

*zestawienie 2014*

MINISTERSTWO ŁĄCZNOŚCI

INSTYTUT ŁĄCZNOŚCI  
BIBLIOTEKA NAUKOWA

Nr \_\_\_\_\_

PRACE  
INSTYTUTU ŁĄCZNOŚCI

ROK XX

ZESZYT 2(70)

*1973*

WARSZAWA

WYDAWNICTWA KOMUNIKACJI I ŁĄCZNOŚCI

SPIS TREŚCI

<i>Józef Jelowicki</i> — Automatyżacja procesów projektowania komutowanych sieci informacyjnych . . . . .	3
<i>Юзеф Еловицки</i> — Автоматизация процесса проектирования коммутированных информационных сетей . . . . .	42
<i>Józef Jelowicki</i> — La conception des réseaux d'information commutés réalisés automatiquement . . . . .	43
<i>Józef Jelowicki</i> — Automatization of switched information networks designing procedure . . . . .	43
<i>Józef Jelowicki</i> — Automatisierung der Projektierungsprozesse der Informationsvermittlungsnetze . . . . .	44

MINISTERSTWO ŁĄCZNOŚCI

PRACE  
INSTYTUTU ŁĄCZNOŚCI

ROK XX

ZESZYT 2(70)

WARSZAWA

WYDAWNICTWA KOMUNIKACJI i ŁĄCZNOŚCI

Komitet Redakcyjny

Redaktor Naczelny — prof. mgr inż. *Lesław Kędzierski*

Redaktorzy działów:

adj. mgr inż. *Aleksy Brodowski*, doc. mgr. inż. *Jerzy Wójcikiewicz*  
Sekretarz Redakcji — *Janina Janicka*

Adres Redakcji:

Instytut Łączności, Warszawa-Miedzeszyn, ul. Szachowa 1

WSZELKIE PRAWA ZASTRZEŻONE

*Printed in Poland*

Opracowano w Dziale Wydawniczym Instytutu Łączności

JÓZEF JEŁOWICKI

621.394.74.001.1 + 621.395.74.001.1

## AUTOMATYZACJA PROCESÓW PROJEKTOWANIA KOMUTOWANYCH SIECI INFORMACYJNYCH

Rękopis dostarczono do Komitetu Redakcyjnego dnia 26.II.1973 r.

W pracy przedstawiono modele numeryczne sformalizowanego zapisu grafu i funkcji wag łukowych komutowanej sieci informacyjnej, a następnie zbudowany na tych modelach algorytm ORIS – obliczenia ruchu informacyjnego w sieci o dowolnym grafie. Algorytm ORIS jest narzędziem uniwersalnym, obejmuje wszystkie zadania natury rozplywowej sformułowane na grafie, a więc można nim obliczać ruch w sieciach informacyjnych o różnych zasięgach, np. w sieciach międzymiastowych, w sieciach miejscowych lub też w sieciach wewnątrz urzędzeń komutacyjnych oraz w sieciach informacyjnych różnych rodzajów, np. w sieciach telefonicznych, w sieciach telegraficznych, w sieciach transmisji danych lub też w sieciach zintegrowanych. Istnieją realne możliwości rozszerzenia opracowanej metody na przypadki innych zadań.

### 1. WPROWADZENIE

#### 1.1. Systemy informacyjne

Przedstawiony na wstępie aparat pojęciowy teorii systemów umożliwia ogólne sformułowanie dziedziny rozważań zawartych w niniejszym artykule na tle szeroko zarysowanego problemu. Uzyskuje się to przez stopniowe wyodrębnienie podproblemów z problemu szerszego.

Przez system [1, 18, 26, 30] będziemy rozumieli niepusty zbiór elementów współpracujących ze sobą dla osiągnięcia globalnego celu. Z określenia tego wynika, że system jest określony przez:

skończony zbiór  $X$  elementów oraz

zbiór  $R$  relacji między tymi elementami, przy czym

zbiór ten ma następującą własność  $W$ :

dla dowolnych niepustych podzbiorów  $Y$  i  $Z$  takich, że

$$Y \cup Z = X \text{ oraz } Y \cap Z = \emptyset \quad (1.1)$$



istnieją takie elementy  $y \in Y$  i  $z \in Z$ , że prawdziwe jest co najmniej jedno stwierdzenie

$$\langle y, z \rangle \in R \text{ lub } \langle z, y \rangle \in R \quad (1.2)$$

Taki zbiór relacji  $R$ , mający w zbiorze  $X$  własność  $W$ , nazywamy strukturą systemu

$$S = \langle X, R \rangle \quad (1.3)$$

Systemy  $S$  są tworzone przez dwa podstawowe rodzaje struktur  $R$ , a mianowicie:

1. Struktury przestrzenne lub konstrukcyjne (hardware). Są one utworzone z części mechanicznych, elektromechanicznych, elektronicznych i innych, z których to urządzenia wchodzące w skład systemu są zbudowane.

2. Struktury funkcjonalne lub programowe (software), występujące na odpowiednich nośnikach informacji. Tworzą one zasadniczo różnego rodzaju programy związane z procesami przetwarzania informacji i instrukcji dla operatora.

Jeżeli elementy zbioru  $R$  reprezentują pewne zależności przestrzenne lub czasowe między podsystemami  $S$ , to mówimy o strukturze przestrzennej tego systemu. Jako przykłady struktur funkcjonalnych mogą służyć schematy: organizacyjny, schemat technologiczny i in.

Obecnie brak jest powszechnie uznanych zasad klasyfikacji systemów; istnieje kilka podziałów systemów spotykanych najczęściej w praktyce i literaturze [5, 18, 30]. Z punktu widzenia projektowania rozróżnia się systemy skojarzone, systemy przepływowe i systemy mieszane.

Systemy skojarzone są tworzone ze składników (części) łączonych w jedną konstrukcyjną i funkcjonalną całość. Przykładem takich systemów mogą być urządzenia mechaniczne. W systemach skojarzonych wzajemne usytuowanie składników w przestrzeni jest istotne, a usunięcie któregośkolwiek ze składników systemu uniemożliwia używanie całości.

Systemy przepływowe charakteryzuje przede wszystkim przepływ czynników przez system. W praktyce projektowej, zależnie od celów rozważanych systemów i dominujących procesów mówi się zwykle o systemach przepływowych materiałowych, systemach przepływowych energetycznych i systemach przepływowych informacyjnych.

W systemach przepływowych wzajemne usytuowanie składników w przestrzeni ma znaczenie raczej drugorzędne. Decyduje tu sieć połączeń między podsystemami i elementami. Stąd też można rozróżnić sieci przepływów materiałowych, sieci przepływów energetycznych i sieci przepływów informacyjnych.

Systemy mieszane stanowią kombinację systemów skojarzonych i systemów przepływowych.

W wyżej podanym kontekście w niniejszym artykule rozważane będą sieci przepływów informacyjnych.

Używając w dalszym ciągu języka systemowego, przyjmuje się w niniejszej pracy, że sieć przepływowa informacyjna lub krócej sieć informacyjna jest również systemem, a dokładniej — systemem informacyjnym, który jest ściśle związany z pewnym systemem nadrzędnym, wyznaczającym dla niego zadania i ustalającym kryteria oceny jakości jego funkcjonowania. Oczywiście, istnieją również inne [26] systemy informacyjne, które, najogólniej mówiąc, są przeznaczone do zmiany wartości użytkowej informacji.

System informacyjny w podanym tu znaczeniu podlega prawom i zasadom teorii systemów, a zatem można go scharakteryzować za pośrednictwem jego struktury przestrzennej i jego struktury funkcjonalnej.

Przez pojęcie struktury przestrzennej systemu informacyjnego rozumiemy opis przestrzennego usytuowania połączeń, tj. dróg wymiany informacji. Będziemy mówili, że system informacyjny ma strukturę przestrzenną statyczną, gdy w rozpatrywanym czasie usytuowanie elementów oraz połączenia między nimi nie ulegają zmianom, w przeciwnym przypadku mówimy o strukturze przestrzennej dynamicznej.

Zmiany w strukturze przestrzennej systemu mają miejsce np. wtedy, kiedy system podlega reorganizacji w ramach modernizacji systemu (pewne elementy systemu likwiduje się, powstają nowe elementy) lub wówczas gdy następuje rozbudowa systemu (rozwój struktury na starym obszarze, powstawanie struktur na obszarach nowych) itp.

Wśród systemów informacyjnych o strukturze przestrzennej dynamicznej wyróżnia się struktury przestrzenne stacjonarne i struktury przestrzenne niestacjonarne, przy czym systemy informacyjne o strukturze przestrzennej niestacjonarnej są to takie, które muszą podążać za zmieniającym swoje miejsce użytkownikiem systemu. Jako przykład systemu o takiej strukturze mogą służyć systemy obserwacji radarowej lub systemy łączności kosmicznej (niestacjonarne punkty retransmisji lub niestacjonarni abonenci) itp.

Przez pojęcie struktury funkcjonalnej systemu informacyjnego rozumiemy opis sposobu działania systemu.

Z każdym systemem wiąże się jego otoczenie. Otoczeniem danego systemu nazywamy zbiór takich obiektów, nie należących do systemu, których właściwości oddziałują na system i zarazem ulegają zmianie pod wpływem działania tego systemu. Otoczenie i system oddziałują na siebie wzajemnie w sposób sterowany i nie sterowany. Oddziaływanie sterowane otoczenia na system zachodzi po pewnych drogach, które nazywamy umownie „wejściami” systemu. Oddziaływanie nie sterowane ma charakter przypadkowy albo losowy i może spowodować zakłócenia w pracy systemu. System oddziałuje na otoczenie przez określone drogi zwane umownie „wyjściami” systemu. Wejściom i wyjściom przypisujemy pewne stany (odpowiadające np. wartościom wielkości opisujących poszczególne wejścia i wyjścia), wyróżniamy także pewne stany wewnętrzne systemu. Repertuary stanów wyjść zależą od repertuarów stanów wejść i stanów wewnętrznych właściwych danemu systemowi.

