ALGORITMI MATEMATICI ÎN FLUXURI LOGISTICE

BĂDIȚA Livia

Conducător ştiinţific: Conf.dr.ing. **George ENCIU**; As.dr.ing. **Adrian POPESCU**

După cum este cunoscut până la momentul actual, multe probleme de decizie sunt formulate ca algoritmi matematici care necesită maximizarea sau minimizarea unei funcții obiectiv raportându-se la anumite restricții. Prin elaborarea unor astfel de algoritmi matematici specializați, care sa foloseacă o anumită structură, se pot obține rezultate importante în direcția eficientizării calculului și folosirea optimă a rezultatelor. Unul dintre domeniile de aplicabilitate a unor astfel de algoritmi este logistica industrială, mai exact sunt utilizați pentru optimizarea fluxurilor logistice. În prezenta lucrare se încearcă abordarea matematică în contextul optimizării fluxurilor logistice și sintetizarea legăturilor existente. Vom discuta unul dintre cei mai importanți algoritmi de optimizare a capacitătii de producție și a resurselor de diferite tipuri. În funcție de scopurile urmărite pot fi definite mai multe tipuri de algoritmi matematici cu aplicabilitate în domeniul logistic, însă vom aborda o problemă de tip transport generalizată la o clasă de probleme de alocare a resurselor.

1 INTRODUCERE

Modelul problemei de transport a apărut din considerente economice în diverse sectoare de activitate. Optimizarea costurilor de transport și de producție a reperelor/produselor de la furnizor/producători către punctele de depozitare sau beneficiari/consumatori, fiind esentială pentru toate companiile din diferite domenii de activitate.

În contextul problemelor de optimizare, un loc special îl ocupă problemele de tip transport. Modelul matematic care stă la baza rezolvării acestei probleme oferă un algoritm care este în masură să determine soluția optimă în această problematică.

În cadrul modelului matematic, pot apărea situații tratate ca model pentru problema de transport echilibrată, cât și ca model pentru problema de transport neechilibrată, atât pentru minimizarea funcției obiectiv, cât și pentru maximizarea acesteia. Soluția acestei probleme este optimă dacă asigură condițiile și cerințele beneficiarilor, iar cheltuielile sunt minime.

Condiția principală impusă ca modelul pentru problema de transport să fie echilibrată este ca bunurile disponibile să aibă cantitățile cel puțin egale cu cantitățile bunurilor necesare.

Problema de transport are o abordare extrem de generalizată, dar aceasta poate fi mai apoi concretizată într-un număr mare de cazuri, specificând dacă există sau nu puncte intermediare sau obstacole între surse și destinații, modul în care se face transportul și scopurile urmărite.

Problema standard de transport este întâlnită sub denumirea de Problema Hitchcock – Koopmans, deoarece a fost enunțată de F. L. Hitchcock in 1941 și completată de Koopmans în 1947. (Leon S. Lasdon, 1975)

2 STADIUL ACTUAL

În cadrul lucrării este prezentată procedura de bază, câteva modele ale ei, precum si interpretarea într-o formă logică și cât mai simplă a problemei standard de transport.

Deoarece acest algoritm utilizează valori întregi ale parametrilor, pentru a determina o soluție optimală întreagă, ea are în esentă un caracter combinatorial.

Totuși în practică pot apărea chiar și probleme mai mari, a căror soluționare poate deveni dificilă fie datorită limitărilor de resurse, fie datorită limitărilor de timp. Pentru concretizarea legăturilor dintre algoritmii matematici și fluxurile logistice, în cadrul lucării sunt prezentate o serie de exemple generalizate care pot fi întalnite în diferite sectoare de activitate ale logisticii.

