

PROGRAMOWANIE LINIOWE ALGORYTM „SIMPLEKS”

□ Zadania programowania liniowego – dualność w programowaniu liniowym

5. Twierdzenia o Dualności:

Twierdzenie 1 (o istnieniu)

Jeżeli ZP i ZD mają rozwiązania dopuszczalne, to oba mają rozwiązania optymalne. Jeżeli natomiast chociaż jedno z nich nie ma rozwiązania dopuszczalnego, to obydwa nie mają rozwiązań dopuszczalnych.

Twierdzenie 2

Jeżeli x_1, \dots, x_n jest rozwiązaniem dopuszczalnym zadania pierwotnego, a y_1, \dots, y_m rozwiązaniem dopuszczalnym zadania dualnego, to pomiędzy wartościami funkcji celu zachodzi nierówność:

$$\sum_{j=1}^n c_j x_j \leq \sum_{i=1}^m b_i y_i$$

Dla rozwiązań dopuszczalnych wartość funkcji celu ZP nie może być większa od wartości funkcji celu ZD

□ Zadania programowania liniowego – dualność w programowaniu liniowym

Twierdzenie 3 (o optymalności)

Jeżeli istnieją dwa takie rozwiązania dopuszczalne x_1^*, \dots, x_n^* (ZP) i y_1^*, \dots, y_m^* (ZD), że

$$\sum_{j=1}^n c_j x_j^* = \sum_{i=1}^m b_i y_i^*,$$

to obydwa rozwiązania są rozwiązaniami optymalnymi.

Twierdzenie 4 (o równowadze)

Jeżeli x_1, \dots, x_n jest rozwiązaniem dopuszczalnym zadania pierwotnego oraz y_1, \dots, y_m rozwiązaniem dopuszczalnym zadania dualnego, to aby te rozwiązania były rozwiązaniami optymalnymi wystarczy, że spełniane będą następujące warunki:

- (1) $\sum_{j=1}^n a_{ij} x_j < b_i \Rightarrow y_i = 0$
- (2) $\sum_{i=1}^m a_{ij} y_i > c_j \Rightarrow x_j = 0$
- (3) $y_i > 0 \Rightarrow \sum_{j=1}^n a_{ij} x_j = b_i$
- (4) $x_j > 0 \Rightarrow \sum_{i=1}^m a_{ij} y_i = c_j$

❑ Zadania programowania liniowego – idea metody simpleks

6. Algorytm metody Simpleks:

Metoda simpleks jest podstawową metodą znajdowania optymalnych rozwiązań zadań programowania liniowego. Jest to metoda ogólna, pozwalająca rozwiązać każde zadanie PL.

Polega ona na sekwencyjnym (ściśle określonym - ukierunkowanym przeglądzie tzw. rozwiązań bazowych)

Rozwiązanie bazowe jest związane z postacią kanoniczną zadania PL.

$$\text{Max}(\text{Min}) \sum_{j=1}^n c_j x_j$$

$$\begin{cases} A \cdot x = b \\ x \geq 0 \end{cases}$$

gdzie:

$$x = \begin{bmatrix} x_1 \\ \dots \\ x_n \end{bmatrix} - \text{wektor zmiennych decyzyjnych (w zapisie kolumnowym),}$$

$$b = \begin{bmatrix} b_1 \\ \dots \\ b_n \end{bmatrix} - \text{wektor prawych ograniczeń w warunkach}$$

$$c = [c_1 \quad \dots \quad c_n] - \text{wektor współczynników funkcji celu (w zapisie wierszowym)}$$

$$A = \begin{bmatrix} a_{11} & \dots & a_{1n} \\ \dots & \dots & \dots \\ a_{m1} & \dots & a_{mn} \end{bmatrix} - \text{macierz współczynników warunków ograniczających po prawej stronie}$$

równości

□ Zadania programowania liniowego – dualność w programowaniu liniowym

Niech B oznacza **bazę**, czyli macierz kwadratową m -tego stopnia składającą się z m - liniowo niezależnych kolumn macierzy A ($\det(B) \neq 0$).

Jej kolumny nazywa się kolumnami bazowymi, zaś pozostałe kolumny macierzy A nie bazowymi. Zmienne związane z kolumnami bazowymi nazywamy zmiennymi bazowymi, zaś pozostałe nie bazowymi.

Oznaczmy przez Z_B - zbiór zmiennych bazowych, zaś przez Z_N - zbiór zmiennych nie bazowych.

Z każdą bazą B układu równań $Ax = b$ jest związane rozwiązanie bazowe. Jeżeli układ $Ax = b$ jest niesprzeczny oraz $n > m$, to układ ten ma nieskończenie wiele rozwiązań, ale skończoną liczbę rozwiązań bazowych. Dla m - równań z n - niewiadomymi ma co najwyżej

$$\binom{n}{m} = \frac{n!}{m!(n-m)!}$$

Wektor zmiennych decyzyjnych oraz macierz współczynników można przedstawić teraz przy zadanej bazie B następująco: $x = (x_B, x_N)$, $A = (B, N)$

Wówczas układ równań $Ax = b$ zapiszemy w postaci: $B \cdot x_B + N \cdot x_N = b$

Mnożąc lewostronnie przez macierz B^{-1} , otrzymujemy postać bazową: $I \cdot x_B + W \cdot x_N = b^*$

gdzie: $I = B^{-1} \cdot B$, $W = B^{-1} \cdot N$, $b^* = B^{-1} \cdot b$

Z postaci bazowej łatwo wyznaczyć rozwiązanie bazowe: $x_N = 0, x_B = b^* = B^{-1} \cdot b$.

Jeżeli dla danej bazy B : $x_B = b^* = B^{-1} \cdot b \geq 0$, to rozwiązanie bazowe jest rozwiązaniem dopuszczalnym.

□ Zadania programowania liniowego – dualność w programowaniu liniowym

Idea metody simpleks:

Zastosowanie podejścia pełnego przeglądu zbioru rozwiązań bazowych jest nieefektywne ze względu na liczbę tych rozwiązań oraz ze względu na wielkość układu równań jaki należy przekształcać.

