



(12) **BREVET DE INVENȚIE**

Hotărârea de acordare a brevetului de invenție poate fi revocată  
în termen de 6 luni de la data publicării

(21) Nr. cerere: 97-00380

(22) Data de depozit: 27.02.1997

(30) Prioritate:

(41) Data publicării cererii:  
30.03.2001 BOPI nr. 3/2001

(42) Data publicării hotărârii de acordare a brevetului:  
30.04.2002 BOPI nr. 4/2002

(45) Data eliberării și publicării brevetului:  
BOPI nr.

(61) Perfecționare la brevet:  
Nr.

(62) Divizată din cererea:  
Nr.

(86) Cerere internațională PCT:  
Nr.

(87) Publicare internațională:  
Nr.

(56) Documente din stadiul tehnicii:  
EP 0517953

(71) Solicitant: BOLDUR LĂȚESCU GHEORGHE TEODOR, BUCUREȘTI, RO; HÂRTU CONSTANTIN, BUCUREȘTI, RO;

(73) Titular: BOLDUR LĂȚESCU GHEORGHE TEODOR, BUCUREȘTI, RO; HÂRTU CONSTANTIN, BUCUREȘTI, RO;

(72) Inventatori: BOLDUR LĂȚESCU GHEORGHE TEODOR, BUCUREȘTI, RO; HÂRTU CONSTANTIN, BUCUREȘTI, RO;

(74) Mandatar:

(54) **PROCEDEU PENTRU DIMINUAREA BLOCAJULUI  
ECONOMIC-FINANCIAR**

(57) **Rezumat:** Invenția se referă la un procedeu pentru diminuarea blocajului financiar la nivelul economiei naționale. Procedeu conform invenției are la bază alcătuirea unei rețele de unități economice interconectate prin debite și creanțe, iar prin utilizarea conceptului de circuit hamiltonian optim, se identifică circuitele din graf, începând cu cel de ordinul  $n$ ,  $n$  fiind numărul total al unităților din rețea, iar apoi, descrescător, cel de ordinul  $n-1$ ,  $n-2$ , ...,  $3$ , după care are loc deblocarea prin stabilirea debitului minim pe fiecare circuit, scăzându-se acesta din urmă din toate debitele circuitului.

Revendicări: 1  
Figuri: 9

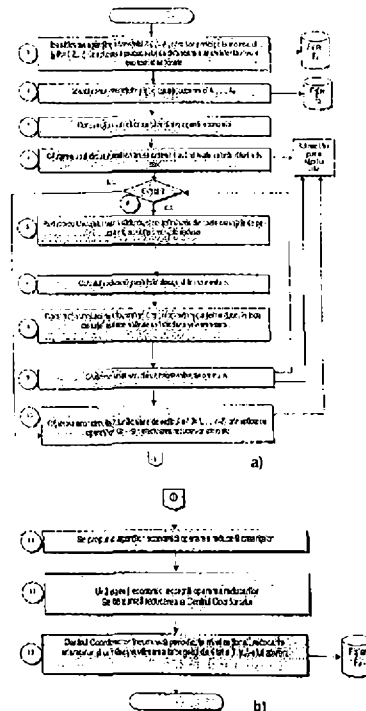


Fig. 8

RO 117576 B



Invenția se referă la un procedeu pentru reducerea blocajului economico-financiar la nivel macro și/sau microeconomic.

5 Blocajul economico-financiar reprezintă un fenomen specific economiei moderne, caracterizată prin existența unei multitudini de relații tehnico-materiale și financiare între numeroși agenți economici. Acest fenomen este consecința unor disfuncționalități în desfășurarea operațiilor tehnice și contabile, având drept urmare stocarea excesivă a resurselor și produselor, precum și întâzieri în decontarea sumelor pe care și le datorează agenții economici (așa-numitele "arierate").

10 Sunt cunoscute procedee de intervenție la nivel macro sau micro, pentru diminuarea blocajului economico-financiar, care constau în preluarea datoriilor dintre agenții economici de către un organism coordonator.

15 Dezavantajele acestor procedee constau în aceea că marea majoritate a arieratelor rămân nerezolvate, în condițiile în care, prin preluarea datoriilor agenților economici care beneficiază de aceasta, ei sunt încurajați să desfășoare activități neperformante, ceea ce conduce la creșterea în continuare a blocajului economico-financiar.

20 Procedeu conform invenției constă în alcătuirea unei rețele (graf) de unități interconectate prin debite și creanțe, iar prin utilizarea conceptului de circuit hamiltonian optim se identifică circuitele din graf, începând cu cel de ordinul  $n$  ( $n$  fiind numărul total al unităților din rețea), iar apoi, descrescător, cel de ordin  $n-1$ ,  $n-2$ , ...,  $3$ , după care are loc deblocarea prin stabilirea debitului minim pe fiecare circuit, scăzându-se acesta din urmă din toate debitele circuitului.

25 Procedeu pentru reducerea blocajului economico-financiar la nivelul economiei naționale, procedeu care face obiectul prezentei invenții, reprezintă un sistem de metode și tehnici care oferă posibilitatea de a obține o spectaculoasă scădere a nivelului arieratelor, într-un timp scurt, cu cheltuieli rezonabile de materiale și resurse umane, și fără perturbarea procesului economic în curs de desfășurare.

30 Un alt avantaj îl reprezintă faptul că reducerea arieratelor, și deci a blocajului economico-financiar se poate realiza rapid, prin mijloace matematice și contabile, fără a interveni în procesele tehnico-organizatorice de la nivelul miilor de agenți economici aflați în situația de blocaj, lucru ce ar fi fost de altfel practic imposibil, din cauza timpului necesar - de ordinul anilor - și a necesității unui număr excesiv de mare de specialiști și a unor fonduri mult prea mari.

35 Alt avantaj: deblocarea se face fără vreun transfer de bani ci, prin intermediul unor acte special concepute: bonuri de compensare care au valoare numai în cadrul aplicării proiectului care face obiectul invenției.

40 Posibilitatea de a transforma reducerea arieratelor, dintr-o operație pur contabilă într-un important stimulent pentru activitatea tehnică-economică în întreprinderi, reprezintă un alt avantaj al metodei. Într-adevăr, un agent economic care a reușit, prin aplicarea procedurii noastre, să-și diminueze valoarea debitelor cu o sumă importantă, își recapătă credibilitatea atât în ceea ce privește obținerea creditelor bancare, cât și achiziționarea de resurse pentru desfășurarea procesului de producție. Trebuie precizat că reducerea arieratelor nu înseamnă nicidecum reluarea "producției pe stoc". Grijă de a produce numai ceea ce este necesar pieței constituie o problemă care nu face obiectul prezentei invenții, dar redresarea economiei naționale nu e posibilă fără creșterea PIB care, la rândul ei, nu se poate realiza în condiții de blocaj financiar.