Rozważania powyższe prowadzą do zasadniczego wniosku: im lepiej pozna się i oceni wpływ otoczenia, tym dokładniej można zaprojektować określony system.

Zagadnienie projektowania systemów, jak każde zagadnienie syntezy, ma wiele rozwiązań i w związku z tym formułuje się zagadnienie zaprojektowania systemu optymalnego lub optymalizacji struktur systemu. Ogólnie biorąc, optymalizacja struktur systemu polega na dążeniu do zapewnienia najlepszego z możliwych dopasowań pomiędzy strukturami danego systemu a otoczeniem systemu.

W wyniku optymalizacji struktury przestrzennej otrzymujemy optymalne powiązanie pomiędzy elementami systemu, natomiast w wyniku optymalizacji struktury funkcjonalnej otrzymujemy optymalne sterowanie w systemie.

Optymalne sterowanie w systemie informacyjnym wiąże się z właściwościami przepływu informacji, kolejnością poszukiwania dróg przejścia przez sieć w zależności od aktualnej sytuacji w systemie, wrażliwością systemu na przeciążenie pewnych odcinków sieci i in.

Ocena strategii kierowania pod kątem widzenia wrażliwości na przeciążenie systemu ma istotne znaczenie praktyczne, gdyż wyposażenie struktury przestrzennej systemu informacyjnego jest zawsze projektowane dla pewnych nominalnych wartości przepływów, które w praktyce bywają często przekraczane. Ponadto przeciążenie pewnego odcinka sieci może być wynikiem wystąpienia niesprawności któregoś z jej innych odcinków. Uważa się bowiem [16, 47, 12, 7], że w sytuacjach awaryjnych należy raczej spowodować równomierne pogorszenie jakości działania całego systemu, niż dopuścić do całkowitego zablokowania niektórych podsystemów.

Na tle wprowadzonych pojęć i wyjaśnień można już wstępnie określić dziedzinę rozważań niniejszego artykułu: dotyczy ona mianowicie projektowania statycznych i stacjonarnych dynamicznych struktur przestrzennych systemów informacyjnych.

W dalszej części pracy pojęcie struktura będzie na ogół zastępowane geometrycznym odpowiednikiem, którym jest graf spójny.

## 1.2. Symbolika teorii grafów

W literaturze dotyczącej teorii grafów panuje dosyć duża dowolność w nazywaniu tych samych pojęć różnymi terminami. Na przykład Harary w [19] podaje pięć terminów, których używa się w literaturze jako odpowiedników pojęcia „krawędź grafu”. Dlatego więc przytoczymy z [49, 22, 39] te pojęcia teorii grafów, które będą użyte w niniejszym artykule. Ogólna teoriomnogościowa teoria grafów jest oczywiście znacznie bogatsza [8, 10, 19, 34, 44].

Graf skończony  $G$  definiujemy jako trójkę uporządkowaną  $\langle X, U; P \rangle$ , gdzie  $X = \{x_i\}$ ,  $i \in (1, n)$  — zbiór wierzchołków grafu (wygodnie jest przyjąć  $X \neq \emptyset$ );  $U = \{u_j\}$ ,  $j \in (1, m)$  — zbiór gałęzi grafu;  $P$  — trójargumentowy predykat incy-



dencji określany na wszystkich trójkach uporządkowanych  $\langle x, u, y \rangle$ , gdzie  $x, y \in X$ ,  $u \in U$ , spełniający następujący warunek jednoznaczności:

$$\bigwedge_{u \in U} \bigvee_{x, y \in X} \{P(x, u, y) \wedge \bigwedge_{x', y' \in X} [P(x', u, y') \Rightarrow \\ \Rightarrow ((x = x') \wedge (y = y')) \vee ((x = y') \wedge (y = x'))]\} \quad (1.4)$$

Tę definicję grafu podał w 1969 r. Zykwow w monografii [49]. Definicja ta jest bardziej ogólna w porównaniu z definicją podaną przez Berge'a w [8].

Należy zaznaczyć, że w 1961 r. Jaroń w pracy [22] w podobny sposób zdefiniował pojęcie multigrafu.

Jeżeli dla danego grafu  $G$  jest spełniony warunek:

$$\bigwedge_{x, y \in X} \bigwedge_{u \in U} [(x \neq y) \wedge (P(x, u, y) \wedge \sim P(y, u, x))] \vee \\ \vee ((x = y) \wedge P(x, u, y)) \quad (1.5)$$

to  $G$  jest grafem zorientowanym; jego gałęzie będziemy nazywali łukami, przy czym

$$(P(x_i, u_k, x_j) = 1) \Leftrightarrow (u_k = u_{x_i, x_j}) \quad (1.6)$$

oznacza, że łuk  $u_k$  wychodzi z wierzchołka  $x_i$  i wchodzi do wierzchołka  $x_j$ . W przypadku  $P(x_i, u_k, x_i) = 1$  mamy pętlę  $u_k$  przy wierzchołku  $x_i$ .

Jeżeli

$$\bigwedge_{x, y \in X} \bigwedge_{u \in U} [(x \neq y) \wedge (P(x, u, y) \wedge P(y, u, x))] \vee \\ \vee ((y = x) \wedge P(x, u, y)) \quad (1.7)$$

to  $G$  jest grafem nie zorientowanym; jego gałęzie będziemy nazywali krawędziami.

Wygodnie jest wprowadzić następujące oznaczenie:

$$\tilde{P}(x, u, y) \doteq P(x, u, y) \wedge P(y, u, x) \quad (1.8)$$

Jeżeli dla niektórych  $u \in U$  jest spełniona zależność (1.5), a dla pozostałych zależność (1.7), to  $G$  jest grafem częściowo zorientowanym.

W celu uniknięcia piętrowych indeksów umówimy się podobnie jak w [49] nie traktować indeksu  $i$  jako numeru wierzchołka  $x_i$  w zbiorze uporządkowanym  $X$ . Analogiczna uwaga dotyczy symboli gałęzi grafu.

Skończony ciąg

$$Q = \langle u_1, u_2, \dots, u_d \rangle \quad (1.9)$$

elementów grafu  $G$ , dla których prawdziwe jest zdanie

$$P(x_1, u_1, x_2) \wedge P(x_2, u_2, x_3) \wedge \dots \wedge P(x_d, u_d, x_{d+1}) \quad (1.10)$$

nazywamy marszrutą łączącą dwa wierzchołki.

Uporządkowany zbiór predykatów (1.10) oznaczamy symbolem  $D(x_1, Q, x_{d+1})$ .

$W$  (1.9) i (1.10) liczbę  $d$  nazywamy długością marszruty; w przypadku  $d = 0$  mamy marszrutę pustą, co piszemy  $Q = 0$ . Oczywiście, ogólnie  $u_{xy} \subset Q_{xy}$ , w przypadku natomiast  $d_{xy} = 1$  mamy  $u_{xy} = Q_{xy}$ .

W zależności od występowania w (1.10) predykatów  $P$  lub  $\bar{P}$  rozróżniamy marszruty zorientowane, częściowo zorientowane i marszruty nie zorientowane. Unikając długich określeń pierwsze będziemy nazywali drogami, a ostatnie — łańcuchami.

Wierzchołek  $y$  jest osiągalny z wierzchołka  $x$ , jeżeli istnieje  $D(x, Q, y)$ .

Wierzchołki  $x$  oraz  $y$  są wzajemnie osiągalne wówczas, gdy prawdziwa jest wypowiedź

$$D(x, Q, y) \wedge D(y, Q, x) \quad (1.11)$$

Graf jest mocno spójny, jeśli (1.11) zachodzi dla każdej pary wierzchołków tego grafu.

Graf nie zorientowany  $\bar{G} = \langle X, U; \bar{P} \rangle$  jest spójny, jeżeli dowolne jego dwa wierzchołki można połączyć łańcuchem.

Graf minimalnie spójny jest to graf mocno spójny, który po usunięciu ze zbioru krawędzi chociażby jednej, przestaje być mocno spójny.

Dla danego grafu  $G = \langle X, U; P \rangle$  niech  $X' \subset X$ ,  $U' \subset U$  i niech  $P'$  będzie predykatem incydencji określonym na zbiorze  $X' \times U' \times X'$  spełniającym wspomniany już warunek jednoznaczności. Wówczas  $G' = \langle X', U'; P' \rangle$  nazywa się częścią grafu  $G$ . W przypadku  $X' = X$  graf  $G'$  nazywamy grafem częściowym grafu  $G$ . Jeśli dla dowolnego  $X' \subset X$  zbiór gałęzi  $U'$  wybrano w ten sposób, że spełniony jest warunek

$$\bigwedge_{x, y \in X'} \bigwedge_{u \in U} [P(x, u, y) \Rightarrow u \in U'] \quad (1.12)$$

to graf  $G' = \langle X', U'; P' \rangle$  nazywamy podgrafem grafu  $G$ .

Wprowadzone określenia i charakterystyki pozwalają określić typy grafów.

Graf  $G = \langle X, U; P \rangle$  nazywamy  $r$ -grafem, jeśli

$$(x, y, \in X) \Rightarrow |u_{xy}| \leq r \quad (1.13)$$

W szczególnym przypadku  $r = 1$  mamy 1-graf, który uzyskuje się z grafu dowolnego przez zastąpienie wszystkich łuków (równoległych) łączących te same wierzchołki jednym łukiem. W niniejszej pracy będą rozpatrywane tylko 1-grafy, więc od tego miejsca pojęciem graf jest nazywany 1-graf.