Jeżeli $n=20$ i $m=10$, to rozwiązań bazowych może być: $\binom{20}{10} = \frac{20!}{10!10!} = 184756$

W metodzie simpleks stosujemy przegląd ukierunkowany zbioru rozwiązań bazowych. Przechodzimy od jednego rozwiązania bazowego dopuszczalnego do drugiego, o którym wiemy, że jest nie gorsze od poprzedniego (pomijając niedopuszczalne i te gorsze od aktualnie rozpatrywanego).

Przegląd ukierunkowany sprowadza się do realizacji następujących kroków (jeżeli zadanie ma rozwiązanie optymalne)

Krok A: Wyznaczyć rozwiązanie wejściowe – dopuszczalne i bazowe

Krok B: Sprawdzić, czy aktualne rozwiązanie bazowe jest optymalne. Jeżeli tak, to koniec obliczeń, jeżeli nie, to przejście do kroku C

Krok C: Przejść do sąsiedniego rozwiązania bazowego, o którym wiadomo, że jest nie gorsze od poprzedniego i powrót do kroku B.

Dwie bazy nazywamy sąsiednimi jeżeli różnią się tylko jedną kolumną macierzy **A**. Podobnie dwa rozwiązania bazowe nazywamy sąsiednimi, jeżeli różnią się tylko jedną zmienną bazową.

W sensie rachunkowym przechodzenie od jednego rozwiązania bazowego do drugiego sąsiedniego polega na przekształcaniu układu równań: $I \cdot x_B + W \cdot x_N = b^*$ od jednej postaci bazowej do drugiej. Najlepiej, gdy początkowa postać kanoniczna jest także postacią bazową.

□ Zadania programowania liniowego – dualność w programowaniu liniowym

Początkowe rozwiązanie bazowe:

Punktem wyjścia metody simpleks jest uzyskanie początkowego rozwiązania bazowego. W tym celu należy przekształcić je do postaci bazowej z nieujemnym wektorem wyrazów wolnych \mathbf{b} . Przyjmując, że zmienne bazowe są związane z wektorami jednostkowymi uzyskamy bardzo łatwo początkowe rozwiązanie bazowe: $x_B = \mathbf{b}^* = \mathbf{B}^{-1} \cdot \mathbf{b} = \mathbf{I}^{-1} \cdot \mathbf{b} = \mathbf{b}$, $x_N = 0$.

Jeżeli i -te prawe ograniczenie jest ujemne, to można przemnożyć obustronnie to równanie (warunek) przez (-1) .

Gdy macierz współczynników postaci kanonicznej nie zawiera macierzy jednostkowej, którą można uznać jako bazę, to możemy:

- (1) tak przekształcić układ równań (stosując reguły eliminacji Gaussa), aby zawierał on macierz jednostkową
- (2) albo sztucznie utworzyć taką macierz, uzupełniając macierz współczynników \mathbf{A} o odpowiednią liczbę brakujących wektorów jednostkowych – co często jest praktyczniejsze – jest to tzw. metoda sztucznej bazy (rozszerzamy wtedy listę zmiennych decyzyjnych o tzw. zmienne sztuczne).

Uwaga:

- Waga przy zmiennej sztucznej w funkcji celu jest taka, że nieopłacalne jest pozostawienie jej w rozwiązaniu optymalnym (duża liczba dodatnia dla minimum lub ujemna i duża co do modułu dla zadania na maksimum)
- Optymalne rozwiązanie zadania ze zmiennymi sztucznymi (pomocniczego) wyznacza optymalne rozwiązanie zadania początkowego, jeśli tylko wszystkie zmienne sztuczne są w rozwiązaniu optymalnym zerowe.
- jeżeli choć jedna zmienna sztuczna jest dodatnia, to początkowe rozwiązanie jest sprzeczne.

□ Zadania programowania liniowego – algorytm metody simpleks

Zadanie ZPL (przykład)

Przedsiębiorstwo transportowe dysponuje 10 ciężarówkami o ładowności 10[t]. Klient zlecił przedsiębiorstwu przewóz 66 ton ładunków w opakowaniach po 3[t] oraz 20 ton ładunków w opakowaniach po 2[t].

W jaki sposób należy załadować towar na ciężarówki, aby zrealizować zamówienie klienta, minimalizując łączną niewykorzystaną ładowność ciężarówek niezbędnych do przewozu towarów ?

Sposoby załadunku	(1)	(2)	(3)	(4)
ładunek – opakowania 3[t]	3	2	1	0
ładunek – opakowania 2[t]	0	2	3	5
Niewykorzystana ładowność [t]	1	0	1	0

Model matematyczny – problemu decyzyjnego:

$$F(x_1, x_2, x_3, x_4) = 1 \cdot x_1 + 0 \cdot x_2 + 1 \cdot x_3 + 0 \cdot x_4 \rightarrow \min$$

$$\begin{cases} x_1 + x_2 + x_3 + x_4 \leq 10 \\ 3 \cdot (3 \cdot x_1 + 2 \cdot x_2 + 1 \cdot x_3 + 0 \cdot x_4) = 66 \\ 2 \cdot (0 \cdot x_1 + 2 \cdot x_2 + 3 \cdot x_3 + 5 \cdot x_4) = 20 \\ x_1 \geq 0, x_2 \geq 0, x_3 \geq 0, x_4 \geq 0 \end{cases} \Leftrightarrow \begin{cases} x_1 + x_2 + x_3 + x_4 \leq 10 \\ 9 \cdot x_1 + 6 \cdot x_2 + 3 \cdot x_3 + 0 \cdot x_4 = 66 \\ 0 \cdot x_1 + 4 \cdot x_2 + 6 \cdot x_3 + 10 \cdot x_4 = 20 \\ x_1 \geq 0, x_2 \geq 0, x_3 \geq 0, x_4 \geq 0 \end{cases}$$