50 Un alt avantaj îl constituie faptul că deblocarea arieratelor are drept consecință directă creșterea vărsămintelor la buget. Mecanismul acestei creșteri este următorul: arieratele blocate reintră, în mod firesc, în proporție de aproape 100% în circuitul creșterii valorii adăugate la nivelul întreprinderilor. Aplicarea TVA-ului, la aceste creșteri înseamnă aproximativ 18% din valoarea arieratelor deblocate care se varsă integral la buget.

Aplicarea procedurii, după parcurgerea tuturor pașilor algoritmiți, conduce în final la importante reduceri de arierate pentru marea majoritate a unităților din sistem. În practică, în condițiile menținerii soldului zero pentru fiecare agent economic, la sfârșitul aplicării procedurii, pot apărea unități care își mențin arierate importante, în timp ce altele au lichidat arieratele aproape total. Primele dintre acestea reprezintă întreprinderi cu probleme. Iată deci un nou avantaj important al metodei: identificarea unităților economice ce trebuie restructurate sau lichidate. 55

Un alt avantaj îl constituie impactul de profesionalitate, la nivelul tuturor utilizatorilor și coordonatorilor procedurii ce face obiectul prezentei invenții. Întreg sistemul implică o severă disciplină și corectitudine în evidențe și raportarea datelor economice, asimilarea unei largi și eficiente utilizări a ordinarilor și programelor aferente, un management de înaltă calitate a procedurii, precum și o capacitate de interpretare a rezultatelor. 60

Nu trebuie neglijată ideea participării unui număr important de specialiști - fără a fi scoși din activitatea lor de bază - la aplicarea metodei. Acest fenomen va crea condițiile rezolvării gestiunii participative a salariaților din unitățile economice: știind că se poate scăpa de racila arieratelor, economiști, ingineri, tehnicieni, manageri și lucrători cu înaltă calificare se vor interesa de caracteristicile metodei și, de ce nu, vor pune umărul pentru corecta aplicare a acesteia. 65

Un avantaj care rezultă din cel prezentat mai sus îl reprezintă îmbunătățirea climatului social și a relațiilor interumane în întreprinderile care aplică prezenta invenție. 70

Un avantaj care le însumează pe toate celelalte: asanarea în ansamblu, a funcționării economiei naționale, pe de-o parte, ca urmare a reducerii arieratelor și normalizării activității generale iar, pe de altă parte, în directă legătură cu creșterea vărsămintelor la Buget - de ordinul miilor de miliarde de lei anual: la un blocaj financiar reprezentând apoximativ 20% din PIB, o reducere a blocajului de ordinul a 50%, perfect posibilă prin aplicarea procedurii, conduce la o creștere a Produsului Intern Brut cu 10%. 75

În continuare se prezintă procedura care face obiectul prezentei invenții, în legătură cu fig. 1...9, care reprezintă:

- fig. 1, schema arborescenței cu care se operează în algoritmul Little;
- fig. 2, graful aferent rețelei de șapte agenți economici; 80
- fig. 3, circuitul  $C_1$  de ordinul șapte ( $A_1A_2A_5A_3A_7A_4A_6A_1$ ) înainte de deblocare;
- fig. 4, circuitul  $C_1$  după iterația unu de deblocare;
- fig. 5, graful obținut după prima reducere a arieratelor;
- fig. 6, circuitul  $C_2$  de ordinul șase ( $A_1A_2A_5A_3A_7A_4A_1$ ) înainte de deblocare;
- fig. 7, graful aferent rețelei de șapte agenți economici după două iterații de deblocare; 85
- fig. 8a, schema logică a procedurii pentru reducerea arieratelor și a blocajului financiar (prima parte);
- fig. 8b, schema logică a procedurii pentru reducerea arieratelor și a blocajului financiar (continuare); 90
- fig. 9a, schema logică a algoritmului Little (prima parte);
- fig. 9b, schema logică a algoritmului Little (continuare).

Relațiile tehnico-economice care există între agenții economici integrează adesea sute și chiar mii de întreprinderi între care circulă valori bănești (creanțe) alcătuind secvențe orientate în același sens. Ideea fundamentală a metodei conform invenției constă în căutarea acelor secvențe de creanțe care se închid formând circuite. În limbaj matematic, aceste rețele se numesc grafuri alcătuite din noduri și arce orientate (care unesc nodurile). În interiorul rețelei există numeroase circuite de tipul  $A_1, A_2, \dots, A_n, A_1$  în care  $A_1, \dots, A_n$  95

100 reprezintă agenții economici interconectați prin debite de valoare cunoscută. Pe baza unui algoritm (Little) din teoria grafurilor, care se prezintă în continuare, se pot determina circuitele de ordin K (K=1,...,n), numite circuite hamiltoniene, caracterizate prin faptul că trec o dată și numai o dată prin fiecare nod al grafului.

Fie n elemente 1, 2, ..., n și  $c_{ij}$  un număr real (costul) atașat perechii (ij),  $1 \leq i, j \leq n$ . Notăm  $M=(c_{ij})$  matricea pătratică  $n \times n$ , cu  $c_{ij} = \infty$ ,  $1 \leq i \leq n$ .

105 Algoritmul Little se bazează pe tehnica branch and bound (ramifică și mărginește) și caută să găsească o permutare t a celor n elemente  $i_1, \dots, i_n$   $i_1=i_2=\dots=i_n$  și  $i_1, i_2, \dots, i_n$  care iau valorile 1, 2, ..., n; permutarea t utilizează funcția:

$$z(t) = c_{i_1 i_2} + c_{i_2 i_3} + \dots + c_{i_{n-1} i_n} + c_{i_n i_1}$$

110 Dacă se scade cel mai mic element din fiecare linie și analog pentru coloane, din matricea M, se obține o nouă matrice  $M_R$  numită matrice redusă, care are pe fiecare linie și coloană cel puțin un element nul. Valoarea funcției z(t) pentru permutarea t calculată cu matricea M se scrie  $z(t) = z_R(t) + h$ , unde  $z_R(t)$  este valoarea pentru aceeași permutare t calculată cu matricea M și h este suma constantelor scăzute pe linii și pe coloane, adică

$$h = \sum_{i=1}^n \min_{1 \leq j \leq n} c_{ij} + \sum_{j=1}^n \min_{1 \leq i \leq n} (c_{ij} - \min_{1 \leq i \leq n} c_{ij})$$

120 h este un număr care nu depinde de t.