[1] Specializarea Logistică Industrială, Facultatea Ingineria si Managementul Sistemelor Tehnoligice;

E-mail: livia.badita92@gmail.com;

2.1 Problema de transport Hitchcock-Koopmans

2.1.1 Optimizarea liniară

Se presupune alocarea eficientă a resurselor astfel încât profitul total sa fie maxim. (Niculescu, C. 2012)

Fiind date următoarele notații:

- $\boldsymbol{m}$ - depozite;
- $\boldsymbol{n}$ - beneficiari;
- $\boldsymbol{a_i}, \boldsymbol{i} = \overline{\boldsymbol{1}, \boldsymbol{m}}$ - cantitatea disponibilă din resursa $\boldsymbol{i}$;
- $\boldsymbol{a_{ij}}, \boldsymbol{j} = \overline{\boldsymbol{1}, \boldsymbol{n}}$ - cantitatea necesară din resursa $\boldsymbol{i}$ pentru a produce o unitate de produs $\boldsymbol{j}$;
- $\boldsymbol{p_i}, \boldsymbol{j} = \overline{\boldsymbol{1}, \boldsymbol{n}}$ **–** profitul obținut dintr-o unitate de produs dat $\boldsymbol{j}$**;**

Se cere sa se organizeze producția astfel încât profitul total să fie maxim.

$\boldsymbol{x_j}$, $\boldsymbol{i} = \overline{\boldsymbol{1}, \boldsymbol{m}}\,; \boldsymbol{j} = \overline{\boldsymbol{1}, \boldsymbol{n}}$ fiind cantitatea de produs $\boldsymbol{j}$;

$$\sup \sum_{j=1}^{n} \boldsymbol{b_j x_j}$$

$$\begin{cases} \sum_{j=1}^{n} \boldsymbol{a_{ij} x_j} \le \boldsymbol{a_i}, \boldsymbol{i} = \overline{\boldsymbol{1}, \boldsymbol{m}} \ \ se\ numesc\ restricții \\ \boldsymbol{x_j} \ge \boldsymbol{0}, \boldsymbol{j} = \overline{\boldsymbol{1}, \boldsymbol{n}} \ \ se\ numesc\ condiții\ de\ semn \end{cases}$$

[3]

2.1.2 Problema standard de transport

Se dau $\boldsymbol{m}$ origini/ centre de producție, fiecare detinând stoc $\boldsymbol{a_i}$ din acelasi bun, si $\boldsymbol{n}$ destinații/consumatori cu cerințe $\boldsymbol{b_j}$.

Să se gasească un plan de expedieri de cost minim care să satisfacă toate cerințele. (Leon S. Lasdon, 1975)

- $\boldsymbol{m}$ - depozite;
- $\boldsymbol{n}$ - beneficiari;
- $\boldsymbol{a_i}, \boldsymbol{i} = \overline{\boldsymbol{1}, \boldsymbol{m}}$ - cantitatea de marfa disponibilă în depozitul $\boldsymbol{i}$;
- $\boldsymbol{b_j}, \boldsymbol{j} = \overline{\boldsymbol{1}, \boldsymbol{n}}$ - cantitatea de marfa cerută de consumatorul $\boldsymbol{j}$;
- $\boldsymbol{c_{ij}}, \boldsymbol{i} = \overline{\boldsymbol{1}, \boldsymbol{m}}\,; \boldsymbol{j} = \overline{\boldsymbol{1}, \boldsymbol{n}}$ - costul transportului unei unități de marfă de la depozitul $\boldsymbol{i}$, la consumatorul $\boldsymbol{j}$;
- $\boldsymbol{x_{ij}}, \boldsymbol{i} = \overline{\boldsymbol{1}, \boldsymbol{m}}\,; \boldsymbol{j} = \overline{\boldsymbol{1}, \boldsymbol{n}}$ - cantitatea de marfă expediată de la depozitul $\boldsymbol{i}$, la consumatorul $\boldsymbol{j}$

1. Se cunosc cantitățile de marfă solicitate de fiecare consumator și cele de care dispune fiecare depozit;[2]
2. Totalul cererilor este egal cu totalul mărfii disponibile;
3. Marfa se expediază direct consumatorului;
4. Costul transportului este proporțional cu cantitatea de marfă expediată;[2]

Soluția acestei probleme este optimă dacă asigură aprovizionarea beneficiarilor cu produsele dorite, iar cheltuielile de transport sunt minime.[2]

Cu ajutorului precizărilor și notațiilor de mai sus, modelul problemei standard de transport este:

$$min \left[\sum_{i=1}^{m} \sum_{j=1}^{n} c_{ij} x_{ij} \right]$$

Modelul problemei de transport standard poate fi organizat în tabele de tipul:

Tabelul 1.