□ Zadania programowania liniowego – algorytm metody simpleks

Postać kanoniczna:

$$F(x_1, x_2, x_3, x_4) = 1 \cdot x_1 + 0 \cdot x_2 + 1 \cdot x_3 + 0 \cdot x_4 + 0 \cdot x_5 \rightarrow \min$$

$$\begin{cases} x_1 + x_2 + x_3 + x_4 + x_5 = 10 \\ 9 \cdot x_1 + 6 \cdot x_2 + 3 \cdot x_3 + 0 \cdot x_4 = 66 \\ 0 \cdot x_1 + 4 \cdot x_2 + 6 \cdot x_3 + 10 \cdot x_4 = 20 \\ x_1 \geq 0, x_2 \geq 0, x_3 \geq 0, x_4 \geq 0, x_5 \geq 0 \end{cases}$$

Postać kanoniczna – bazowa, po wprowadzeniu zmiennych sztucznych:

Wprowadzamy 2 zmienne sztuczne (dla których oczekujemy wartości zerowej) $x_6 = 0$ oraz $x_7 = 0$ ze współczynnikami $c_6 = M$ oraz $c_7 = M$, $M > 0$ ($M \rightarrow \infty$) - dla zadania na minimum.

Gdyby zadanie ZPL było na maksimum, to $c_6 = -M, c_7 = -M$.

$$F(x_1, x_2, x_3, x_4) = 1 \cdot x_1 + 0 \cdot x_2 + 1 \cdot x_3 + 0 \cdot x_4 + 0 \cdot x_5 + M \cdot x_6 + M \cdot x_7 \rightarrow \min$$

$$\begin{cases} 1 \cdot x_1 + 1 \cdot x_2 + 1 \cdot x_3 + 1 \cdot x_4 + 1 \cdot x_5 + 0 \cdot x_6 + 0 \cdot x_7 = 10 \\ 9 \cdot x_1 + 6 \cdot x_2 + 3 \cdot x_3 + 0 \cdot x_4 + 0 \cdot x_5 + 1 \cdot x_6 + 0 \cdot x_7 = 66 \\ 0 \cdot x_1 + 4 \cdot x_2 + 6 \cdot x_3 + 10 \cdot x_4 + 0 \cdot x_5 + 0 \cdot x_6 + 1 \cdot x_7 = 20 \\ x_1 \geq 0, x_2 \geq 0, x_3 \geq 0, x_4 \geq 0, x_5 \geq 0 \end{cases}$$

□ Zadania programowania liniowego – algorytm metody simpleks

Algorytm metody Simpleks:

Krok A – znaleźć początkowe rozwiązanie bazowe dopuszczalne

Krok B – sprawdzić optymalność aktualnego rozwiązania bazowego

- Jeżeli aktualne bazowe jest optymalne, to **koniec obliczeń**
- Jeżeli nie to przejść do **kroku C**

Krok C – Wyznaczyć sąsiednie nie gorsze od poprzedniego rozwiązanie bazowe

Powrót do - **Kroku B**

□ Zadania programowania liniowego – algorytm metody simpleks

Krok A

Pierwsze – początkowe rozwiązanie bazowe:

Macierz współczynników w warunkach ograniczających:

$$A = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 9 & 6 & 3 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 4 & 6 & 10 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix}$$

$$\text{Pierwsza baza: } B = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 \end{bmatrix}$$

$$\text{Zmienne bazowe: } x_B = \begin{bmatrix} x_5 \\ x_6 \\ x_7 \end{bmatrix}, \text{ Zmienne niebazowe: } x_N = \begin{bmatrix} x_1 \\ x_2 \\ x_3 \\ x_4 \end{bmatrix}$$

Pierwsze rozwiązanie bazowe:

$$x_N = 0, x_B = \begin{bmatrix} x_5 \\ x_6 \\ x_7 \end{bmatrix} = b^* = b = \begin{bmatrix} 10 \\ 66 \\ 20 \end{bmatrix}$$

Krok B

Sprawdzenie optymalności aktualnego rozwiązania bazowego:

Sprawdzanie optymalności aktualnego rozwiązania bazowego oraz tworzenie kolejnych rozwiązań bazowych dopuszczalnych wygodnie jest zilustrować tzw. Tablicą simpleksową.

Pierwsza tablica simpleksowa: $T^{(1)} = [t_{ij}]_{i=0, \dots, m; j=0, \dots, n}$



c_j		1	0	1	0	0	M	M	Kolumna tablicy simpleksowej dla wyrazów wolnych (zerowa) $b_i^* = t_{i,0}$
$c_s = c_j, j \in Z_s$	Zmienne Bazowe	x_1	x_2	x_3	x_4	x_5	x_6	x_7	
		Elementy tablicy simpleksowej $t_{i,j}, i \in 1, \dots, m, j = 1, \dots, n$							
0	x_5	1	1	1	1	1	0	0	10
M	x_6	9	6	3	0	0	1	0	66
M	x_7	0	4	6	10	0	0	1	20
$z_j = \sum_{i \in Z_s} c_i \cdot t_{i,j}$		$z_1 = 0 \cdot 1 +$ $M \cdot 9 +$ $M \cdot 0$ $= 9M$	10M	9M	10M	0	M	M	$F(x) =$ $x_5 = 0 \cdot 10 +$ $M \cdot 66 +$ $M \cdot 20$ $= 86M$
Wiersz (zerowy) tablicy simpleksowej kryterium optymalności $t_{0,j} = c_j - z_j, j = 1, \dots, n$		-9M+1	-10M	-9M+1	-10M	0	0	0	

Simpleksowe kryterium optymalności:

1. Dla zadania z funkcją celu postaci **maksimum**:

dla każdego $j \in Z_N, t_{0,j} \leq 0$

2. Dla zadania z funkcją celu postaci **minimum**:

dla każdego $j \in Z_N, t_{0,j} \geq 0$

Dla naszego zadania wszystkie współczynniki optymalności są ujemne, więc początkowe rozwiązanie bazowe nie jest optymalne.

Należy zatem przejść do **kroku (C)** - ustalić którą zmienną z aktualnych niebazowych należy do bazy wprowadzić, aby poprawić aktualne rozwiązanie, a którą z aktualnej bazy usunąć.

O tym mówi tzw. simpleksowe **kryterium wejścia** do bazy i **kryterium wyjścia** z bazy.