Deci o permutare optimă pentru matricea M este permutarea optimă și pentru matricea  $M_R$ . Pornind de la această matrice redusă, se formează o arborescență, în care fiecare nod reprezintă mulțimea tuturor permutărilor posibile ale numerelor 1, 2, 3, ..., n. Fiecare nod X (vezi fig.1) al arborescenței se ramifică în două noduri Y și. Prin această ramificare se caută perechea (i,j) de indici care determină o valoare cât mai mică pentru funcția z(t).

125 Permutările din X care conțin perechea (i, j) formează o submulțime reprezentată prin nodul Y, iar permutările din X, care nu conțin perechea (i, j), formează submulțimea reprezentată prin nodul.

130 Găsirea perechii (i,j) se face calculând pentru fiecare element nul  $c_{ij}=0$ , din matricea redusă a numărului:

$$m(k,l) = [\text{elementul minim pe linia k, diferit de } c_{kl}] + [\text{elementul minim pe coloana l diferit de } c_{kl}]$$

și  $m(i,j) = \max_{k,l} m(k,l)$ . Marginea inferioară asociată nodului  $\bar{Y}$  este:

$$l(\bar{Y}) = l(X) + m(i,j)$$

135 Pentru a determina marginea inferioară asociată nodului Y, se procedează astfel: se șterge din matricea corespunzătoare lui X, notată  $M_R(X)$ , linia i și coloana j; se înlocuiesc cu  $\infty$  toate elementele lui  $M_R(X)$  care creează subcircuite; rezultă o nouă matrice redusă  $M_R(Y)$  și o sumă a constantelor de reducere h(Y); marginea inferioară asociată lui Y este:

$$\bar{l}(Y) = \bar{l}(X) + h(Y)$$

140 Ramificarea se continuă din nodul a cărui margine inferioară l este minimă.

Un nod final, care corespunde unei permutări t a celor n elemente, va fi nodul care dă soluția optimă dacă  $z(t) \leq l(X)$ , indiferent care este nodul X pentru care nu s-a efectuat încă ramificarea. Când se ramifică un nod Y corespunzător perechii (i, j), atunci în matricea redusă  $M_R(X)$  se pune  $c_{ij} = \infty$ .

În procesul de ramificare se obțin noduri X cu matrice asociate de tip  $2 \times 2$ . În acest caz, sunt numai două perechi de elemente care completează permutarea minimă și nu mai este necesară o analiză deosebită, ci se caută închiderea circuitului. 145

Având în vedere numărul mare de unități economice din economia reală, aplicarea algoritmului Little poate uneori conduce la un consum însemnat de ore - calculator. Din acest motiv, metoda conform invenției are în vedere, la nevoie, o adaptare a algoritmului Little care ar urma să nu se aplice la întreaga rețea de unități economice, ci pe subgrafuri (subrețele) pe care utilizatorul algoritmului le definește după criteriile teritoriale și organizatorice, în așa fel, încât în fiecare subgraf să fie grupate unități între care există în mod necesar relațiile de cooperare tehnologică sau de aprovizionare-desfacere, aceste relații fiind urmate de transferuri de bani. 150 155

Dacă se notează cu  $d_1, d_2, \dots, d_k$  debitele pentru un circuit hamiltonian de ordinul  $k$ , se poate determina debitul minim  $d_m = \min(d_1, d_2, \dots, d_k)$ , care se scade din fiecare debit în parte. Debitele (creanțele) reduse astfel obținute în circuitul respectiv sunt:  $d_1 - d_m, d_2 - d_m, \dots, 0, \dots, d_k - d_m$ , valoarea 0 apărând acolo unde  $d_m$  a fost scăzut din propria lui valoare. Prin scăderea debitului  $d_m$ , blocajul financiar a fost diminuat pe circuitul luat în considerare cu o valoare  $k \times d_m$  unități monetare, soldul fiecărui agent economic rămânând neschimbat. Procedeu descris se reia iterativ pentru toate circuitele din rețea, începând cu cele de ordin maxim găsit, fie acesta  $r$ , apoi descrescător pentru circuitele de ordin  $r-1, r-2, \dots, 3$ . La fiecare iterație se iau în considerare numai creanțele reduse prin operațiile efectuate la iterația precedentă. 160 165

Amplourea calculelor din economia reală implică evident utilizarea rețelelor de calculatoare.

Se dă mai jos un exemplu numeric pentru ilustrarea procedurii.

Fie rețeaua din fig.2 cuprinzând șapte agenți economici. Debitele sunt înscrise pe arcele grafului. Blocajul economic total din această rețea este  $B_T = 50 + 19 + 13 + 40 + 10 + 37 + 25 + 48 + 62 + 53 + 12 = 369$  unități monetare (u.m.) Prin algoritmul Little se determină circuitul optim de ordinul șapte din rețea. 170

Se pleacă de la matricea pătratică de ordinul  $7 \times 7$  atașată creanțelor  $c_{ij}$  din graful prezentat în fig.2.

$M_1$  175

	$A_1$	$A_2$	$A_3$	$A_4$	$A_5$	$A_6$	$A_7$	
$A_1$	$\infty$	50	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	-50
$A_2$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	13	40	$\infty$	$\infty$	-13
$A_3$	$\infty$	19	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	62	-19
$A_4$	12	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	25	$\infty$	-12
$A_5$	$\infty$	$\infty$	37	10	$\infty$	$\infty$	$\infty$	-10
$A_6$	53	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	-53
$A_7$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	48	$\infty$	$\infty$	$\infty$	-48

180

Se observă că oricărei perechi de noduri  $A_i A_j$ , între care nu există arc,  $i$  s-a atașat valoarea  $\infty$ . 185

*Iterația 1*

Se determină matricea redusă astfel: a) în matricea  $M_1$  se ia minimumul dintre creanțele înscrise pe linii și se scade din toate valorile fiecărei linii; se obține matricea  $M_2$ .

# RO 117576 B

190

$M_2$

	$A_1$	$A_2$	$A_3$	$A_4$	$A_5$	$A_6$	$A_7$
$A_1$	$\infty$	0	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$
$A_2$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	0	27	$\infty$	$\infty$
$A_3$	$\infty$	0	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	43
$A_4$	0	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	13	$\infty$
$A_5$	$\infty$	$\infty$	27	0	$\infty$	$\infty$	$\infty$
$A_6$	0	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$
$A_7$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	0	$\infty$	$\infty$	$\infty$
			-27		-27	-13	-43

195

200

b) în matricea  $M_2$  se ia minimul dintre valorile nenule, înscrise pe coloane, și se scade din valorile fiecărei coloane; se obține matricea redusă  $M_3$ .