$D_i \setminus C_j$	C_1	C_2	…	C_n	Disponibil
D_1	c_{11}	c_{12}	…	c_{1n}	a_1
D_2	c_{21}	c_{22}	…	c_{2n}	a_2
.			.		.
.			.		.
.			.		.
D_m	c_{m1}	c_{m2}	…	c_{mn}	a_m
Necesar	b_1	b_2	…	b_n	

În raport cu

$$(1.1) \qquad \sum_{j=1}^{n} x_{ij} = a_i \ (\forall)\,, i = \overline{1, m}$$

$$(1.2) \qquad \sum_{i=1}^{m} x_{ij} = b_j \ (\forall)\,, j = \overline{1, n}$$

$$(1.3)\ x_{ij} \ge 0, (\forall)\,, i = \overline{1, m}\,;\ \ j = \overline{1, n}\ [2]$$

Problema are soluție admisibilă dacă și numai dacă:

$$a_i \geq 0, (\forall)\,, \qquad i = \overline{1,m}$$
$$b_j \geq 0, (\forall)\,, \qquad j = \overline{1,n}$$

Mulțimea tuturor soluțiilor admisibile se numește domeniu admisibil.[3]

Cu condiția, cantitatea de bunuri disponibile trebuie să fie egală cu cantitatea de bunuri necesare, astfel încat problema de transport să fie echilibrată, (Barbacioru I., 2009)

$$(1.4) \qquad \sum_{i=1}^{m} a_i = \sum_{j=1}^{n} b_j$$

Dacă problema nu este echilibrată, aceasta se poate echilibra prin introducerea unor centre fictive care să conducă la egalarea cantității bunurilor disponibile cu cantitățile celor necesare, și totodata considerarea costurilor unitare de transport de la sau către acestea ca fiind nule. (Leon S. Lasdon, 1975)

Restricțiile problemei de transport (1.1) si (1.2) pot fi scrise sub formă matriceală astfel:

$$M * x = D,$$

unde M este o matrice de dimensiuni $(m+n) * (m*n)$ ale cărei elemente sunt 0 sau 1, x un vector cu $m*n$ component x_{ij} ; $i = \overline{1,m}$; $j = \overline{1,n}$, si D un vector cu m + n componente a_i, $(\forall)\,, i = \overline{1,m}$; $j = \overline{1,n}$ (Barbacioru I., 2009)

Matricea M are următoarea structură:

$$M = \begin{array}{c c} \begin{matrix} \\ m \left\{ \begin{matrix} \\ \\ \\ \\ \end{matrix} \right. \\ n \left\{ \begin{matrix} \\ \\ \\ \\ \end{matrix} \right. \\ \\ \end{matrix} & \underbrace{\begin{pmatrix} 1 & 1 & \dots & 1 & 1 & 0 & \dots & 0 & \dots & 0 & 0 & \dots & 0 \\ 0 & 0 & \dots & 0 & 1 & 1 & \dots & 1 & \dots & 0 & 0 & \dots & 0 \\ . & . & . & . & . & . & . & . & . & . & . & . & . \\ 0 & 0 & \dots & 0 & 0 & 0 & \dots & 0 & \dots & 1 & 1 & \dots & 1 \\ 1 & 0 & \dots & 0 & 1 & 0 & \dots & 0 & \dots & 1 & 0 & \dots & 0 \\ 0 & 1 & \dots & 0 & 0 & 1 & \dots & 0 & \dots & 0 & 1 & \dots & 0 \\ . & . & . & . & . & . & . & . & . & . & . & . & . \\ 0 & 0 & \dots & 1 & 0 & 0 & \dots & 1 & \dots & 0 & 0 & \dots & 1 \end{pmatrix}}_{m\,n} \end{array}$$

Condiția (1.4) face ca rangul matricei M să fie $m+n-1$. (Barbacioru I., 2009)

Folosind tabele de forma celui prezentat mai jos putem rezolva problemele standard de transport:

Tabelul 2.