W grafie  $G = \langle X, U; P \rangle$  liczbę  $|X| = n$  nazywamy rzędem grafu, a liczbę  $|U| = m$  nazywamy stopniem grafu.

Graf  $G = \langle X, U; P \rangle$  nazywamy grafem symetrycznym, jeśli

$$\bigwedge_{x, y \in X} [(u_{xy} \in U) \Rightarrow (u_{yx} \in U)] \quad (1.14)$$

Graf symetryczny  $G = \langle X, U; P \rangle$  nazywamy zupełnym, jeśli

$$\bigwedge_{x, y \in X} (x \neq y) \Rightarrow \bigwedge_{u \in U} (u_{xy} \wedge u_{yx}) \quad (1.15)$$

Graf symetryczny  $G = \langle X, U; P \rangle$  nazywamy promienistym, jeśli jest on minimalnie spójny oraz jeśli

$$\bigwedge_{x, y \in X} \bigvee_{x \in X} (x \neq y) \Rightarrow \bigwedge_{u \in U} (u_{xy} \wedge u_{yx}) \quad (1.16)$$

Dwa grafy  $G_1 = \langle X_1, U_1; P_1 \rangle$  i  $G_2 = \langle X_2, U_2; P_2 \rangle$  nazywamy izomorficznymi, jeśli istnieją wzajemne jednoznaczne odwzorowania  $f: X_1 \rightarrow X_2$  i  $g: U_1 \rightarrow U_2$  zachowujące predykat incydencji, to znaczy

$$\bigwedge_{x, y \in X} \bigwedge_{u \in U} [((x \Leftrightarrow f(x)) \wedge (y \Leftrightarrow f(y)) \wedge (u \Leftrightarrow g(u))) \Leftrightarrow (P_1(x, u, y) \Leftrightarrow P_2(f(x), g(u), f(y)))] \quad (1.17)$$

Podziałem zbioru  $X$  nazywamy rodzinę  $\{X_i \mid i \in I\}$  niepustych podzbiorów zbioru  $X$ , jeśli

$$\bigcup_{i \in I} X_i = X, \quad \bigwedge_{i, j \in I} (i \neq j) \Rightarrow (X_i \cap X_j = \emptyset) \quad (1.18)$$

gdzie  $I$  — dowolny zbiór indeksów.

W grafie  $G = \langle X, U; P \rangle$  otoczenie wejścia  $\Gamma_x^-$  i otoczenie wyjścia  $\Gamma_x^+$  wierzchołka  $x$  nazywamy odpowiednio zbiory:

$$\Gamma_x^- = \{y \in X \mid u_{yx} \in U\} \quad (1.19)$$

$$\Gamma_x^+ = \{y \in X \mid u_{xy} \in U\} \quad (1.20)$$

Otoczenie  $\Gamma_x$  wierzchołka  $x$  jest to zbiór

$$\Gamma_x = \Gamma_x^- \cup \Gamma_x^+ \quad (1.21)$$

Półstopniem wejścia  $S_x^-$  i półstopniem wyjścia  $S_x^+$  wierzchołka  $x$  nazywamy odpowiednio liczby:

$$S_x^- = |\Gamma_x^-| \quad (1.22)$$

$$S_x^+ = |\Gamma_x^+| \quad (1.23)$$

Stopniem  $S_x$  wierzchołka  $x$  nazywamy liczbę

$$S_x = S_x^- + S_x^+ \quad (1.24)$$

Nietrudno zauważyć, że stopień  $m$  grafu  $G = \langle X, U; P \rangle$  jest równy  $\sum_{x \in X} S_x^+$  lub  $\sum_{x \in X} S_x^-$

Wierzchołek  $x$  jest izolowany, jeśli

$$\Gamma_x^- = \Gamma_x^+ = \emptyset \quad (1.25)$$

Wierzchołek  $x$  jest źródłem, jeśli

$$\Gamma_x^+ \neq \emptyset; \quad \Gamma_x^- = \emptyset \quad (1.26)$$

Wierzchołek  $x$  jest ujściem, jeśli

$$\Gamma_x^+ = \emptyset; \quad \Gamma_x^- \neq \emptyset \quad (1.27)$$

Oddaleniem  $l_{xy}$  wierzchołka  $y$  od wierzchołka  $x$  nazywamy długość najkrótszej drogi od  $x$  do  $y$ , czyli

$$l_{x,y} \doteq \min_Q d_{x,y} \quad (1.28)$$

Występują tu następujące własności:

$$l_{xx} = 0, \quad \bigwedge_{x,y,z \in X} (l_{xy} + l_{yz} \geq l_{xz}) \quad (1.29)$$

W przypadku gdy graf jest symetryczny, wówczas

$$l_{xy} = l_{yx} \quad (1.30)$$

Istnieje wiele różnych metod wyszukiwania wartości wzajemnego oddalenia wierzchołków w  $G = \langle X, U; P \rangle$  [3, 12, 13, 14, 31, 35, 46]. Termin oddalenie jest przy tym traktowany umownie, istnieją bowiem również ogólne metody, które ustalają oddalenie ze względu na dowolny inny parametr przyporządkowany łukom grafu, np. liczba odcinków, koszt, zakłócenia itp.

Największe oddalenie  $k_{x,y}$  wierzchołka  $y$  od wierzchołka  $x$  oznaczamy

$$k_{x,y} \doteq \max_{y \in X} l_{x,y} \quad (1.31)$$

Jak wynika z definicji (1.31), przedział zmienności  $l_{x,y}$  wynosi

$$l \in (0, k) \quad (1.32)$$

Jeśli istnieje wierzchołek  $x_0$ , dla którego największe oddalenie  $k_{x_0,y}$  jest skończone i najmniejsze ze względu na wszystkie wierzchołki  $y$ , to wierzchołek  $x_0$  nazywamy punktem centralnym grafu, a  $k_{x_0,y}$  promieniem grafu.

Podana wyżej symbolika wynikała z klasyfikacji teorii grafów jako działu topologii algebraicznej związanej z relacjami na zbiorach, systemami algebraicznymi i strukturami. Na zakończenie wykażemy jeszcze powiązanie teorii grafów z teorią macierzy.

Podobnie jak w [49] macierzą incydencji grafu  $G$  nazywamy macierz  $A = [a_{ij}]$ ,  $i \in (\overline{1, n})$ ,  $j \in (\overline{1, m})$ , której elementy

$$a_{ij} = \begin{cases} \xi & \text{— jeżeli łuk } \vec{u}_{ij} \text{ wychodzi z wierzchołka } x_i \\ \eta & \text{— jeżeli łuk } \overleftarrow{u}_{ij} \text{ wchodzi do wierzchołka } x_i \\ \zeta & \text{— jeżeli łuk } u_{ij} \text{ jest pętlą przy } x_i \\ \theta & \text{— jeżeli krawędź } u_{ij} \text{ jest incydentna z } x_i \\ 0 & \text{— jeżeli powyższe przypadki nie zchodzą} \end{cases} \quad (1.33)$$

Kwadratową macierz  $B = [b_{ij}]$ ,  $i, j \in (\overline{1, n})$ , równą  $B = A \cdot A^T$ , nazywamy macierzą relacji grafu  $G$ .



### 1.3. PARAMETRY SIECI INFORMACYJNEJ

Siecią lub grafem ważonym nazywamy [6, 10, 14, 20, 32] system algebraiczny

$$S \doteq \langle X, U; P, f, g \rangle \quad (1.34)$$

który otrzymujemy z grafu spójnego  $G = \langle X, U; P \rangle$  przez przyporządkowanie wielkości fizycznych jego wierzchołkom i łukom:

$$f: X \rightarrow C \quad (1.35)$$

$$g: U \rightarrow R \quad (1.36)$$

Wielkości fizyczne  $C = \{c_i\}$ ,  $i \in (\overline{1, n})$ , przyporządkowane wierzchołkom  $x \in X$ , nazywamy wartościami lub wagami wierzchołków, a wielkości fizyczne  $R = \{r_{jj}\}$ ,  $j \in (\overline{1, m})$ , przyporządkowane łukom  $u \in U$ , nazywamy wartościami lub wagami łuków.

Każdemu rodzajowi sieci odpowiada zatem graf oraz związane z nim intuicje, reguły i algorytmy, w związku z czym można sieć przedstawić jako

$$S = \langle G, f, g \rangle \quad (1.37)$$

W zależności od przyjętych funkcji  $f$  i  $g$  wyróżnia się [6] w praktyce dużo różnych specjalistycznych sieci, które ogólnie klasyfikuje się jako przepływowe lub nieprzepływowe.

Spośród sieci przepływowych wyróżnia się sieci przepływowe typu instalacji, które charakteryzuje to, że mają obie funkcje  $f$  i  $g$  określone, np. sieci elektryczne, gazowe, informacyjne oraz sieci przepływowe innych typów, które mają określoną tylko funkcję  $f$ , np. sieci radiowe, radarowe, lotnicze.

Przykładami sieci nieprzepływowych są drzewa genealogiczne i sieci organizacji, np. PERT.

Oprócz podanej wyżej ogólnej klasyfikacji sieci można wprowadzać dalsze podziały, jeszcze bardziej specjalistyczne. Na przykład stosując kryterium przeznaczenia w sieci informacyjnej, wyróżnia się [33] sieci rozsiewcze, zbiorcze i porozumiewawcze.