□ Zadania programowania liniowego – algorytm metody simpleks

Poprawa aktualnego rozwiązania bazowego – wyznaczenie sąsiedniego rozwiązania bazowego dopuszczalnego, które jest nie gorsze od aktualnego

Kryterium wejścia:

Do bazy należy wprowadzić, taką zmienną z niebazowych, dla której:

1. Dla zadania na **maksimum** zachodzi warunek: $t_{0,k} = \max \{t_{0,j}, j \in Z_N\}$
2. Dla zadania na **minimum** zachodzi warunek: $t_{0,k} = \min \{t_{0,j}, j \in Z_N\}$

Dla naszego zadania należy wprowadzić albo zmienną x_2 albo x_4 (wprowadzamy x_2 , gdyż jest to zmienna właściwa, a nie bilansująca zmienna swobodna jak x_4).

$$t_{0,2} = t_{0,4} = \min \{-9M + 1, -10M, -9M + 1, -10M\} = -10M$$

$k = 2$ - kolumna 2 staje się tzw. kolumną centralną tablicy simpleksowej

❑ Zadania programowania liniowego – algorytm metody simpleks

Kryterium wyjścia:

Z aktualnej bazy należy usunąć tę zmienną, dla której:

$$\frac{t_{r,0}}{t_{r,k}} = \min \left\{ \frac{t_{i,0}}{t_{i,k}}; t_{i,k} > 0 \right\}$$

Dla naszego zadania $\min \left\{ \frac{t_{i,0}}{t_{i,k}}; t_{i,k} > 0 \right\} = \min \left\{ \frac{10}{1}, \frac{66}{6}, \frac{20}{4} \right\} = 5$, dla $r = 3$, a więc dla trzeciej aktualnie zmiennej bazowej: x_7 , którą z bazy należy usunąć

$t_{r,k} = t_{3,2}$ - staje się tzw. elementem centralnym (ważnym dla dalszych przekształceń tablicy simpleksowej) przy wyznaczaniu nowego poprawionego rozwiązania bazowego.

□ Zadania programowania liniowego – algorytm metody simpleks

Przekształcenia tablicy simpleksowej w celu uzyskania nowego - lepszego rozwiązania bazowego.

$T'_{i,j} = [t'_{i,j}]_{i=1,\dots,m; j=0,\dots,n}$ - jest nową tablicą simpleksową

- $t'_{r,j} = \frac{t_{r,j}}{t_{r,k}}; j = 0, \dots, n$ - dla wiersza odpowiadającego wierszowi centralnemu, czyli dla zmiennej wyprowadzanej z aktualnej bazy
- $t'_{i,j} = t_{i,j} - t_{i,k} \cdot t'_{r,j}; i \neq r; j = 0, \dots, n$ - dla wierszy pozostałych

Dla naszego zadania: element centralny $t_{3,2} = 4$

$$t'_{3,j} = \left[0 \quad 1 \quad \frac{3}{2} \quad \frac{5}{2} \quad 0 \quad 0 \quad 1 \mid 5 \right]$$

$$\begin{aligned} t'_{1,j} &= \left[1 \quad 1 \quad 1 \quad 1 \quad 1 \quad 0 \quad 0 \mid 10 \right] - 1 \cdot \left[0 \quad 1 \quad \frac{3}{2} \quad \frac{5}{2} \quad 0 \quad 0 \quad 1 \mid 5 \right] = \\ &= \left[1 \quad 0 \quad -\frac{1}{2} \quad -\frac{3}{2} \quad 1 \quad 0 \quad -1 \mid 5 \right] \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} t'_{2,j} &= \left[9 \quad 6 \quad 3 \quad 0 \quad 0 \quad 1 \quad 0 \mid 66 \right] - 6 \cdot \left[0 \quad 1 \quad \frac{3}{2} \quad \frac{5}{2} \quad 0 \quad 0 \quad 1 \mid 5 \right] = \\ &= \left[9 \quad 0 \quad -6 \quad -15 \quad 0 \quad 1 \quad -6 \mid 36 \right] \end{aligned}$$

Druga tablica simpleksowa: $T^{(2)}$

c_j		1	0	1	0	0	M	M	$b_i^* = t_{i,0}$
$c_B = c_j, j \in Z_B$	Zmienne Bazowe	x_1	x_2	x_3	x_4	x_5	x_6	x_7	
		Elementy tablicy simpleksowej $t_{i,j}, i \in 1, \dots, m, j = 1, \dots, n$							
0	x_5	1	0	$-\frac{1}{2}$	$-\frac{3}{2}$	1	0	-1	5
M	x_6	9	0	-6	-15	0	1	-6	36
0	x_2	0	1	$\frac{3}{2}$	$\frac{5}{2}$	0	0	1	5
$Z_j = \sum_{i \in Z_B} c_i \cdot t_{i,j}$		9M	0	-6M	-15M	0	M	-6M	$F(x) =$
$t_{0,j} = c_j - Z_j$		-9M+1	0	6M+1	15M	0	0	7M	$x_0 = 36M$

Drugie rozwiązanie bazowe:

$$x_N = 0, x_B = \begin{bmatrix} x_5 \\ x_6 \\ x_2 \end{bmatrix} = b^* = b = \begin{bmatrix} 5 \\ 36 \\ 5 \end{bmatrix} \quad f(x) = 0 \cdot 5 + M \cdot 36 + M \cdot 5 = 41M$$

Kryterium optymalności: istnieje jeszcze jeden współczynnik $t_{0,1}$, dla zmiennej niebazowej x_1 , który jest ujemny, zatem aktualne rozwiązanie dalej nie jest optymalne.