$x_{11\,c_{11}}$	$x_{12\,c_{12}}$		$x_{1n\,c_{1n}}$	$a_{1\,u_1}$
$x_{21\,c_{21}}$	$x_{22\,c_{22}}$		$x_{2n\,c_{2n}}$	$a_{2\,u_2}$
$x_{m1\,c_{m1}}$	$x_{m2\,c_{m2}}$		$x_{mn\,c_{mn}}$	$a_{1\,u_m}$
$b_{1\,v_1}$	$b_{2\,v_2}$		$b_{n\,v_n}$	

Numerele u_1 ; $i = \overline{1,m}$ si v_1 ; $j = \overline{1,n}$ sunt multiplicatori simplex sau variabile din duala problemei:

$$u_1 + v_1 \leq c_{ij}$$
$$\max\left\{\sum_{i=1}^{m} a_i u_i + \sum_{j=1}^{n} b_j v_j\right\}$$

Numim soluție nedegenerată de bază a problemei de transport un vector

$$x^* \left(x_{ij}^*\right), \qquad i = \overline{1,m}\,; \; j = \overline{1,n}\,;$$

Cu $m+n-1$ componente nenule.

O soluție de bază este degenerată dacă vectorul are mai puțin de $m+n-1$ componente nenule.

Algoritmul de determinare a soluției optime presupune parcurgerea unor etape:

2.1.3 Determinare a unei soluții admisibile de bază

Pentru determinarea unei soluții de bază se utilizează tabelul standard aplicat condițiilor (1.1) și (1.2).

Se alege ca variabilă de bază un x_{pq} oarecare și i se atribuie valoarea maximă compatibilă cu ecuațiile, deci:

$$x_{pq} = min\{a_p, b_q\}$$

- $a_p < b_q$, deci $x_{pq} = a_p$, toate celelalte variabile din linia p vor lua valoarea zero;
- $a_p > b_q$, deci $x_{pq} = b_q$, tabelul se restrânge stergând coloana q;
- $a_p = b_q$, tabelul se poate restrânge fie stergând linia p, fie stergând coloana q.

Se demonstrează că soluția determinată cu ajutorul algoritmului prezentat este o soluție de bază. Metoda generală de determinare a soluție de bază poate fi particularizată. Cele mai cunoscute metode sunt: metoda colțului nord-vest, metoda elementului minim și metoda diferenței maxime. (Barbacioru I., 2009)

2.1.4 Metoda colțului de nord - vest

Cu ajutorul acestei metode se poate organiza transportul bunurilor disponibile din punctele de depozitare către punctele de consum, astfel încât costul total al transporturilor să fie minim.

Această metodă presupune parcurgerea următoarelor etape:

- Se pornește din colțul cel mai de nord-vest, respectiv din celula $(i, j), i = 1, j = 1$
- Se atribuie acestei celule valoarea cea mai mică între disponibilul si necesarul corespunzătoare centrelor D_i si C_j, respectiv valoarea $x_{ij} = \min(a_i, b_j)$;(∀) $i = \overline{1,m}$; $j = \overline{1,n}$;
- Se reduce disponibilul și necesarul de pe această linie și coloană cu valoarea alocată celulei $(i, j), i = 1, j = 1$. Daca $x_{ij} = a_i$, atunci se suprimă linia i. se alege în continuare următoarea celulă aflată în colțul cel mai de nord-vest, și se repetă procedeul până când au fost satisfăcute toate restricțiile. (Barbacioru I., 2009) (Leon S. Lasdon, 1975)

2.1.5 Metoda elementului minim

În această metodă la fiecare pas k al aplicării algoritmului intră în bază variabila x_{pq} dacă

$$c_{pq} = \min(c_{ij}) \;;(\forall)\; i = \overline{1,m}\;;\; j = \overline{1,n};$$

Cu ajutorul acestei metode se poate determina soluția initială de bază.