Brak jest, jak dotychczas, ogólnej teorii sieci nie są też one objęte przedmiotem badań abstrakcyjnej teorii grafów (p. 1.2), w związku z czym wokół poszczególnych specjalistycznych sieci powstały odrębne teorie, jak teoria obwodów [40], teoria transportu [14] i in. Użyteczność grafu w teoriach sieci polega przede wszystkim na tym, że pozwala on na powiązanie związkami przyczynowymi różnych wielkości, występujących w danej sieci, bez tracenia przy tym z oczu sensu fizycznego zadania.

W niniejszym artykule będzie rozważana pewna szczególna teoria sieci informacyjnej, dotycząca przeważnie tylko sieci informacyjnej podstawowej, komutowanej, przeznaczonej do porozumiewania się użytkowników tej sieci.

Siecią informacyjną podstawową symetryczną nazywamy [11] sieć hierarchiczną, w której wierzchołki tego samego stopnia hierarchii są połączone bądź to tylko gra-

fem symetrycznym zupełnym  $G_{sz}$  (1.15), bądź tylko grafem symetrycznym promieniowym  $G_{sp}$  (1.16).

Cechą charakterystyczną sieci informacyjnej komutowanej jest to, że liczba porozumiewających się ze sobą jednocześnie użytkowników jest dużo mniejsza niż liczba wszystkich użytkowników. Oznacza to, że liczba obwodów elektrycznych w tej sieci musi być dostosowana do średniej prawdopodobnej liczby jednocześnie zestawianych połączeń.

Omówienie parametrów sieci informacyjnej  $S$  (1.37) rozpoczniemy od podania właściwości grafu  $G$  tej sieci.

Wprowadźmy następujące definicje:

Graf  $G = \langle X, U; P \rangle$  nazywamy grafem rozsiewczym  $G_R$ , jeśli

$$\bigwedge_{x, y \in X} \bigvee_{x \in X} [(y \neq x) \Rightarrow (u_{xy} \in U)] \quad (1.38)$$

Graf  $G = \langle X, U; P \rangle$  nazywamy grafem zbiorczym  $G_Z$ , jeśli

$$\bigwedge_{x, y \in X} \bigvee_{y \in X} [(y \neq x) \Rightarrow (u_{xy} \in U)] \quad (1.39)$$

Porównując definicje (1.38) i (1.39) z definicją (1.16) otrzymujemy

$$\bigwedge_{x, y \in X} \bigvee_{x \in X} [(x \neq y) \Rightarrow G_{sp} \Rightarrow (G_R \wedge G_Z)] \quad (1.40)$$

Podobnie porównując definicje (1.38) i (1.39) z definicją (1.15) otrzymujemy

$$\bigwedge_{x, y \in X} [((x \neq y) \Rightarrow G_R) \vee ((x \neq y) \Rightarrow G_Z)] \Rightarrow G_{sz} \quad (1.41)$$

Z zależności (1.38) — (1.41) wynika, że graf podstawowy symetryczny sieci informacyjnej powstaje w drodze symetrycznych kompozycji  $G_R$  i  $G_Z$  i odwrotnie, każdy graf podstawowej sieci informacyjnej można zdekomponować na  $G_R$  i  $G_Z$ .

Obok sieci informacyjnych podstawowych symetrycznych są często w praktyce spotykane sieci podstawowe niesymetryczne, tak zwane sieci tandemu wychodzącego i sieci tandemu przychodzącego [11, 29], których graf powstaje w drodze niesymetrycznych kompozycji  $G_R$  i  $G_Z$ .

W odróżnieniu od sieci informacyjnej podstawowej w praktyce są na ogół stosowane dodatkowo sieci informacyjne utworzone z łuków bezpośrednich, zwanych też często skrótnymi.

Wartości wierzchołków i łuków w sieci informacyjnej są określane [25, 43] natężeniem ruchu informacyjnego, tzn. miarą zjawiska zjawiania się, trwania przez pewien czas i znikania połączeń między użytkownikami danej sieci. Zjawisko to ma charakter statystyczny, w związku z czym praktyczne zastosowania teorii ruchu informacyjnego zwykle dotyczą warunków, w których zakłada się, że zachodzące procesy są w stanie równowagi statystycznej. Istnienie takich warunków w szczególności

przyjmuje się w okresie tzw. godziny największego ruchu (GRN). Ze względu na to, że średnie natężenie ruchu informacyjnego w GNR ma zasadnicze znaczenie dla obliczeń ilości koniecznych obwodów elektrycznych w sieci, wyróżnia się je specjalną jednostką, zwaną jednostką ruchu (JR). Ilość jednostek ruchu generowanych i pochłanianych w danym wierzchołku określa odpowiednio wartość (wagę, wielkość) źródła  $A_i$  i ujścia  $B_j$  ruchu.

Wartość wszystkich źródeł  $A_x$  i ujść  $B_y$  ruchu danej sieci są zwykle przedstawiane za pomocą odpowiedniego wektora źródeł  $A = [A_x]$  i wektora ujść  $B = [B_y]$ ,  $x, y \in X$ .

Przeptywy docelowe ruchu w sieci informacyjnej, mierzone również w JR, między wszystkimi źródłami i ujściami ruchu są określane kwadratową macierzą  $R = [r_{xy}]$ ,  $x, y \in X$ , przy czym wiersz  $i$  tej macierzy przedstawia ruch wychodzący do wszystkich ujść sieci ze źródła  $i \in X$ , a kolumna  $j$  przedstawia ruch przychodzący ze wszystkich źródeł sieci do ujścia  $j \in X$ .

Podział ruchu z określonego źródła  $i \in X$  do poszczególnych ujść  $y \in X$  sieci jest uzależniony od tzw. współczynników ciężenia ruchu. Współczynniki ciężenia ruchu są w różny sposób definiowane przez różnych autorów [27, 25, 36]. Wyróżnia się przy tym dwa ich rodzaje, a mianowicie:

— współczynniki rozplywu  $v_{ij}$  ruchu  $A_i$  źródła  $i \in X$  w kierunku  $B_j$  ujścia  $j \in X$ , które wiążą prawdopodobieństwo zjawienia się ruchu  $r_{ij}$  z prawdopodobieństwem generacji ruchu  $A_i$  w źródle  $i \in X$ ;

— współczynniki zainteresowania  $k_{ij}$  ruchem  $A_i$  źródła  $i \in X$  w  $B_j$  ujścia  $j \in X$ , które wiążą prawdopodobieństwo zjawienia się ruchu  $r_{ij}$  pochodzące ze źródła  $i \in X$  z prawdopodobieństwem zapotrzebowania na ruch  $B_j$  w ujściu  $j \in X$ .

Wartości wszystkich współczynników rozplywu  $v_{xy}$  i współczynników zainteresowania  $k_{xy}$ ,  $x, y \in X$ , między wszystkimi źródłami i ujściami danej sieci są zwykle przedstawiane odpowiednio za pomocą kwadratowej macierzy  $V = [v_{xy}]$  i  $K = [k_{xy}]$ ,  $x, y \in X$ .

Łatwo zauważyć, że elementy macierzy  $R$  nie są w ogólnym przypadku wartościami (wagami, wielkościami) łuków sieci; miałyby to miejsce tylko w przypadku, gdyby graf  $G$  danej sieci informacyjnej był równy  $G_{sz}$ . W innym przypadku wartość łuków powstaje z łącznych przepływów w tych łukach. Wprowadzimy zatem odpowiednie definicje. Uwzględniając jednak fakt inkluzji  $u_{ij} \subset Q_{ij}$ , korzystniejsze jest wprowadzenie definicji ogólniejszych, które będą dotyczyły łącznych przepływów w drogach  $Q_{ij}$  grafu danej sieci  $S$ , a mianowicie:

— łącznym przepływem wychodzącym  $r'_{ij}$  w określonej drodze  $Q_{ij}$ ,  $i, j \in X$ , w sieci informacyjnej nazywamy sumę wartości przepływów docelowych  $r_{iy}$ , zjawiających się w tej drodze i wychodzących ze źródła  $i$ , zatem

$$\bigwedge_{Q_{ij} \supset Q_u} \left( r'_{ij} = \sum_{y \in X} r_{iy} \right) \quad (1.42)$$

— łącznym przepływem przychodzącym  $r'_{ij}$  w określonej drodze  $Q_{ij}$ ,  $i, j \in X$ ,



w sieci informacyjnej nazywamy sumę wartości przepływów docelowych  $r_{xj}$  zjawiających się w tej drodze i przychodzących do ujścia  $j$ , zatem

$$\bigwedge_{Q_{xj} \supset Q_{ij}} \left( r_{ij}' = \sum_{x \in X} r_{xj} \right) \quad (1.43)$$

— łącznym przepływem  $r_{ij}''$  w określonej drodze  $Q_{ij}$  albo wartością (wagą, wielkością) drogi  $Q_{ij}$ ,  $i, j \in X$ , w sieci informacyjnej nazywamy sumę wartości przepływów docelowych  $r_{xy}$  zjawiających się w tej drodze, zatem

$$\bigwedge_{Q_{xy} \supset Q_{ij}} \left( r_{ij}'' = \sum_{x, y \in X} r_{xy} \right) \quad (1.44)$$

Wartości łącznych przepływów  $r_{xy}'$  i  $r_{xy}''$  dla wszystkich dróg  $Q_{xy}$  w sieci informacyjnej są na ogół przedstawiane w postaci kwadratowych macierzy odpowiednio  $R' = [r_{xy}']$  oraz  $R'' = [r_{xy}'']$ ,  $x, y \in X$ .