Zastosowanie kryterium wejścia:

Tę zmienną: x_1 - należy zatem wprowadzić do bazy – zgodnie z kryterium wejścia

Zastosowanie kryterium wyjścia:

$$\frac{t_{r,0}}{t_{r,1}} = \min \left\{ \frac{5}{1}, \frac{36}{9} \right\} = 4 \quad \text{- z bazy usuwamy } r=2 \text{ drugą zmienną bazową: } x_6$$

□ Zadania programowania liniowego – algorytm metody simpleks

Nowe – trzecie rozwiązanie bazowe

dla naszego zadania - element centralny: $t_{2,1} = 9$

$$t'_{2,j} = \left[1 \quad 0 \quad -\frac{2}{3} \quad -\frac{5}{3} \quad 0 \quad \frac{1}{9} \quad -\frac{2}{3} \quad | \quad 4 \right]$$

$$\begin{aligned} t'_{1,j} &= \left[1 \quad 0 \quad -\frac{1}{2} \quad -\frac{3}{2} \quad 1 \quad 0 \quad -1 \quad | \quad 5 \right] - 1 \cdot \left[1 \quad 0 \quad -\frac{2}{3} \quad -\frac{5}{3} \quad 0 \quad \frac{1}{9} \quad -\frac{2}{3} \quad | \quad 4 \right] = \\ &= \left[0 \quad 0 \quad \frac{1}{6} \quad \frac{1}{6} \quad 1 \quad -\frac{1}{9} \quad -\frac{1}{3} \quad | \quad 1 \right] \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} t'_{3,j} &= \left[1 \quad 0 \quad \frac{3}{2} \quad \frac{5}{2} \quad 0 \quad 0 \quad 1 \quad | \quad 5 \right] - 0 \cdot \left[1 \quad 0 \quad -\frac{2}{3} \quad -\frac{5}{3} \quad 0 \quad \frac{1}{9} \quad -\frac{2}{3} \quad | \quad 4 \right] = \\ &= \left[1 \quad 0 \quad \frac{3}{2} \quad \frac{5}{2} \quad 0 \quad 0 \quad 1 \quad | \quad 5 \right] \end{aligned}$$

Trzecia tablica simpleksowa: $T^{(3)}$

c_j		1	0	1	0	0	M	M	$b_i^* = t_{i,0}$
$c_B = c_j, j \in Z_B$	Zmienne Bazowe	x_1	x_2	x_3	x_4	x_5	x_6	x_7	
		Elementy tablicy simpleksowej $t_{i,j}, i \in 1, \dots, m, j = 1, \dots, n$							
0	x_5	0	0	$\frac{1}{6}$	$\frac{1}{6}$	1	$-\frac{1}{9}$	$-\frac{1}{3}$	1
1	x_1	1	0	$-\frac{2}{3}$	$-\frac{5}{3}$	0	$\frac{1}{9}$	$-\frac{2}{3}$	4
0	x_2	0	1	$\frac{3}{2}$	$\frac{5}{2}$	0	0	1	5
$z_j = \sum_{i \in Z_B} c_i \cdot t_{i,j}$		1	0	$-\frac{2}{3}$	$-\frac{5}{3}$	0	$\frac{1}{9}$	$-\frac{2}{3}$	$F(x) =$
$t_{0,j} = c_j - z_j$		0	0	$\frac{5}{3}$	$\frac{5}{3}$	0	$M - \frac{1}{9}$	$M + \frac{2}{3}$	$x_0 = 4$

Trzecie rozwiązanie bazowe:

$$x_N = 0, x_B = \begin{bmatrix} x_5 \\ x_1 \\ x_2 \end{bmatrix} = b^* = b = \begin{bmatrix} 1 \\ 4 \\ 5 \end{bmatrix} \quad f(x) = 0 \cdot 1 + 1 \cdot 4 + 0 \cdot 5 = 4$$

Sprawdzenie kryterium optymalności:

wszystkie współczynniki $t_{0,j}, j \in Z_N$, dla zmiennych niebazowych, zatem aktualne rozwiązanie jest **optymalne**.

Należy zatem wysłać 4 samochody załadowane sposobem pierwszym oraz 5 załadowanych sposobem drugim, aby zrealizować zamówienie klienta, przy minimalnej niewykorzystanej ładowności środków transportu wynoszącej 4 [tony].

ZAGADNIENIA TRANSPOROWE

□ Zadania optymalizacji liniowej w problemach transportowych

WYBRANE ZAGADNIENIA OPTIMALIZACJI LINIOWEJ W PROBLEMACH TRANSPORTOWYCH

1. Zagadnienie transportowe – zamknięte (ZZT)

Przedsiębiorstwo potrzebuje przetransportować produkt z m - punktów lokalizacji (magazynów, lokalizacji początkowych) do n - lokalizacji docelowych.

Zakłada się, że w każdej lokalizacji początkowej znajduje się $a_i, i = 1, \dots, m$ jednostek towaru (dostępna podaż towaru), zaś do każdej lokalizacji docelowej należy dostarczyć $b_j, j = 1, \dots, n$ jednostek tego towaru (popyt – zapotrzebowanie na produkt).

Zakłada się ponadto, że całkowita wielkość towaru dostępna w punktach początkowych równa jest wymaganej całkowitej wielkości towaru niezbędnej do

dostarczenia do punktów docelowych:
$$\sum_{i=1}^m a_i = \sum_{j=1}^n b_j .$$

Jeżeli jednostkowy koszt transportu (1 jednostki towaru) z i -tego punktu początkowego do j -tego punktu docelowego wynosi $c_{ij}, i = 1, \dots, m, j = 1, \dots, n$ należy odpowiedzieć na pytanie:

Ile jednostek towaru powinno być przetransportowanych pomiędzy każdym punktem początkowym, a każdym punktem docelowym jego lokalizacji, aby zminimalizować całkowity koszt transportu.