2.1.6 Calculul multiplicatorilor simplex

Numerele u_i ;(∀) $i = \overline{1,m}$; $j = \overline{1,n}$ și v_i ;(∀) $i = \overline{1,m}$; $j = \overline{1,n}$ sunt multiplicatori simplex sau variabile din duala problemei.

Multiplicatorii simplex u_i și v_i se calculează rezolvând sistemul de ecuații:

$$c_{ij} = u_i + v_i$$

Pentru toți $x_{ij} \in B$, unde B reprezintă mulțimea variabilelor de bază.

Sistemul conține $m + n - 1$ ecuații și $m + n$ necunoscute, astfel încât se poate atribui unei necunoscute o variabilă arbitrară.

2.1.7 Criteriul de optimalitate

Situația poate fi îmbunătățită dacă există beneficii sau costuri comaparative, acestea sunt nule pentru toate variabilele din bază.

$$\bar{c}_{ij} = c_{ij} - (u_i + v_i)$$

Soluția $x^* = x^*_{ij}$ asociată bazei este optimă dacă este satisfacută condiția

$$\bar{c}_{ij} = c_{ij} - (u_i + v_i) \geq 0$$

Pentru $\boldsymbol{x_{ij}}$ aparținând unei baze optime. (Barbacioru I., 2009)

2.1.8 Algoritm pentru determinarea unei soluții îmbunătățite

Dacă există costuri comparative $\bar{c}_{ij}$ negative, se determină:

$$\bar{c}_{pq} = \min_{i,j}\{\bar{c}_{ij} < 0\}$$

- Se atribuie variabilei x_{pq} o valoare pozitivă, nedeterminată;
- Se construiește un ciclu având primul vârf în celula (p,q) a tabelului și celelalte vârfuri situate numai în celule a căror variabile aparțin bazei. Mărimea θ se scade din toate valorile asociate vârfurilor pare ale ciclului și se adună tuturor variabilelor din vârfurile impare;
- Se determină mărimea θ, atribuindu-i o valoare egală cu cea mai mică dintre valorile variabilelor de bază situate în vârfurile pare. Se demonstrează că ciclul corespunzător oricărei variable care nu apartine bazei este unic determinat.

2.1.9 Alocarea Optimală a resurselor limitate. Formulare generală în fluxuri logistice

Problemele de programare a producției pot avea o serie de dificultăți de alocare a resurselor. Putem formula o problemă de producție, pentru care vom găsi soluții optime cu optimizarea cheltuielilor.

Având un numar de I activități și o resursă care trebuie alocată acestor activități în fiecare perioadă de timp T; fie x_{ij} nivelul activiățtii i la momentul t și se definește vectorul $x_i = \lfloor x_{i1}, \ldots, x_{iT} \rfloor$.

Caracteristicile unei mașini de producție pot limita rata producției unui produs, ceea ce influențează mulțimea nivelelor activităților admisibile. (Barbacioru I., 2009)

Toate aceste restricții, fie că se referă la cerere sau la producție, se numesc restricți tehnologice, fiind reprezentate de multimea S_i astfel încât $x_i \in S_i$.

Pentru operarea unei activități i există un cost și utilizarea a cel puțin unei resurse.

Pentru alocarea optimă a resursei se vor găsi acele restricții tehnologice care minimizează costul de operare în timpul alocat, al tuturor activităților, în raport cu imitările de resursă corespunzătoare fiecărei perioade de timp.

Problema programării în timp a producției unui număr de I articole poate fi inclusă în această formulare luând nivelul de activitate x_{it} ca fiind cantitatea din articolul i produsă în perioada de timp t. Resursa poate reprezenta chiar și numărul de mașini din producție.