Na podstawie wprowadzonych definicji i wyjaśnień można już określić, że ustalenie wartości wektorów  $A$  i  $B$  oraz macierzy  $V$ ,  $K$ ,  $R$ ,  $R'$  i  $R''$  uzyskuje się w efekcie analizy istniejącej sieci informacyjnej, natomiast ustalenie grafu podstawowego  $G$  i obliczenie macierzy  $R$ ,  $R'$  i  $R''$  przy założonych wartościach wektorów  $A$  i  $B$  i macierzy  $V$  lub  $K$  jest przedmiotem badań syntezy sieci informacyjnej.

## 2. PROBLEMY PROJEKTOWANIA

### 2.1. Projektowanie<sup>T</sup> w technice

Projektowanie jest jednym z głównych zadań w technice [1–5]. Projektujący napotyka mnóstwo problemów właściwych procesowi projektowania. Proces projektowania charakteryzuje pewnie ciąg koncepcyjno-twórczych i mechanicznych procesów, których celem jest analiza, przedstawienie i uzasadnienie wyboru rozwiązania określonego obiektu projektowania tak, aby wypełniał w sposób optymalny wymagania funkcjonalne przy równoczesnej minimalizacji nakładów.

Można postawić tezę, że w pełni racjonalne projektowanie inwestycji o dużym stopniu trudności zaczyna aktualnie przekraczać granice przeciętnych możliwości projektanta lub biura projektowego. W związku z tym powstaje konieczność wprowadzenia metod pracy i udoskonalenia technologii projektowania, tak aby możliwe było rozwiązanie zadań optymalizacyjnych oraz uwolnienie projektanta od złożonych prac nad wykonaniem obliczeń i rysunków.

Na tle coraz większej złożoności i współzależności procesów projektowych oraz potrzeby przetwarzania coraz większej ilości informacji w coraz krótszym czasie, szczególnego znaczenia nabierają teorie matematyczne, oparte o metody dedukcji, prowadzące do optymalizacji decyzji. Podejmowanie właściwych decyzji jest — jak wiadomo — najtrudniejszym i zasadniczym zadaniem człowieka. Dlatego też w osta-



tnich czasach występuje coraz bardziej zdecydowane przesunięcie procesów projektowania ze sfery uproszczonych uogólnień bądź decyzji intuicyjnych do sfery analiz matematyczno-logicznych. Wyraża się to szczególnie w rozwoju teorii w niżej omówionych dwóch zasadniczych kierunkach nauki, tj. badań operacyjnych i elektronicznej techniki automatyzacji procesów projektowania.

## 2.2. Badania operacyjne

### 2.2.1. Modele zadań operacyjnych

Modele zadań operacyjnych stanowią izomorficzne odwzorowanie typowych struktur zjawisk i procesów. Przy konstruowaniu tych modeli występuje stały konflikt między wiernością modelu a jego prostotą, stąd więc są one jedynie lepszym lub gorszym odzwierciedleniem rzeczywistości. Świadome i umiejętne posługiwanie się modelami zadań operacyjnych jest konieczne ze względu na to, że pozwalają one wnikać głębiej w rozpatrywane zagadnienie i ujawnić przez dedukcję niedostrzeżalne albo niedoceniane poprzednio związki przyczynowo-skutkowe, które mają niekiedy decydujące znaczenie w danych rozważaniach.

Ogólny model zadań operacyjnych można sformułować w następujący sposób:

Niech  $f(x_j)$ ,  $j \in (\overline{1, n})$ , będzie funkcją  $n$  zmiennych decyzyjnych  $x_j$ ,  $j \in (\overline{1, n})$ , przyjmującą wartości rzeczywiste i niech skończone dyskretne zbiory  $X_i$ ,  $i \in J$  będą zbiorami różnych wartości zmiennych  $x_j$ ,  $j \in (\overline{1, n})$ . Oznaczmy symbolem  $X$  iloczyn kartezjański zbiorów  $X_i$ ,  $i \in J$ . Wówczas zadanie operacyjne polega na znalezieniu takich  $a^* \in A$ , gdzie  $A \subset X$ , dla których

$$\text{optimum } f(a) = f(a^*) \quad (2.1)$$

Ponieważ zbiór  $X$  jest skończony, to możemy napisać:

$$A = \{a_k\}, \quad k \in (\overline{1, m}) \quad (2.2)$$

Dalej zbiór  $A$  będziemy nazywali zbiorem rozwiązań dopuszczalnych, a  $f(a)$  — funkcją celu.

Modele zadań operacyjnych klasyfikuje się zależnie od stanu parametrów w danym systemie (p. 1.1), przy czym wyróżnia się na ogół ich cztery rodziny:

- a) modele deterministyczne,
- b) modele probabilistyczne,
- c) modele statystyczne,
- d) modele strategiczne.

W modelach deterministycznych występują parametry stałe, pewne i znane, problem więc sprowadza się do zagadnienia podejmowania decyzji w warunkach pewności. Zagadnienie podejmowania decyzji w warunkach pewnego ryzyka występuje w modelach probabilistycznych i statystycznych. Modele probabilistyczne i statystyczne charakteryzuje to, że występuje w nich przynajmniej jeden parametr niepewny,

który jest zmienną losową, przy czym w modelach probabilistycznych znany jest jego prawdopodobny rozkład, a w modelach statystycznych rozkład ten można określić na podstawie danych statystycznych. Wreszcie w modelach strategicznych występuje przynajmniej jeden parametr, który może przyjmować dowolną wartość z wielu wartości znanego zbioru. Wtedy problem sprowadza się do zagadnień podejmowania decyzji w warunkach niepewności.

Model zadań operacyjnych powinien wyjaśnić: jakie cele należy osiągnąć, jakie trudności trzeba pokonać, jakimi zasobami dysponujemy, jakie ograniczenia występują w przypadku każdego możliwego do przyjęcia rozwiązania oraz jakim kryterium należałoby posługiwać się do oceny dobroci możliwego rozwiązania. Takie postawienie problemu można uzyskać jedynie w wyniku formalizacji problemu [24], a więc przez przejście od koncepcji do informacji. Ten krok jest konieczny, bowiem dużo bardziej są użyteczne opisy symboliczne niż opisy słowne, gdyż można nimi z łatwością operować posługując się logiką matematyczną w wykrywaniu implikacji ukrytych w koncepcji.

Oczywiście ten sam model może służyć do opisu kilku różnych zjawisk fizycznych jak również to samo zjawisko może być opisane przez kilka różnych modeli.

Pewien szczególny rodzaj modeli tworzy rodzina modeli zadań operacyjnych, sformułowana na dobranych odpowiednio grafach ważonych  $G = \langle X, U; P \rangle$ . W tym przypadku w zbiorze  $A$  rozwiązań dopuszczalnych poszukujemy dwóch własności: — własności numerycznej, np. kosztu danego rozwiązania; — własności topologicznej, np. pewnego szczególnego grafu częściowego (grafu minimalnie spójnego, drogi itp.).

W przedstawionym tu kontekście podano niżej przykłady praktycznego zastosowania modelu deterministycznego sformułowanego na grafach (p. 3.2).

Sformułowanie modeli typowych zadań operacyjnych można między innymi znaleźć w [15] i [45].

### 2.2.2. Metody rozwiązywania zadań operacyjnych

Zadanie operacyjne (2.1) można rozwiązać obliczając  $f(a_k)$  dla wszystkich  $k \in (1, m)$  i wybierając spośród nich optymalne. Taką operację będziemy dalej nazywali przeglądem zupełnym zbioru  $A$ . Jednak w konkretnych zadaniach operacyjnych zwykle  $m$  jest tak wielkie, że przegląd zupełny elementu zbioru  $A$  jest praktycznie nie realizowalny.

Zasadniczym celem badań operacyjnych jest konstrukcja algorytmów (metod) rozwiązywania zadania (2.1), które wymagają znacznie mniej operacji niż przegląd zupełny zbioru argumentów. Metody matematyczne stosowane w badaniach operacyjnych należą do wielu różnych dyscyplin matematycznych, jak np. analiza matematyczna, rachunek prawdopodobieństwa, statystyka matematyczna, teoria kolejek, teoria gier itp., jednak wspólnym ich elementem jest naukowe przygotowanie decyzji i badanie różnych możliwości wraz z ich konsekwencjami. W każdej z tych

metod istnieją różne szczegółowe rozwiązania; te szczegółowe rozwiązania można na ogół zaliczyć do jednej z trzech rodzin sposobu realizacji:

- metody płaszczyzn odcinających,
- metody kombinatoryczne,
- metody poszukiwania losowego i inne metody przybliżone.

Ideą metody płaszczyzn odcinających jest regularyzacja zadania. Regularyzacja zadania polega na chwilowym nadaniu dodatkowych warunków, które ułatwiają rozwiązanie zadania, a następnie na stopniowym wycofywaniu się z narzuconych warunków i rozwiązaniu zadania w sposób dokładny. Dodatkowe ograniczenia można interpretować jako hiperpłaszczyzny, które początkowo zmniejszają obszar  $A$  zbioru rozwiązań dopuszczalnych zadania. Dlatego dla tych metod spotyka się często w literaturze nazwę metody odcięć.

Metody kombinatoryczne są znane również pod nazwą metod sterowanego przeglądu. Istota tych metod polega na całkowitym wykorzystaniu skończoności zbioru  $A$ . Idea ta jest znana pod nazwą metod podziału i ograniczeń. Sposób realizacji w tych metodach polega na podziale zbioru rozwiązań dopuszczalnych na podzbiory, dla których znajduje się dolną (lub górną) granicę funkcji celu. Podzbiory, dla których znalezione oszacowanie jest gorsze niż aktualnie najlepsze rozwiązanie, są odrzucone. Jeden z pozostałych podzbiorów dzielony jest w dalszym ciągu. Procedura podziału zostaje przerwana z chwilą, gdy znalezione zostanie rozwiązanie dopuszczalne o koszcie nie większym niż oszacowanie dla każdego z podzbiorów.