205

$M_3$

	$A_1$	$A_2$	$A_3$	$A_4$	$A_5$	$A_6$	$A_7$
$A_1$	$\infty$	0	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$
$A_2$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	0	0	$\infty$	$\infty$
$A_3$	$\infty$	0	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	0
$A_4$	0	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	0	$\infty$
$A_5$	$\infty$	$\infty$	0	0	$\infty$	$\infty$	$\infty$
$A_6$	0	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$
$A_7$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	0	$\infty$	$\infty$	$\infty$

210

215

220

Pentru fiecare element nul din matricea redusă  $M_3$  se calculează numărul  $m(k,l)=[\text{elementul minim pe linia } k \text{ diferit de } c_{kl}]+[\text{elementul minim pe coloana } l \text{ diferit de } c_{kl}]$ . Numerele  $m[k,l]$  sunt înscrise în matricea  $M_3$  în colțul din dreapta sus al fiecărui pătrățel care conține valoarea 0.

225

Conform algoritmului Little primul vârf al circuitului urmează să fie ales în elementul pentru care  $m[k, l]$  este maxim. În tabelul  $M_3$  se observă că avem șapte valori  $m[k, l]=\infty$ , vom avea deci libertatea să alegem, ca vârf de pornire pe oricare din cele șapte din tabel. Vom alege, ca vârf de pornire  $A_1$ , iar primul arc al circuitului va fi  $A_1A_2$ . Se elimină linia  $A_1$ , și coloana  $A_2$  din tabelul  $M_3$ , rezultând tabelul  $M_4$ .

230

$M_4$

	$A_1$	$A_3$	$A_4$	$A_5$	$A_6$	$A_7$
$A_2$	$\infty$	$\infty$	$\begin{matrix} 0 \\ 0 \end{matrix}$	$\begin{matrix} \infty \\ 0 \end{matrix}$	$\infty$	$\infty$
$A_3$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\begin{matrix} \infty \\ 0 \end{matrix}$
$A_4$	$\begin{matrix} 0 \\ 0 \end{matrix}$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\begin{matrix} \infty \\ 0 \end{matrix}$	$\infty$
$A_5$	$\infty$	$\begin{matrix} \infty \\ 0 \end{matrix}$	$\begin{matrix} 0 \\ 0 \end{matrix}$	$\infty$	$\infty$	$\infty$
$A_6$	$\begin{matrix} \infty \\ 0 \end{matrix}$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$
$A_7$	$\infty$	$\infty$	$\begin{matrix} \infty \\ 0 \end{matrix}$	$\infty$	$\infty$	$\infty$

235

240

245

Matricea redusă corespunzătoare lui  $M_4$  fiind identică cu  $M_4$ , vom determina în acest tabel noi valori ale numerelor  $m[k, l]$  pe care le înscrîm în pătrățele, la fel cum am procedat în  $M_3$ . Avem acum șase valori  $m[k, l]=\infty$  și, pentru continuitatea arcelor, vom alege  $A_2A_5$ . Se continuă procedeul și după patru reduceri corespunzătoare circuitul hamiltonian de ordinul șapte va fi:  $C_1=A_1A_2A_5A_3A_7A_4A_6A_1$  (fig.3).

250

Se calculează blocajul minim pentru acest circuit:

$$B_{R1} = \min(50; 40; 37; 62; 48; 25; 53) = 25$$

Se scade această valoare din cele șapte debite componente ale circuitului  $C_1$ , obținându-se elementele blocajului redus:

255

$$B_{R1} = (50-25; 40-25; 37-25; 62-25; 48-25; 25-25; 53-25).$$

Valoarea blocajului redus pentru întreg graful este:

$$25+15+12+37+23+0+28+12+13+19+10=194.$$

După această primă iterație, valoarea blocajului redus obținut reprezintă 52,5% din blocajul total inițial al rețelei ( $B_T=369$  u.m.).

260

Graful care se obține după prima reducere a arieratelor este cel din fig.5 (se observă că arcul  $A_4A_6$  nu mai există).

Se construiește matricea asociată acestui graf și se aplică algoritmul Little. Se constată că nu mai există nici un circuit hamiltonian de ordinul 7, deci se trece la iterația următoare.

265

*Iterația 2*

Continuându-se aplicarea algoritmului, se găsește circuitul optim de ordinul 6, aplicând procedeul detaliat mai sus. Acesta este:

$$C_2=A_1A_2A_5A_3A_7A_4A_1 \quad (\text{fig.6})$$

Se caută din nou valoarea minimă

270

$$B_{R2} = \min(25; 15; 12; 37; 23; 12) = 12 \text{ u.m.}$$

Apoi aceasta se scade din fiecare element al circuitului  $C_2$ , obținându-se valorile:

$$B_{R2} = (25-12; 15-12; 12-12; 37-12; 23-12; 12-12)$$

Care sunt înscrise pe graful din fig.7. Acesta reprezintă blocajele rămase în toată rețeaua, după două iterații, suma acestor blocaje fiind

275

$$B_{R2} = 13+13+0+25+11+0+0+28+10+19+10=119 \text{ u.m. adică } 32\% \text{ din blocajul inițial } B_T.$$

Oprim iterațiile din acest exemplu aici, dar este evident că, dacă se continuă aplicarea algoritmului la circuitele de ordinul 5, 4 și 3, blocajul se va reduce și mai mult.

280 Metoda propusă pune în evidență (fig.7) întreprinderile rentabile care sunt cele la care suma creanțelor o depășește pe cea a debitelor. În exemplul nostru ele sunt:  $A_1, A_2, A_4, A_5$  și  $A_7$ . De asemenea, sunt evidențiate unitățile nerentabile, la care suma debitelor o depășește pe cea a creanțelor:  $A_3$  și  $A_6$  în exemplul dat.

Schema din fig.8 reprezintă rezumativ secvența fazelor procedurii care face obiectul invenției.

285 Într-o primă fază are loc identificarea agenților economici  $A_1, \dots, A_n$ , care vor participa la momentul  $t_h$  ( $h=1, 2, \dots$ ) la aplicarea procedurii de deblocare a arieratelor.