Dacş presupunem că cererile clientului, r_{it}, sunt cunoscute pentru toate articolele în toate perioadele de timp, atunci, restricțiile $x_i \in S_i$ pot proveni din limitarea inferioară și superioară a nivelului stocului μ_{it} și a activităților x_{it} produse

$$S_i = \{x_i \backslash (x_{it})_{min} \leq x_{it} \leq (\mu_{it})_{max}, (\mu_{it})_{min} \leq x_{it}, t = \overline{1,T}\}$$

Unde nivelele stocurilor sunt date de:

$\mu_{it} = \mu_{it-1} + x_{it} - r_{it},\ t = \overline{1,T},\ \mu_{i0}$ este dat. (Leon S. Lasdon, 1975)

2.2 Aplicarea problemei de transport. Exemple de probleme în care se poate aplica problema de transport.

2.2.1 Exemplul 1

Date fiind patru produse p_1, p_2, p_3, p_4 care pot fi executate pe trei mașini , M_1, M_2, M_3.

Se cunoaște cantitatea cerută din fiecare produs, numărul de ore necesare pentru executarea fiecărui produs, prețul de vânzare, costurile de producție ale unei unități de produs pe fiecare mașină și numărul mașinilor disponibile. (Barbacioru I., 2009)

Pentru rezolvarea unui caz particular vom folosi datele din următorul tabel, unde sunt prezentate valorile menționate mai sus.

Tabelul 3.

Produs	Cerere pe zi	Nr.de ore necesare pe unitate	Preţ vânzare	Preţ de cost			Beneficiu pe oră		
				M_1	M_2	M_3	M_1	M_2	M_3
P_1	100	4	300	200	280	180	25	5	30
P_2	200	3	150	129	120	141	7	10	3
P_3	250	2	100	80	70	65	10	15	17,5
P_4	80	1	70	55	55	65	15	15	5
Numărul maşinilor disponibile				30	25	40			

Beneficiul pe oră obținut prin utilizarea unei mașini, de exemplu M_2, pentru executarea unui produs, de exemplu p_3, se calculeazş scăzând din prețul de vânzare al produsului prețul său de cost dacă este executat de M_2 și împărtind diferenta la numărul orelor de lucru. (Barbacioru I., 2009)

2.2.2 Exemplul 2

Punctele de depozitare a bunurilor sunt D_1, D_2, D_3, D_4, iar solicitanții/consumatorii sunt $C_1, C_2, C_3, C_4, C_5, C_6$.[2]

Cantitățile disponibile în punctele de depozitare, unitățile cerute în punctele de consum și costul transportului unei unități de marfă de la depozitul $D_i, ; (\forall)\ i = \overline{1,4}$, la beneficiarul $C_j, (\forall)\ j = \overline{1,6}$ sunt prezentate în tabelul de mai jos.

Tabelul 4.

	C_1	C_2	C_3	C_4	C_5	C_6	Disponibil
D_1	30	27	15	42	25	10	2200
D_2	20	22	20	17	12	22	2000
D_3	25	14	10	24	34	8	1000
D_4	18	25	28	30	21	28	1300
Cerere	1200	800	700	1300	1000	1500	

Se cere organizarea transporturilor necesare aprovizionării consumatorilor astfel încât costul total al transporturilor să fie minim.

Pentru determinarea soluției initiale de bază vom folosi metoda colțului nord – vest.

Variabila corespunzătoare pătratului situat pe linia 1 și coloana 1 ia valoarea 1200, deoarece cererea consumatorului C_1 este mai mică decât disponibilul din depozitul D_1. După această atribuire, tabelul nu mai conține decât coloanele C_2, C_3, C_4, C_5, C_6, liniile rămân aceleași, dar disponibilul pe linia D_1 este 2200 – 1200 = 1000.

Variabila din colțul nord – vest al noului tabel este $x_{1,2}$. Comparând disponibilul de 1000 de unități din linia întâi cu cererea 800 din coloana C_2 , se atribuie variabilei $x_{1,2}$ valoarea 800.

Noul tabel conține coloanele C_3 , C_4 , C_5 , C_6 , și liniile D_1 , D_2 , D_3 , D_4 , disponibilul din prima linie fiind 1000 – 800 = 200 de unități.

Variabila din colțul nord – vest este acum $x_{1,3}$ și valoarea care i se poate atribui este egală cu 200, disponibilul din prima linie.