□ Zadania optymalizacji liniowej w problemach transportowych

Zakładając $x_{ij} \geq 0, i = 1, \dots, m, j = 1, \dots, n$ - wielkości produktu transportowane z i -tego punktu początkowego do j -tego punktu docelowego, powyższy problem decyzyjny można zapisać za pomocą następującego zadania optymalizacji liniowej:

$$\begin{aligned} \text{Min } F(x_{ij}) &= \sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^n c_{ij} \cdot x_{ij} \\ \begin{cases} \sum_{j=1}^n x_{ij} = a_i & (i = 1, \dots, m) \\ \sum_{i=1}^m x_{ij} = b_j & (j = 1, \dots, n) \\ x_{ij} \geq 0 & (i = 1, \dots, m, j = 1, \dots, n) \end{cases} \end{aligned}$$

□ Zadania optymalizacji liniowej w problemach transportowych

3. Modyfikacje zagadnienia transportowego:

- Otwarte zagadnienie transportowe - OZT

Jeżeli zmodyfikujemy założenie o bilansie pomiędzy całkowitą podażą oraz całkowitym popytem, tzn. przyjmiemy założenie, że $\sum_{i=1}^m a_i \geq \sum_{j=1}^n b_j$, to zadanie transportowe jest zadaniem otwartym (OZT) postaci:

$$\text{Min } F(x_{ij}) = \sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^n c_{ij} \cdot x_{ij}$$

$$\begin{cases} \sum_{j=1}^n x_{ij} \leq a_i & (i = 1, \dots, m) \\ \sum_{i=1}^m x_{ij} = b_j & (j = 1, \dots, n) \\ x_{ij} \geq 0 & (i = 1, \dots, m, j = 1, \dots, n) \end{cases}$$

□ Zadania optymalizacji liniowej w problemach transportowych

- Zagadnienie transportowo-produkcyjno-magazynowe (ZTP-M)

Jeżeli założymy, że istnieje nadwyżka podaży nad popytem: $\sum_{i=1}^m a_i \geq \sum_{j=1}^n b_j$, to

nadwyżka towaru: $b_{n+1} = \sum_{i=1}^m a_i - \sum_{j=1}^n b_j$, jaka pozostaje w magazynach punktów

początkowych i nie jest wysyłana do punktów docelowych musi być składowana w punktach początkowych.

Założmy, że wielkości magazynowanego towaru w punktach początkowych

opisują zmienne: $x_{i,n+1} \geq 0, i = 1, \dots, m$, $\left(\sum_{i=1}^m x_{i,n+1} = b_{n+1} \right)$, zaś jednostkowy koszt

jego składowania wynosi $h_i, i = 1, \dots, m$.

W analizowanym problemie decyzyjnym uwzględniamy dodatkowo jednostkowe koszty wytworzenia (wyprodukowania) przewożonych towarów w każdym punkcie początkowym.

Koszt ten opisują parametry: $p_i, i = 1, \dots, m$.

□ Zadania optymalizacji liniowej w problemach transportowych

Zadanie optymalizacji liniowej dla tak sformułowanego problemu decyzyjnego jest postaci:

$$\text{Min } F(x_{ij}) = \sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^n (p_i + c_{ij}) \cdot x_{i,j} + \sum_{i=1}^m h_i x_{i,n+1}$$

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{j=1}^{n+1} x_{ij} = a_i \quad (i=1, \dots, m) \end{array} \right.$$

$$\left\{ \begin{array}{l} \sum_{i=1}^m x_{ij} = b_j \quad (j=1, \dots, n+1) \end{array} \right.$$

$$x_{ij} \geq 0 \quad (i=1, \dots, m, j=1, \dots, n+1)$$

□ Zadania optymalizacji liniowej w problemach transportowych

4. Zagadnienie pośrednika:

Pośrednik (sprzedawca) nabywa towar od m - dostawców, przewozi go oraz sprzedaje n - odbiorcom.

Dane są:

a_i - maksymalna ilość towaru jaką można kupić u i -tego dostawcy (jego podaż)

b_j - maksymalna ilość towaru jaką można sprzedać j -temu odbiorcy (jego popyt)

k_i - cena zakupu u i -tego dostawcy

p_j - cena sprzedaży j -temu odbiorcy

c_{ij} - jednostkowy koszt transportu na trasie od i -tego dostawcy do j -tego odbiorcy

Należy ustalić taki plan zakupów, transportu i sprzedaży, aby dochód pośrednika był maksymalny (dochód = przychód ze sprzedaży - koszty zakupu - koszty transportu)

$d_{ij} = p_j - k_i - c_{ij}$ - dochód jednostkowy z trasy zaopatrzeń $\langle i, j \rangle$

□ Zadania optymalizacji liniowej w problemach transportowych

Zmienne decyzyjne:

x_{ij} - wielkość przewozu na trasie zaopatrzeń $\langle i, j \rangle$

Funkcja celu:

$$F(x_{ij}) = \sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^n (d_{ij} \cdot x_{ij}) \rightarrow \max$$

Warunki ograniczające:

$$\begin{cases} \sum_{j=1}^n x_{ij} \leq a_i & (i = 1, \dots, m) \\ \sum_{i=1}^m x_{ij} \leq b_j & (j = 1, \dots, n) \\ x_{ij} \geq 0 & (i = 1, \dots, m, j = 1, \dots, n) \end{cases}$$

□ Zadania optymalizacji liniowej w problemach transportowych

5. Zagadnienie transportowe z ograniczoną przepustowością tras:

Mamy m - dostawców pewnego towaru oraz n - jego odbiorców.

Znana jest:

a_i - podaż i -tego dostawcy

b_j - popyt j -tego odbiorcy

c_{ij} - jednostkowe koszty transportu na trasie $\langle i, j \rangle$ od i -tego dostawcy do j -tego odbiorcy

Zakładamy, że przepustowość niektórych lub wszystkich tras jest ograniczona (np. dostępną ładownością środków transportu).

Oznaczmy:

H - zbiór tras z ograniczoną przepustowością

h_{ij} - maksymalna przepustowość na trasie $\langle i, j \rangle$

Zakłada się również, że:
$$\sum_{i=1}^m a_i > \sum_{j=1}^n b_j$$

Należy ustalić taki plan dostaw towarów od nadawców do odbiorców, aby łączny ich koszt był minimalny.