Practic, arierate există la majoritatea agenților economici, dar, date fiind limitele dimensionale ale procedurii, este necesară o selecție a unităților care prezintă valori ridicate ale arieratelor. Se pot fixa praguri experimentale, în așa fel, încât numărul total al  
290 agenților economici care participă la aplicarea procedurii să nu depășească un număr de ordinul câtorva mii. Din experimentările realizate, a rezultat că este indicat să se ia în considerare întreprinderile cu arierate de ordinul zecilor de milioane de lei.

295 Agenții economici care își manifestă hotărârea de a participa, fie și experimental, la aplicarea procedurii, sunt recenzați cu toate caracteristicile lor economice, datele fiind înscrise în fișierul  $F_1$ .

În mod distinct, într-o a doua fază a procedurii, se vor identifica creanțele dintre agenții economici și se vor forma fișierul  $F_2$  al acestora.

În a treia fază a procedurii, are loc constituirea matricii creanțelor dintre agenții economici. Această matrice este pătratică, de ordinul  $n \times n$ , având înscrise pe întreaga diagonală  
300 principală valoarea  $+\infty$ , iar valorile creanțelor dintre  $A_i$  ( $i=1, \dots, n$ ) și  $A_j$  ( $j=1, \dots, n$ ) sunt înscrise în elementele corespunzătoare ale matricii.

În a patra fază a procedurii, are loc căutarea unui circuit hamiltonian de ordinul  $n$ , care pornește din nodul  $A_s$  cu  $s \in \{1, \dots, n\}$ , trece prin toate nodurile o singură dată și revine la același nod  $A_s$ . Modul de determinare a circuitului hamiltonian este descris în fig.9.

305 În faza a cincea, se verifică dacă există în graful format din cei  $n$  agenți economici care participă la procesul de reducere a blocajului financiar un circuit hamiltonian de ordinul  $n$  și se decide fie reducerea blocajului (în faza a șasea), fie reluarea algoritmului de căutare a circuitului hamiltonian, de data aceasta de ordinul  $n-1$ .

310 În faza a șasea, are loc reducerea blocajului prin alegerea creanței minime din circuit ( $d_m$ ) și scăderea din toate creanțele circuitului, inclusiv din ea însăși, a acestei valori  $d_m$ .

În faza a șaptea, se face calculul reducerii totale a arieratelor la momentul  $t_n$ , calculând valoarea acestei reduceri prin produsul  $n \times d_m$ .

315 Faza a opta presupune construcția unei noi matrici având drept elemente creanțele reduse. În locul creanței reduse la valoarea zero, se introduce în matrice, la locul potrivit, valoarea  $\infty$ .

Urmează faza a noua, în care se caută un nou circuit hamiltonian de ordinul  $n$ , în matricea obținută în faza a opta. Dacă există un astfel de circuit, se reia procedeul de la faza a cincea. Dacă nu există un astfel de circuit, se continuă procedeul de la faza a zecea, coborând rangul circuitului hamiltonian la  $n-1$ . Calculele necesare pentru această  
320 operație sunt identice cu cele care se fac la determinarea circuitului hamiltonian de ordinul  $n$  (a se vedea prezentarea algoritmului Little, precum și exemplul pentru rețeaua cu șapte agenți economici). În fazele (11, 12 și 13) se operează reducerile și se comunică reducerea la centrul coordonator. Acesta însumează periodic, la nivel național, reducerile arieratelor.

Procedeu pentru diminuarea blocajului economico-financiar, **caracterizat prin aceea că**, într-o primă fază, are loc identificarea agenților economici ( $A_1, \dots, A_n$ ) care participă la aplicarea procedurii de deblocare a arieratelor și recenzarea acestora cu toate caracteristicile lor economice, care sunt înscrise într-un fișier ( $F_1$ ), într-o a doua fază, se identifică creanțele dintre agenții economici și se creează un fișier al acestora ( $F_2$ ), într-o a treia fază, se constituie matricea pătratică de ordinul  $n \times n$ , a creanțelor dintre agenții economici, într-o a patra fază, are loc căutarea unui circuit hamiltonian de ordinul  $n$ , care pornește din modul ( $A_s$ ) cu  $s \in \{1, \dots, n\}$ , trece prin toate nodurile o singură dată și revine la același nod ( $A_s$ ), această căutare realizându-se cu ajutorul algoritmului Little, în faza a cincea, se verifică dacă există, în graful format din cei  $n$  agenți, un circuit hamiltonian de ordinul  $n$  și se decide trecerea la faza a șasea și, dacă acest circuit nu există, are loc reluarea algoritmului de căutare a circuitului hamiltonian de ordinul  $n-1$ , în faza a șasea, are loc reducerea blocajului prin alegerea unei creanțe minime din circuit ( $d_m$ ) și scăderea ei din toate creanțele circuitului, inclusiv din ea însăși, în faza a șaptea, se face calculul reducerii totale a arieratelor, calculând valoarea acestei reduceri prin produsul  $nd_m$ , în faza a opta, se construiește o nouă matrice având drept elemente creanțele reduse, introducând în matrice valoarea zero în locul creanței reduse, în faza a noua, se caută un nou circuit hamiltonian de ordinul  $n$ , obținut în faza a opta și, dacă există un astfel de circuit, se reia procedeu de la faza a cincea, iar dacă nu există un astfel de circuit, se continuă procedeu cu faza a zecea, coborând rangul circuitului hamiltonian la  $n-1$ , căruia i se aplică algoritmul Little, apoi se operează reducerea creanțelor, se comunică reducerea la centrul coordonator, după care are loc însumarea periodică a reducerilor arieratelor.