Depozitul D_1 fiind golit, iar cererea consumatorului C_3 nefiind satisfăcută integral, tabelul pe care se lucrează acum este format din coloanele C_3 , C_4 , C_5 , C_6 , și liniile D_2 , D_3 , D_4 .

Disponibilul din aceste depozite este cel inițial, adică egal cu 2000, 1000 și respectiv 1300 de unități, iar cererile nesatisfăcute încă sunt de 500, 1300, 100 și 1300 de unități.

Continuând același raționament, găsim: $x_{2,3} = 500$; $x_{2,4} = 1300$; $x_{2,5} = 200$; $x_{3,5} = 800$; $x_{3,6} = 200$; $x_{4,6} = 1300$.

Se observă că, lunâd $x_{4,6} = 1300$, se epuizează disponibilul din ultimul depozit și se satisface în același timp integral cerera ultimului consumator.

Acest rezultat este asigurat de faptul că totalul cantităților de marfă din depozite este egal cu totalul cereilor.

Soluția determinată prin această metodă este o souție de bază.

Soluția inițială de bază conține $m = 4$ linii și $n = 6$ coloane, iar soluția are $m + n - 1 = 6 + 4 - 1 = 9$ valori nenule.

După care urmărim parcurgerea metodelor explicate în algoritmul prezentat până în momentul în care vom determina soluția optimă a problemei.

3 CONCLUZII

În concluzie problemele de optimizare sunt la bază probleme de alegere a deciziilor din opțiunile disponibile.

În contextul fluxurilor logistice, algoritmii matematici au aplicabilitate, ei urmărind să optimizeze resurse și procesele anevoioase, făcând ca fluxul să fie mai profitabil.

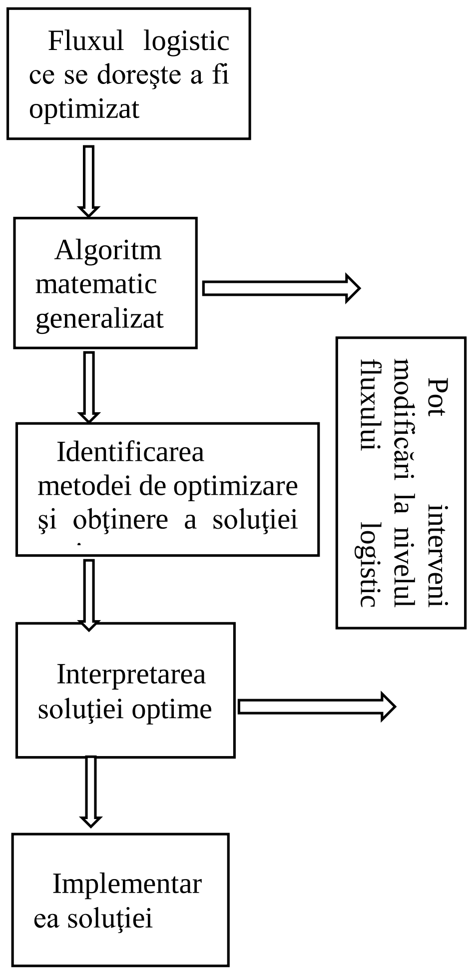
Făcând o schemă generală a construirii unui model matematic ar fi cel din figura 1.

Se poate vedea faptul că modelul lui Koopmans poate să și găsească aplicarea nu numai în transport, ci și în alte ramuri ale logisticii, cum ar fi în producția bunurilor.

Transportul este o structură care folosește un set de legături și conexiuni rezultate din infrastructurile modalitătilor de transport, având nevoie de o structură logistică proprie.

În cele din urmă algoritmii matematici putând fi materializați în programe software care pot simula procesul și genera soluțiile optime.

Fig 1.



4 BIBLIOGRAFIE

[1]. Leon S. Lasdon, traducere din limba engleză dr. Stefan Cruceanu (1975), *Teoria Optimizării Sistemelor Mari*, Editura Tehnică, București.

[2]. Barbacioru I. (2009), *Cercetări Operaționale*, Editura Academică Brâncuşi, Târgu Jiu

[3]. Niculescu, C. (2012), *Metode de optimizare pătratică*, Editura Universității București, București.