Zainteresowanie metodami przybliżonymi wiąże się z trudnościami, jakie napotyka się często przy stosowaniu metod dokładnych. Dotyczy to szczególnie zadań odnoszących się do konkretnych zastosowań. Dlatego też jest bardzo duża różnorodność tych metod. Zasada polega na symulacji parametrów i obliczaniu funkcji celu. Po wielokrotnym stosowaniu wybiera się rozwiązanie najlepsze.

Przez pojęcie efektywności metody należy rozumieć ilość uogólnionych operacji potrzebnych do rozwiązania zadania (2.1) o danym wymiarze  $n$ . Niestety, w wielu metodach [9] bardzo trudno wprowadzić pojęcie uogólnionej operacji i — co więcej — okazuje się, że czas potrzebny na osiągnięcie optimum silnie zależy od konkretnych danych liczbowych. W tej sytuacji ocena efektywności danej metody staje się zadaniem bardzo trudnym, w związku z czym często przez efektywność rozumie się czas potrzebny do rozwiązania zadania (2.1) o danym wymiarze z uwzględnieniem podanych uwag.

Rozwiązanie zadania (2.1) jest związane z mniej lub więcej zupełnym przeglądem zbioru wyników obliczeń pośrednich albo też  $f(a)$ . Mówimy, że dana metoda dopuszcza dekompozycję w czasie, jeśli obliczenia można przerwać w dowolnej chwili, a następnie w prosty sposób odtworzyć miejsce, w którym przerwano obliczenia po to, aby je kontynuować. Dekompozycja rozwiązania zadania operacyjnego polega na podziale zbioru danych wyjściowych lub wyników obliczeń pośrednich na dwa niepuste podzbiory, a następnie przesłaniu jednego z nich do pamięci zewnętrznej



emc i wykonaniu obliczeń kolejno na dwóch tych podzbiorach z tym, że wartość  $f(a^*)$  po wykonaniu tych operacji nie ulega zmianie.

Należy wreszcie zaznaczyć, że optymalizacja w węższym zakresie i optymalizacja w pewnym wyższym zakresie mogą być również zupełnie różnymi zagadnieniami i na ogół nie można sądzić, że zagadnienie optymalizacji w pełnym zakresie jest trudniejsze zarówno w sformułowaniu, jak i przy rozwiązywaniu tylko ze względu na swój szerszy kontekst.

### 2.3. Automatyzacja procesów projektowania

Sprawność całego procesu projektowania w technice bardzo zależy od sprawności w manipulowaniu danymi, od łatwości dostępu do dowolnej informacji, w dowolnej kolejności i w dowolnym momencie. Stąd też wyłania się tendencja dążenia do stosowania automatyzacji w procesie projektowania. Automatyzacja procesów projektowania powinna zmierzać do przekazania prac zrutynizowanych elektronicznej maszynie cyfrowej (emc), a także do przekazania jej tej części działań syntezy, która nosi cechy procesów logicznych dających się algorytmizować.

Praca projektanta, oprócz części opisowej, wyraża się z reguły obliczeniami i rysunkami, dlatego też zarysowały się bieżąco dwa podstawowe kierunki wyjściowe rozwoju prac nad elektroniczną techniką automatyzacji procesów projektowania; są to:

- elektroniczna technika obliczeniowa (eto),
- elektroniczna technika graficzna (etg).

Obserwuje się zastosowanie eto w dwu podstawowych kierunkach:

- do automatyzacji pracochłonnych i często powtarzalnych obliczeń, w wyniku której uzyskuje się możliwość poszukiwania rozwiązań optymalnych koncepcji projektowych;
- do automatyzacji trudnych obliczeń, których ze względu na brak możliwości wykonania w czasie realnym w ogóle nie wykonywało się zastępując je wyłącznie obliczeniami przybliżonymi.

Opracowania rysunkowe w pracach projektowych można ująć w cztery grupy: szkice, schematy, rysunki techniczne i wykresy matematyczne, przy czym możliwości zastosowania etg odnoszą się odpowiednio do grupy czwartej, a częściowo do grupy drugiej i trzeciej, natomiast nie odnoszą się do grupy pierwszej.

Obok właściwej automatyzacji istotne znaczenie ma mechanizacja prac projektowych. Rozgraniczenie tych dwóch dziedzin w odniesieniu do procesów projektowania jest istotne, ale niekiedy problematyczne, gdyż w pewnych przypadkach trudno ustalić, czy ma się do czynienia z częściową automatyzacją, czy z wyższymi stopniami mechanizacji prac projektowych. Mechanizacja prac projektowych to szybko działające kopiarki, powielacze, monogramy, kartoteki zbiorów informacji itp.



Teoria automatyzacji procesów projektowania składa się jak dotychczas z oddzielnych prób rozważania prostych przypadków szczególnych. Osiągnięcia techniczne dotyczą tylko oddzielnych zastosowań, przy czym bazują one raczej na intuicyjnie prostych rozwiązaniach. Świadczy to o dość jeszcze wczesnym stadium ich rozwoju, jednak wiele wskazuje na to, że stan ten już w niedługim czasie ulegnie zasadniczej zmianie.

Z rosnącą progresywnie liczbą publikacji [2, 37, 24, 4, 28, 23] na ten temat wynika, że obecnie są już prowadzone odpowiednie prace przygotowawcze zmierzające do zautomatyzowania wszystkich możliwych procesów projektowania. Prace przygotowawcze polegają na:

- ewidencji powtarzalnych operacji i procesów jednostkowych,
- opracowywaniu nowych metod obliczeniowych i ewidencji modeli numerycznych dla typowych, powtarzalnych operacji i procesów jednostkowych,
- opracowywaniu programów obliczeniowych,
- stopniowym kompletowaniu systemów, rodzin, pakietów i bibliotek programów.

Zautomatyzowanie całości projektowania należy jednak jeszcze do odległej, trudnej do przewidzenia, przyszłości. Pełna automatyzacja wszystkich możliwych procesów projektowania w technice nie jest na razie możliwa ze względu na dość jeszcze niski ogólny stan wiedzy. Szczególnie odczuwa się to z powodu braku odpowiedniego aparatu dla formalnego zapisu modeli poszczególnych procesów.

### 3. METODY AUTOMATYZACJI PROCESÓW PROJEKTOWANIA SIECI INFORMACYJNYCH

#### 3.1. Metody analityczne

##### 3.1.1. Metoda statyczna

Obliczenie wartości strumienia przepływów docelowych  $r_{ij}$  wykonuje się według wzoru *Langera*:

$$r_{ij} = \frac{B_j \cdot k_{ij}}{\sum_{k=1}^n B_k \cdot k_{ik}} \cdot A_i \quad (3.1)$$

Obliczenia szczegółowe według tego wzoru są żmudne i pracochłonne, szczególnie odczuwa się to już przy rozwiązywaniu zadań rzędu większego niż 50. Dlatego więc w pracy [21] zostało podane ciekawe uogólnienie wzoru (3.1), w którym źródła i ujścia ruchu zostały zastąpione dowolnymi zbiorami źródeł i ujść, co w efekcie umożliwiło wprowadzenie dekompozycji zadań dużego rzędu na dowolną liczbę zadań rzędu mniejszego. W pracy tej również zaproponowano wprowadzenie auto-

matyzacji obliczeń na emc dla wzoru (3.1), w wyniku której został opracowany program WIETRA [48].

Zgodnie z definicją (1.44), łączny przepływ  $r''_{ij}$  w drodze  $Q_{ij}$  jest wyrażony wzorem

$$\bigwedge_{Q_{xy} \supset Q_{ij}} \left( r''_{ij} = \sum_{x,y \in X} r_{xy} \right) \quad (3.2)$$

Obliczenia łącznego przepływu  $r''_{ij}$ ,  $i, j \in X$ , dla wszystkich dróg w grafie  $G = \langle X, U; P \rangle$  danej sieci informacyjnej wymaga wykonania:

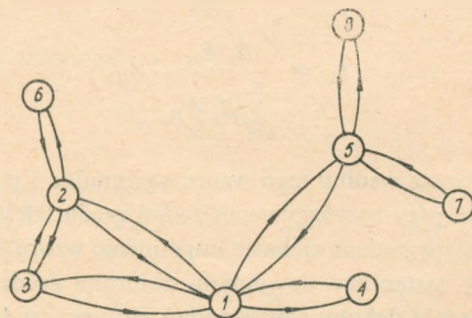
- czynności ustalenia, które z  $n^2$  różnych dróg  $Q_{xy}$  zawiera drogę  $Q_{ij}$  i w przypadku stwierdzenia faktu  $Q_{xy} \supset Q_{ij}$
- czynności dodawania  $r''_{ij} = \sum_{xy \in X} r_{xy}$ .

Ze względu na to, że obliczanie łącznego przepływu we wszystkich drogach grafu  $G = \langle X, U; P \rangle$  ma zasadnicze znaczenie w procesie syntezy sieci informacyjnej, podano niżej przykład liczbowy ilustrujący szczegółowo przebieg obliczeń.