Președintele comisiei de examinare: **ing. Popescu Livia**

Examinator: **ing. Dumitru Daniela**

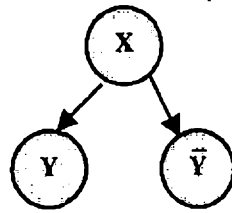


Fig. 1

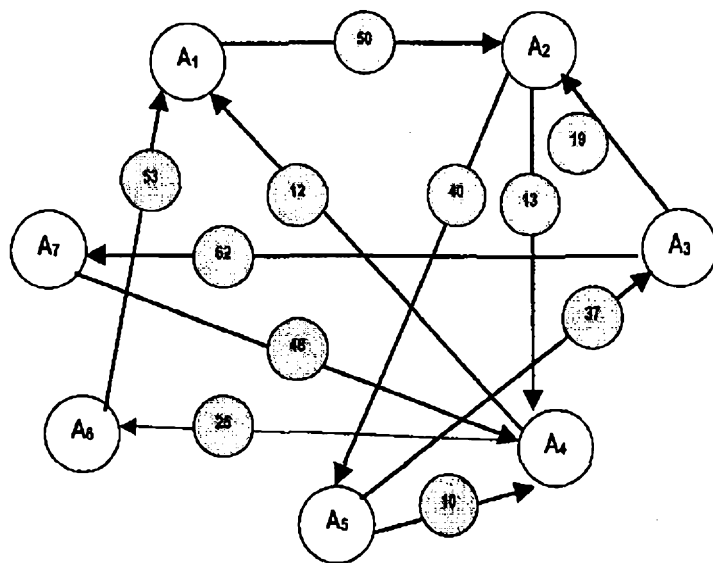


Fig. 2