□ Zadania optymalizacji liniowej w problemach transportowych

Zmienne decyzyjne:

x_{ij} - wielkość przewozu na trasie zaopatrzeń $\langle i, j \rangle$

Funkcja celu:

$$F(x_{ij}) = \sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^n (c_{ij} \cdot x_{ij}) \rightarrow \min$$

Warunki ograniczające:

$$\begin{cases} \sum_{j=1}^n x_{ij} \leq a_i & (i = 1, \dots, m) \\ \sum_{i=1}^m x_{ij} = b_j & (j = 1, \dots, n) \\ x_{ij} \leq h_{ij} & \langle i, j \rangle \in H \\ x_{ij} \geq 0 & (i = 1, \dots, m, j = 1, \dots, n) \end{cases}$$

□ Zadania optymalizacji liniowej w problemach transportowych

6. Minimalizacja pustych przebiegów (dotyczy optymalnego krążenia środków transportu rozwożących towar):

Założmy, że istnieje n - miast pomiędzy którymi odbywa się wymiana towarowa.

Miasta te tworzą układ zamknięty, tzn. wymiana towarów odbywa się tylko pomiędzy nimi i każde z nich może być zarówno dostawca jak i odbiorcą towarów.

Do każdego miasta przywozi się i z każdego wywozi się określoną masę towarową nadającą się do przewozu określonym środkiem transportu (o określonej ładowności)

Znane są:

d_{ij} - odległości pomiędzy i -tym oraz j -tym miastem

a_{ij} - przewóz masy towarowej pomiędzy miastami - wyrażony liczbą pełnych środków transportu (samochodów, wagonów)

□ Zadania optymalizacji liniowej w problemach transportowych

Dla każdego miasta określa się:

Liczbę pełnych środków transportu niezbędnych do wywiezienia masy towarowej (wywóz) równą: $w_i = \sum_{j=1}^n a_{ij} \quad (i=1,2,\dots,n)$

Liczbę pełnych środków transportu niezbędnych do przywiezienia masy towarowej (przywóz) równą: $p_i = \sum_{j=1}^n a_{ji} \quad (i=1,2,\dots,n)$

Dla całego układu spełniona jest równość: $\sum_{i=1}^n w_i = \sum_{i=1}^n p_i$.

Natomiast dla poszczególnych miast wywóz (w_i) wcale nie musi być równy przywozowi (p_i).

Miasta w których $w_i > p_i$ - są odbiorcami tzw. pustych przebiegów, a ich zapotrzebowanie na puste środki transportu wynosi: $b_i = w_i - p_i > 0$.

Miasta w których $w_i < p_i$ - są dostawcami pustych przebiegów, a ich podaż pustych środków transportu wynosi: $a_i = p_i - w_i > 0$.

Miasta w których $p_i = w_i$ eliminujemy z dalszych rozważań (bo nie występuje dla nich problem pustych przebiegów)

□ Zadania optymalizacji liniowej w problemach transportowych

Problem decyzyjny jest następujący:

Znaleźć taki plan przebiegów pustych środków transportu pomiędzy miastami, aby łączny pojazdokilometraż (samochodokilometraż, wagonokilometraż) pustych przebiegów był minimalny.

Zmienne decyzyjne:

x_{ij} - liczba pustych środków transportu wysyłanych z miasta i do miasta j

$i = 1, 2, \dots, k$ - indeks miast dostawców, dla których występuje problem pustych przebiegów

$j = 1, 2, \dots, l$ - indeks miast odbiorców, dla których występuje problem pustych przebiegów

Funkcja celu:

$$F(x_{ij}) = \sum_{i=1}^k \sum_{j=1}^l (d_{ij} \cdot x_{ij}) \rightarrow \min$$

Warunki ograniczające:

$$\begin{cases} \sum_{j=1}^l x_{ij} = a_i & (i = 1, \dots, k) \\ \sum_{i=1}^k x_{ij} = b_j & (j = 1, \dots, l) \\ x_{ij} \geq 0 & (i = 1, \dots, k; j = 1, \dots, l) \end{cases}$$

1. Praktyczny przykład problemu decyzyjnego – sformułowanego za pomocą zamkniętego zadania transportowego ZZT.

Cztery piekarnie zlokalizowane na terenie miasta są zaopatrywane w mąkę z dwóch magazynów znajdujących się na peryferiach miasta. Zapasy mąki w magazynach wynoszą odpowiednio: I magazyn – 130 t, II – magazyn – 200 t. Natomiast zapotrzebowanie piekarń jest równe odpowiednio: I piekarnia – 80 t, II – piekarnia – 120 t, III – piekarnia – 70 t, III – piekarnia – 60 t. Koszty dostawy mąki do piekarń zależą tylko od odległości dostaw i są podane w tabeli kosztów:

Tabela kosztów (macierz kosztów)

Magazyny (dostawcy)	Piekarnie (odbiorcy)			
	1	2	3	4
1	25	24	28	13
2	17	30	15	26

Należy wyznaczyć, taki plan dostaw mąki z magazynów do piekarń, aby dostarczyć piekarniom wymagane ilości, przy minimalnych sumarycznych kosztach jej transportu.

□ Zagadnienia i Problemy Transportowe – Algorytm Transportowy

1. Algorytm wyznaczania rozwiązań ZZT.

Idea poszukiwania rozwiązań ZZT jest podobna do idei algorytmu „simpleks”.

Najpierw należy znaleźć jakiegokolwiek początkowe rozwiązanie bazowe (ponieważ rząd macierzy $\text{rz}(A) = n + m - 1$), to rozwiązanie bazowe niezdegenerowane posiada $n + m - 1$ dodatnich wartości w wektorze zmiennych decyzyjnych – zmienne bazowe, pozostałe wartości to zera – dla zmiennych niebazowych.

Następnie sprawdza się, czy rozwiązanie bazowe aktualne jest optymalne, czy też nie. Jeśli nie to znajdujemy kolejne rozwiązanie nie gorsze od poprzedniego i znów sprawdzamy jego optymalność. Powyższe postępowanie kończymy, gdy wreszcie uzyskamy rozwiązanie bazowe optymalne.

Algorytmicznie otrzymywanie rozwiązań ZZT można przedstawić następująco:

ETAP I (wyznaczenie dopuszczalnego początkowego rozwiązania bazowego).