### Przykład 3.1.

Obliczyć wartość łącznego przepływu w drogach  $Q_{ij}$  dla grafu  $G_8 = \langle X, U; P \rangle$  przedstawionego na rys. 3.1. Macierz wartości przepływów docelowych  $R$  jest dana równaniem (3.3):

$$R = [r_{ij}] = \begin{bmatrix} - & 3,3 & 2,0 & 1,9 & 1,5 & 2,1 & 1,6 & 1,6 \\ 2,9 & - & 3,3 & 2,6 & 2,9 & 2,7 & 3,1 & 3,2 \\ 3,3 & 2,0 & - & 1,5 & 1,6 & 2,6 & 1,7 & 1,8 \\ 2,1 & 2,7 & 1,8 & - & 2,1 & 1,7 & 2,3 & 2,4 \\ 1,9 & 2,4 & 1,6 & 1,7 & - & 1,5 & 2,3 & 2,7 \\ 1,7 & 2,1 & 1,4 & 1,5 & 1,7 & - & 1,8 & 1,9 \\ 1,8 & 2,3 & 1,6 & 1,6 & 1,8 & 1,5 & - & 2,0 \\ 2,4 & 3,0 & 2,0 & 2,2 & 2,4 & 1,9 & 2,5 & - \end{bmatrix} \quad (3.3)$$



Rys. 3.1

Rozważmy przykładowo drogę  $Q_{15}$ , dla której przebieg obliczeń jest następujący:

Drogi  $Q_{xy} \supset Q_{15}$ ;  $x = \{1, 2, 3, 4, 6\}$

$y = \{5, 7, 8\}$

Wartości przepływów:

$Q_{15}$	1, $u_{15}$ , 5	$r_{15} = 1,5$
$Q_{17}$	1, $u_{15}$ , 5, $u_{17}$ , 7	$r_{17} = 1,6$
$Q_{18}$	1, $u_{15}$ , 5, $u_{18}$ , 8	$r_{18} = 1,6$
		$\sum_{y \in \{5,7,8\}} r_{1y} = 4,7$

Na łączny przepływ w drodze  $Q_{15}$  podobnie wpływa:

$$\sum_{y \in \{5,7,8\}} r_{2y} = 9,2$$

$$\sum_{y \in \{5,7,8\}} r_{3y} = 5,1$$

$$\sum_{y \in \{5,7,8\}} r_{4y} = 6,8$$

$$\sum_{y \in \{5,7,8\}} r_{6y} = 5,4$$

$$\text{Ogółem } \sum_{x \in \{1,2,3,4,6\}} \sum_{y \in \{5,7,8\}} r_{xy} = 31,2$$

Przebieg obliczeń dla pozostałych dróg  $Q_{ij}$  w grafie jest analogiczny. W wyniku otrzymamy macierz łącznego przepływu  $R''$  dla wszystkich dróg w grafie  $G_8 = \langle X, U; P \rangle$ :

$$R'' = [r''_{ij}] = \begin{bmatrix} - & \underline{22,4} & \underline{9,0} & \underline{13,0} & \underline{31,2} & 8,7 & 10,5 & 10,9 \\ \underline{23,3} & - & \underline{4,7} & 4,1 & 14,6 & \underline{14,0} & 4,9 & 5,1 \\ \underline{9,9} & \underline{4,6} & - & 1,5 & 5,1 & 2,6 & 1,7 & 1,8 \\ \underline{15,1} & 4,4 & 1,8 & - & 6,8 & 1,7 & 2,3 & 2,4 \\ \underline{29,4} & 12,6 & 5,2 & 5,5 & - & 4,9 & \underline{15,3} & \underline{15,6} \\ 8,6 & \underline{12,1} & 1,4 & 1,5 & 5,4 & - & 1,8 & 1,9 \\ 8,8 & 3,8 & 1,6 & 1,6 & 12,6 & \underline{1,5} & - & 2,0 \\ 11,5 & 4,9 & 2,0 & 2,2 & 16,4 & \underline{1,9} & 2,5 & - \end{bmatrix} \quad (3.4)$$

W macierzy (3.4) podkreślono te drogi  $Q_{ij}$ , które są połączone łukami  $u_{ij} \in U$  w  $G_8 = \langle X, U; P \rangle$ , czyli spełniające  $Q_{ij} = u_{ij}$ .

Przykład ten był liczony przy założeniu rozplywu ruchu kolejno ze źródeł  $x \in \{1, 2, 3, 4, 6\}$  do ujść  $y \in \{5, 7, 8\}$ , oczywiście ten sam rezultat można otrzymać stosując metodę spływu ruchu kolejno do ujść  $y \in \{5, 7, 8\}$  ze źródeł  $x \in \{1, 2, 3, 4, 6\}$ .

Graniczne oszacowanie liczby operacji koniecznych do wykonania przedstawia się następująco:

$$W = |Q_{xy}| \cdot |Q_{ij}| = n^2 l \cdot n^2 l = n^4 l^2 \quad (3.5)$$

gdzie:  $W$  — liczba operacji;  $|Q_{xy}|$  — liczebność dróg w grafie  $G = \langle X, U; P \rangle$ ;  $l$  — średnia długość drogi  $Q_{xy}$  w grafie  $G = \langle X, U; P \rangle$ .

W konkluzji dotychczasowych rozważań można stwierdzić, że proces obliczeń łącznego przepływu w drogach grafu — w metodzie statycznej — polega na sukcesywnym obliczaniu w dwu etapach:

Etap 1. Obliczenie wartości strumieni przepływów docelowych  $r_{ij}$  według wzoru (3.1) dla grafu zupełnego  $G_{sz}$  (p. 1.3).

Etap 2. Obliczenie wartości łącznego przepływu  $r''_{ij}$  w drogach  $Q_{ij}$  dla grafu narzuconego przez wewnętrzną organizację danego systemu.

Statyczny sposób liczenia jest w praktyce często stosowany w zadaniach optymalizacyjnych, tj. wówczas gdy celem rozważań jest wybór optymalnej organizacji systemu informacyjnego dla ściśle określonego okresu czasu. W tym przypadku istnieje ta dogodność, że raz wykonane obliczenia w etapie pierwszym stanowią wspólną bazę wartości dla wszystkich rozważanych organizacji systemu. Oczywiście, z uwagi na to że proces postępowania w tej metodzie jest bardzo czasochłonny, ilość rozważanych organizacji systemu musi być ograniczona do kilku wariantów. W postępowaniu tradycyjnym optymalizacja w projektowaniu najczęściej była zastępowana projektowaniem alternatywnym, tzn. wybieraniem spośród kilku projektowanych wariantów najkorzystniejszego z nich. Wybrane rozwiązanie traktowano jako optymalne wówczas, gdy lepiej niż inne zaspokajało pewne kryteria kontrolne, zwykle o charakterze arbitralnym, formułowane niekiedy a posteriori w miarę postępującego rozpoznawania. Poszukiwania tego rodzaju rozwiązań pseudooptymalnych miały przeważnie charakter intuicyjny. Poszukiwanie optimum bezwzględnego dla określonego układu danych liczbowych i warunków w zasadzie nie występowało. Dlatego więc problem ten ma wielką wagę teoretyczną i gdyby udało się znaleźć efektywny algorytm rozwiązania tego problemu, byłoby to w połączeniu z metodami operacyjnymi (p. 2.2) równoważne znalezieniu efektywnych metod rozwiązywania zadań optymalizacyjnych dla sieci systemów informacyjnych. W niniejszym artykule jest przedstawiona — między innymi — próba zbliżenia się do tego celu.

### 3.1.2. Metoda dynamiczna

Jak już powiedziano, obliczenie łącznego przepływu  $r''_{ij}$  w drogach grafu metodą statyczną wymaga poprzedniego określenia wartości strumieni przepływów dla grafu zupełnego według wzoru (3.1). Z kolei do obliczeń tych wymagana jest znajomość wartości: elementów wektora źródeł  $A = [A_i]$ , elementów wektora ujść  $B = [B_j]$  oraz elementów macierzy współczynników zainteresowania  $K = [k_{ij}]$ .

Wartości elementów wektorów  $A = [A_i]$  i  $B = [B_j]$  określa się na podstawie analizy potrzeb danego systemu informacyjnego, natomiast wartości macierzy  $K = [k_{ij}]$  można uzyskać tylko w drodze analizy sieci istniejącej, a w przypadku sieci modernizowanych przez dodatkową analogię do niektórych fragmentów sieci istniejącej o podobnym charakterze. W tym miejscu wyłania się trudność w stosowaniu



metody statycznej do określenia rozptyłów ruchu w zadaniach inwestycyjnych, tj. w sieciach modernizowanych, przy określaniu bowiem wartości łącznego przepływu  $r_{ij}''$  w drogach dla grafu modernizowanej sieci pośredniczą wartości przepływów docelowych  $r_{ij}$  dla sieci podstawowej według grafu zupełnego, a z kolei z analizy sieci istniejącej nie wynikają współczynniki zainteresowania dla grafu zupełnego, lecz dla grafu istniejącego, który ma strukturę podobną do struktury grafu projektowanego w ramach modernizacji systemu.

Z uwagi na to, że struktury sieci informacyjnych ulegają dynamicznym zmianom (p. 1.1), w miarę postępujących inwestycji wewnątrz systemu, powstała konieczność opracowania innej, bardziej efektywnej metody liczenia rozptywu ruchu w sieci, która byłaby pozbawiona tej wady. Zadanie to zostało postawione i rozwiązane w pracy [21]. Tam też podano praktyczne zastosowanie nowej metody, zwanej metodą dynamiczną.

Wylimitowanie podanej wyżej trudności uzyskano w pracy [21] przez wykorzystanie własności dekompozycji sieci informacyjnej. Grafy podsystemów uzyskane w wyniku odpowiednich dekompozycji systemu mają struktury podstawowe, tj. graf zupełny lub graf promienisty. Zatem rozptyw ruchu dowolnej sieci można uzyskać bezpośrednio z wzoru (3.1), licząc początkowo rozptywy ruchu oddzielnie dla wszystkich podsystemów, a następnie łącząc ich końcowe efekty w jednym wspólnym rozptywie, zastępując wartości źródeł i ujść we wzorze (3.1) odpowiednimi sumami wartości źródeł i ujść dla zbiorów zgodnych z regułami uprzedniej dekompozycji.