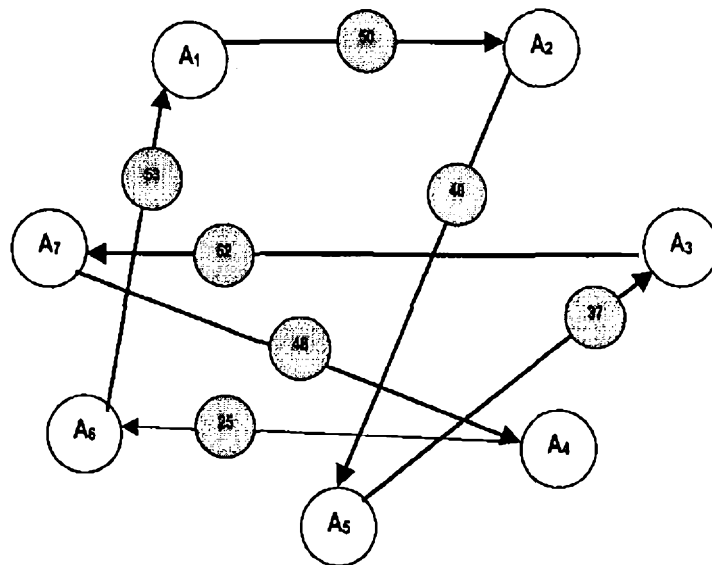


Fig. 3

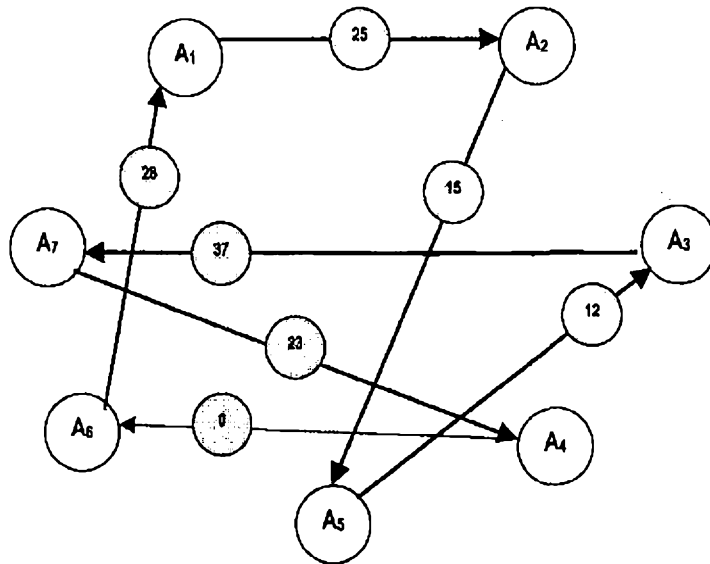


Fig. 4

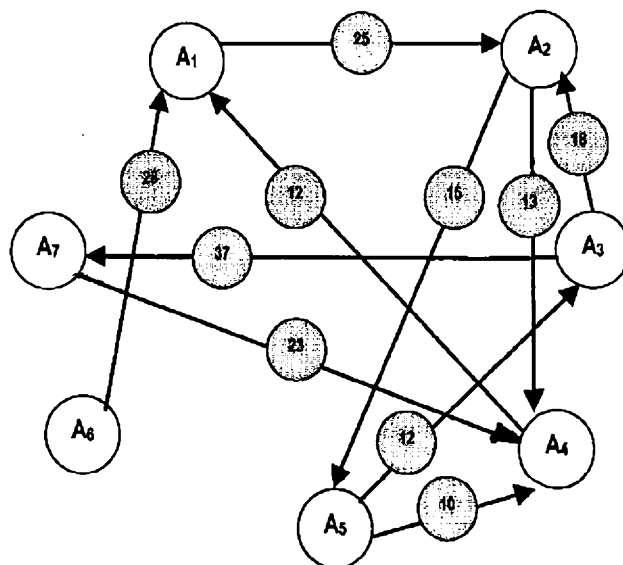


Fig. 5

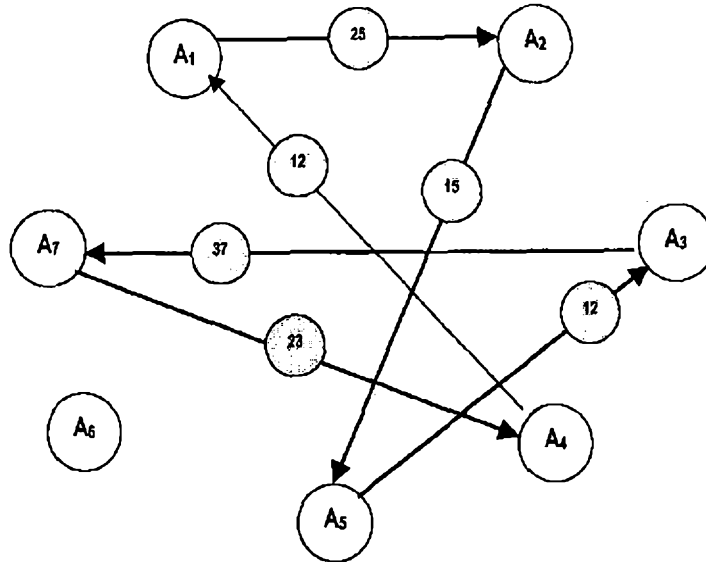


Fig. 6

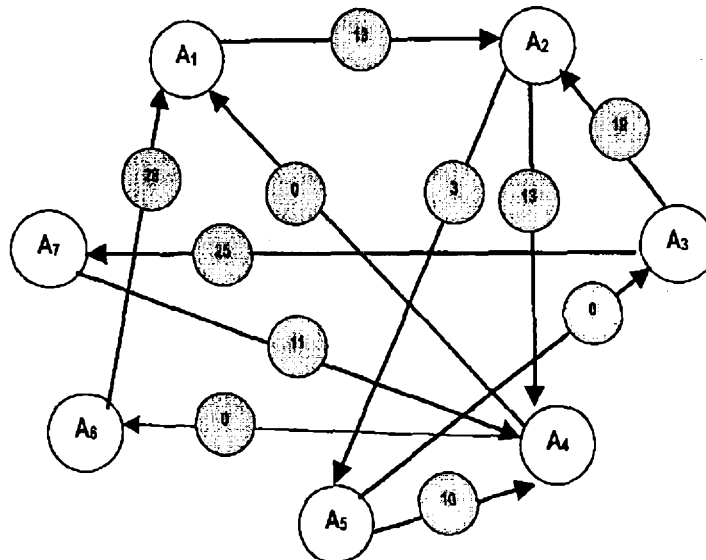