W literaturze opisanych jest wiele metod konstrukcji początkowego rozwiązania bazowego, np.:

- Metoda *kąta północno – zachodniego* (N-W) – prosta ale mało efektywna (wymagane jest zazwyczaj przeprowadzenie dużej liczby iteracji, aby uzyskać z niego końcowe rozwiązanie optymalne).
- Metoda *minimalnego elementu* macierzy kosztów transportu – na ogół bardziej efektywna od poprzedniej.
- Metoda VAM (*aproksymacyjna*) – nieco bardziej złożona od poprzednich, ale daje rozwiązania początkowe bliskie rozwiązaniom optymalnym.

□ Zagadnienia i Problemy Transportowe – Algorytm Transportowy

Metoda minimalnego elementu macierzy kosztów:

Oznaczmy przez (r, k) – numer zmiennej wybieranej w danej $(p - \text{tej})$ iteracji za zmienną bazową: $x_{r,k}^{(p)} > 0$. Oznaczmy przez: I – zbiór indeksów dostawców, których zasoby w danym kroku nie zostały jeszcze rozdysponowane, zaś przez J – zbiór indeksów odbiorców, których zapotrzebowanie w danym kroku nie zostało jeszcze zaspokojone. Numer zmiennej wprowadzanej do bazy w każdej iteracji wyznaczamy zgodnie z formułą:

$$c_{r,k} = \min\{c_{i,j} : (i,j) \in I \times J\}$$

Następnie przypisujemy $(p - \text{tej})$ - zmiennej bazowej aktualną wielkość transportu od dostawcy $(r - \text{tego})$ do odbiorcy $(k - \text{tego})$ zgodnie ze wzorem:

$$x_{r,k}^{(p)} = \min\{a_r^{(p-1)}, b_k^{(p-1)}\}, p = 1, 2, \dots, m + n - 1;$$

$$a_r^{(p)} = a_r^{(p-1)} - x_{r,k}^{(p)}, b_k^{(p)} = b_k^{(p-1)} - x_{r,k}^{(p)}, p = 1, 2, \dots, m + n - 1;$$

$$a_i^{(p)} = a_i^{(p-1)}, b_j^{(p)} = b_j^{(p-1)}, \text{ dla } i \neq r, j \neq k, p = 1, \dots, m + n - 1;$$

$$a_i^{(0)} = a_i, b_j^{(0)} = b_j; i = 1, \dots, n; j = 1, \dots, m;$$

Eliminujemy z dalszych rozważań ze zbioru indeksów dostawców „ I ” lub odbiorców „ J ” ten indeks, dla którego $a_r^{(p)} = 0$ (zapasy tego dostawcy zostały wyczerpane) lub $b_k^{(p)} = 0$ (zapotrzebowanie tego odbiorcy zostało zrealizowane).

Powtarzamy tę procedurę i na ogół po $(m + n - 1)$ krokach znajdujemy wartości wszystkich zmiennych bazowych dla rozwiązania początkowego.

□ Zagadnienia i Problemy Transportowe – Algorytm Transportowy

Tabela kosztów (macierz kosztów)

Magazyny (dostawcy)	Piekarnie (odbiorcy)			
	1	2	3	4
1	25	24	28	13
2	17	30	15	26

Tablica przewozów (kolejne iteracje):

$i \backslash j$	1	2	3	4	$a_i^{(0)}$	$a_i^{(1)}$	$a_i^{(2)}$	$a_i^{(3)}$	$a_i^{(4)}$	$a_i^{(5)}$
1		$x_{1,2}^{(4)} = 70$		$x_{1,4}^{(1)} = 60$	130	70	70	70	0	0
2	$x_{2,1}^{(3)} = 80$	$x_{2,2}^{(5)} = 50$	$x_{2,3}^{(2)} = 70$		200	200	130	50	50	0
$b_j^{(0)}$	80	120	70	60	330					
$b_j^{(1)}$	80	120	70	0						
$b_j^{(2)}$	80	120	0	0						
$b_j^{(3)}$	0	120	0	0						
$b_j^{(4)}$	0	50	0	0						
$b_j^{(5)}$	0	0	0	0						

Iteracja $p=5$: $I = \{2\}$; $J = \{2\}$; 5 zmienna bazowa: $x_{2,2}^{(5)} = \min\{50, 50\} = 50$

modyfikujemy: $a_1^{(4)} = a_1^{(3)} - x_{1,2} = 70 - 70 = 0$; $b_2^{(4)} = b_2^{(3)} - x_{1,2} = 120 - 70 = 50$;
pozostałe: $a_i^{(4)} = a_i^{(3)}$; $b_j^{(4)} = b_j^{(3)}$. Skreślamy ze zbioru nadawców 1 – nadawcę.

□ Zagadnienia i Problemy Transportowe – Algorytm Transportowy

Tablica przewozów (ostateczna)

i \ j	1	2	3	4
	1	2	3	4
1	0	70	0	60
2	80	50	70	0

Otrzymujemy zatem rozwiązanie bazowe początkowe postaci:

$$f(x_{i,j}) = 80 \cdot 17 + 70 \cdot 24 + 50 \cdot 30 + 70 \cdot 15 + 60 \cdot 13 = 6370$$

ETAP II (sprawdzenie optymalności rozwiązania bazowego).

Wyznaczamy tzw. *tablicę kosztów zastępczych* $\hat{c}_{i,j}$ w następujący sposób:

- Koszty zastępcze dla aktualnych przewozów rozwiązania bazowego ($x_{i,j} > 0$) przyjmujemy równe kosztom wyjściowym podanym w tablicy: $c_{i,j}$.
- Znajdujemy parę takich wierszy lub kolumn dla których możemy wyznaczyć ich różnicę (w tej samej kolumnie lub wierszu są dwie zmienne bazowe).
- Znając ile wynosi taka różnica - wyznaczamy pozostałe elementy w macierzy kosztów zastępczych, których wartości jeszcze nie znamy, rozwiązując odpowiednie równania, tak aby zgadzała się wyznaczona różnica.

Po wyznaczeniu kosztów zastępczych wyznaczamy *tablicę różnic*: $r_{i,j} = c_{i,j} - \hat{c}_{i,j}$.

Uwaga: Dla zmiennych bazowych $r_{i,j} = 0$.