v_2$	$b_j$ $v_j$	$b_m$ $v_m$	

$$\begin{array}{rcccccl} x_{11} + x_{12} + \dots + x_{1n} & & & & = a_1 \\ & x_{21} + x_{22} + \dots + x_{2n} & & & = a_2 \\ & & \ddots & & \vdots \\ & & & x_{m1} + x_{m2} + \dots + x_{mn} & = a_m \\ x_{11} & + x_{21} & & + x_{m1} & = b_1 \\ & x_{12} & + x_{22} & + x_{m2} & = b_2 \\ & & \ddots & & \vdots \\ & & & x_{1n} & + x_{2n} & + x_{mn} = b_n \end{array}$$

■ Mối liên kết với ma trận tam giác

$$D = \begin{bmatrix} 1 & 0 & & 0 & 1 & 1 & \dots & 1 \\ & 1 & & & & & & \\ & & \ddots & & & & & \\ & & & 1 & & & & \\ & & & & 1 & & & \\ & 0 & & & & 1 & & \\ & & & & & & \ddots & \\ & & & & & & & 1 \end{bmatrix}$$

### 3.2.2 Phương án xuất phát

1. Góc Tây - Bắc
2. Cước phí bé nhất
3. Phương pháp Vogel

### 3.2.3 Điều chỉnh phương án

1. Nhân tử đơn hình

$$\begin{pmatrix} 1 & 0 & \bar{c} \\ 0 & I & \bar{A} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} -z \\ x_B \\ x_N \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} -\bar{z}_0 \\ \bar{b} \end{pmatrix} \quad (33)$$

$$\begin{aligned} (-z) + c_B^T x_B + c_N^T x_N &= 0 \\ Bx_B + Nx_N &= b \end{aligned} \quad (34)$$

$$\begin{aligned} (-z) &+ (c_N^T - c_B^T B^{-1} N)x_N &= &-c_B^T B^{-1} b \\ Ix_B &+ B^{-1} Nx_N &= &B^{-1} b \end{aligned} \quad (35)$$

$$\varphi^T = c_B^T B^{-1} \quad (36)$$

$$\begin{aligned}
(-z) &+ (c_N^T - \varphi^T N)x_N = -\varphi^T b \\
Ix_B &+ B^{-1}Nx_N = B^{-1}b
\end{aligned} \tag{37}$$

$$\begin{aligned}
c_{ij} &= u_i + v_j \\
\text{trong đó } x_{ij} &\text{ là một cơ sở}
\end{aligned} \tag{38}$$

$$\sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^n \overline{c_{ij}} x_{ij} = z - z_0 \tag{39}$$

$$\begin{aligned}
\overline{c_{ij}} &= c_{ij} - (u_i + v_j) \\
z_0 &= \sum_{i=1}^m a_i u_i + \sum_{j=1}^n b_j v_j
\end{aligned} \tag{40}$$

## 2. Điều chỉnh phương án

### 3.2.4 Tiêu chuẩn tối ưu

$$c_{rs} - u_r - v_s = \min (c_{ij} - u_i - v_j) < 0 \tag{41}$$

## 3.3 Ví dụ minh họa

## 4 Tài liệu tham khảo