Fig. 7

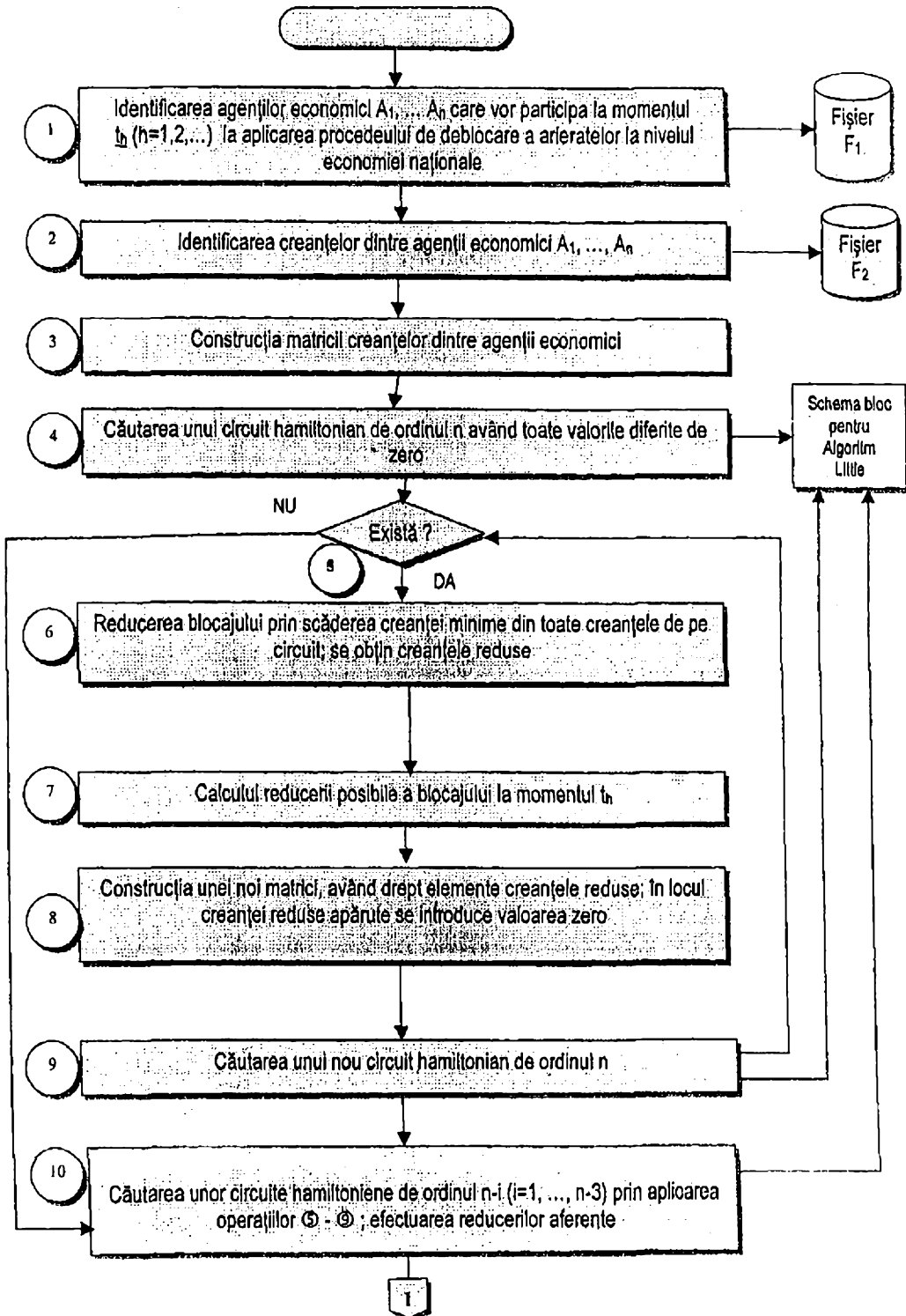


Fig. 8a

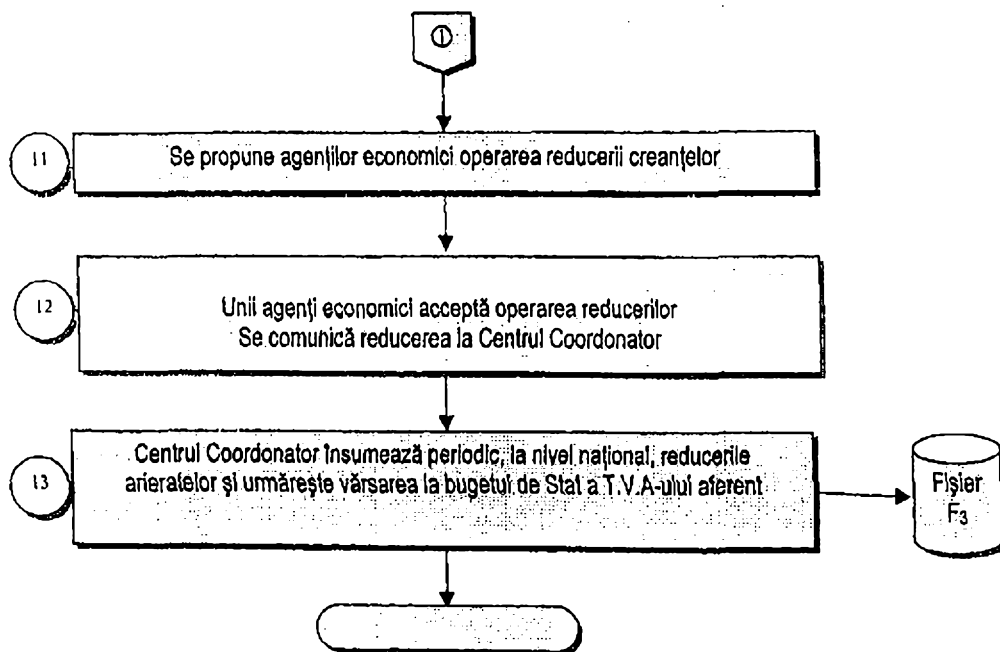


Fig. 8b

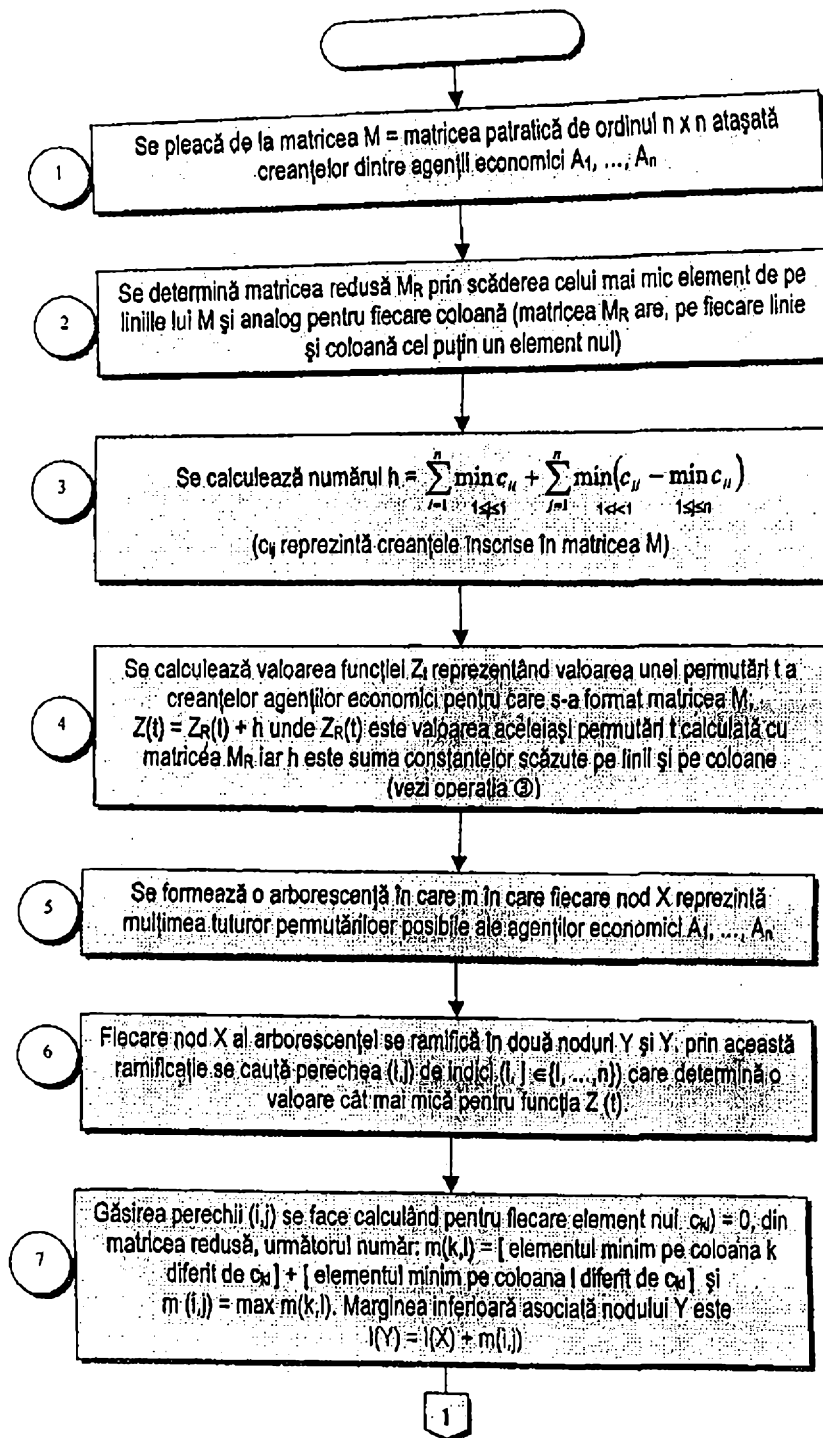


Fig. 9a

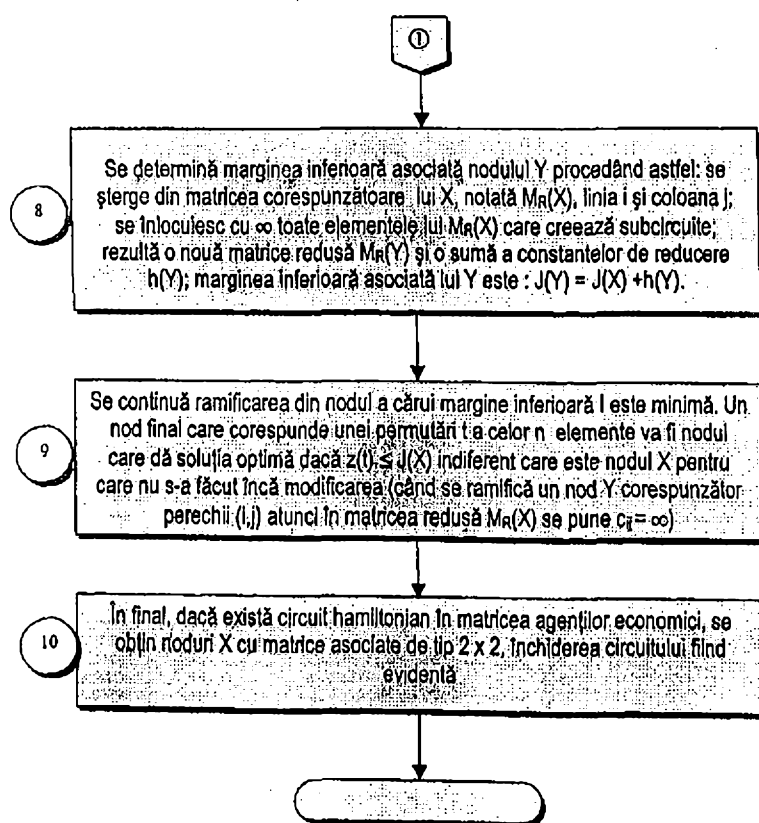


Fig. 9b