Jednak z punktu widzenia automatyzacji obliczeń procesów projektowych (p. 2.3) metoda ta jest niewłaściwa, gdyż nie jest metodą kompleksową i wymaga przygotowywania dużej ilości szczegółowych danych związanych z pośrednią dekompozycją systemu. W miarę rozwoju procesów projektowania istotne jest zagadnienie rozszerzania zakresu kompleksowości automatyzacji obliczeń, która prowadzi początkowo do lepszego rozpoznania procesów, a następnie do ich dalszej automatyzacji. Z tych względów problem opracowania efektywnej metody bezpośredniej w ujęciu kompleksowym, przystosowanej do automatycznego liczenia łącznego przepływu w poszczególnych drogach dowolnego grafu jest nadal otwarty.

W wyżej podanym kontekście niniejszy artykuł przedstawia pewną propozycję rozwiązania tego problemu.

## 3.2. Metody numeryczne

### 3.2.1. Założenia metod numerycznych

Przez metodę numeryczną będziemy rozumieli każdą metodę teoretyczną lub analityczną, którą odpowiednio przygotowano i sprecyzowano w postaci konkretnego narzędzia obliczeniowego przy użyciu maszyny cyfrowej.

Można również metodę numeryczną przedstawić jako system, a dokładniej — jako system numeryczny lub system cyfrowy.

Zgodnie z wprowadzonymi definicjami (p. 1.1), każdy system można scharakteryzować za pomocą struktury konstrukcyjnej lub — w tym przypadku — struktury numerycznej i struktury funkcjonalnej.

Struktura numeryczna przedstawia złożone działania matematyczne za pomocą działań algebry elementarnej, a więc ciągu skończonych operacji, takich jak dodawanie, odejmowanie, mnożenie i dzielenie, natomiast struktura funkcjonalna ustala kolejność podstawienia wartości, czyli steruje procesem obliczeniowym.

Stosując metody numeryczne można zaprogramować i przeprowadzić na maszynie bardzo żmudne i złożone obliczenia. Możliwość wykorzystania programów na maszynę cyfrową rozszerza zasięg zastosowań metod analizy numerycznej. Z tego względu jest ona pod względem zastosowań bardziej ogólna i zwykle, gdy tylko rozwiązanie istnieje, pozwala je obliczyć. Ale programy numeryczne muszą być efektywne i dokładne. Nie wystarczy umieć rozwiązywać wystarczająco dokładnie za pomocą skończonej liczby operacji, trzeba jeszcze ze względów praktycznych tak projektować, aby czas i koszty potrzebne do uzyskania rozwiązania mieściły się w rozsądnych granicach. Zatem w praktyce istotne znaczenie ma wybór właściwej metody numerycznej.

W opracowywanej tu metodzie numerycznej mamy do czynienia z pewnym równaniem algebraicznym zastosowanym do teorii grafów, w związku z tym na metodę numeryczną będą składać się:

- struktura numeryczna równania algebraicznego,
- struktura numeryczna grafu  $G = \langle X, U; P \rangle$ , która, jak się okaże, będzie spełniać zadanie struktury funkcjonalnej.

Najistotniejszym aspektem struktury numerycznej dla równania algebraicznego powinno być to, żeby kolejne pozycje algorytmu tworzyły ciąg rekurencyjny [17, 38, 41], tzn. żeby w miarę możliwości obliczenia raz wykonane były w całości wykorzystane w dalszym procesie obliczeniowym.

Struktura numeryczna grafu określa właściwości topologiczne sieci, jej cechą charakterystyczną powinno być [17, 42], żeby każdy element grafu  $G = \langle X, U; P \rangle$  był w niej jednoznacznie określony.

Należy podkreślić, że główny cel metody numerycznej powinien być zawarty w strukturze numerycznej równania, natomiast struktura numeryczna grafu powinna pełnić funkcje pomocnicze, co zwłaszcza wyraża się tym, że w trakcie obliczeń na maszynie cyfrowej struktura numeryczna równania algebraicznego powinna być sterowana strukturą numeryczną grafu.

Z powyższych rozważań wynikają następujące założenia dla opracowywanej metody numerycznej, a mianowicie powinna być ona taka, aby:

- rozwiązanie zostało sprowadzone do elementarnych operacji arytmetycznych;
- rozwiązanie osiągnąć przy najmniejszym nakładzie czasu i pracy;
- liczba danych bezpośrednich zapamiętywanych przez maszynę nie była za dużą;
- można było realizować obliczenia dla sieci o wystarczająco dużym wymiarze;
- zapewniona została wymagana dokładność obliczeń.

3.2.2. Definicje

Definicje podane w niniejszym punkcie będą dotyczyć kryteriów uporządkowania grafu. Zanim jednak przystąpimy do określenia samych definicji, ustalmy, jaką klasę grafów można uporządkować:

Mówimy, że graf  $G = \langle X, U; P \rangle$  da się uporządkować [49, 44], jeżeli istnieje możliwość podziału zbioru jego wierzchołków (1.18), a ponadto spełnione są warunki

$$\bigwedge_{u \in U} u_{xy} \Rightarrow \bigwedge_{x \in X_i} y \in X_j \wedge (j > i) \tag{3.6}$$

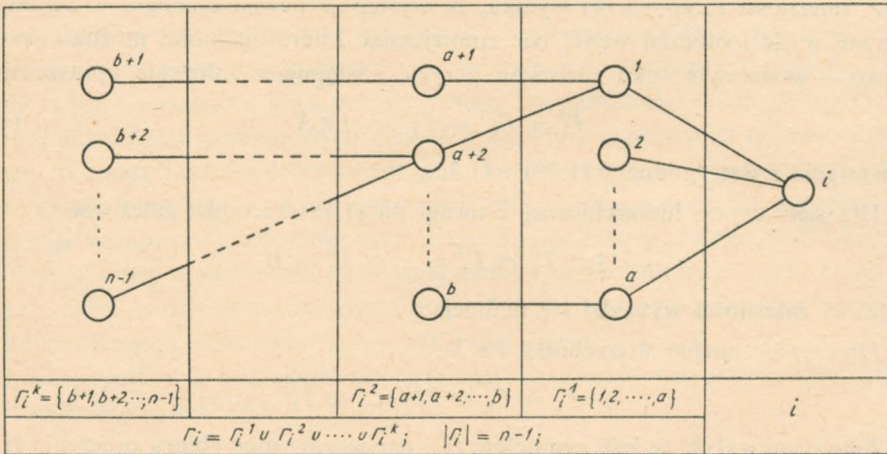
$$((I_x^- = 0) \wedge (I_x^+ \neq 0)) \Rightarrow x \in X_1 \tag{3.7}$$

$$((I_x^- \neq 0) \wedge (I_x^+ = 0)) \Rightarrow x \in X_N \tag{3.8}$$

Rozwinięcie grafu  $G$  spełniające te warunki będziemy nazywali uporządkowaniem grafu.

Łatwo zauważyć, że podstawowa (p. 1.3) sieć informacyjna, która ma strukturę czysto hierarchiczną, spełnia wymagane warunki uporządkowania grafu.

Definicje tu zastosowane, podane w dalszej części niniejszego rozdziału, dotyczą szczególnych przypadków kształtowania zbiorów  $X_i$ , a powstały odpowiednio przez



Rys. 3.2

indukcyjne uogólnienia definicji (1.20) otoczenia wyjścia z wierzchołka  $i \in X$  oraz definicji (1.19) otoczenia wejścia do wierzchołka  $i \in X$ .

Symboliczny zapis tych uogólnionych definicji przedstawia się następująco (rys. 3.2):

Otoczenia wyjścia 1 stopnia wierzchołka  $i \in X$ :

$$\Gamma_i^{+1} \doteq \{x \in X \mid \{u_{ix}\} \in U\} \tag{3.9}$$



otoczenie wyjścia 2 stopnia wierzchołka  $i \in X$ :

$$\Gamma_i^{-2} \doteq \{x \in X \mid \{u_{r_i^{-1}, x}\} \in U\} \quad (3.10)$$

.....

otoczenie wyjścia  $k$  stopnia wierzchołka  $i \in X$ :

$$\Gamma_i^{-k} \doteq \{x \in X \mid \{u_{r_i^{-(k-1)}, x}\} \in U\} \quad (3.11)$$

Otoczenie wejścia 1 stopnia wierzchołka  $i \in X$ :

$$\Gamma_i^{-1} \doteq \{x \in X \mid \{u_{x, i}\} \in U\} \quad (3.12)$$

otoczenie wejścia 2 stopnia wierzchołka  $i \in X$ :

$$\Gamma_i^{-2} \doteq \{x \in X \mid \{u_{x, r_i^{-1}}\} \in U\} \quad (3.13)$$

.....

otoczenie wejścia  $k$  stopnia wierzchołka  $i \in X$ :

$$\Gamma_i^{-k} \doteq \{x \in X \mid \{u_{x, r_i^{-(k-1)}}\} \in U\} \quad (3.14)$$

Oznaczenie  $k$  jest zgodne z (1.31).

Z zależności (3.9)÷(3.14) wynika, że występuje pewna analogia w definicjach otoczeń wyjść i otoczeń wejść. Nie zmniejszając zatem ogólności można — początkowo — w dalszym toku rozważań przyjąć następujące założenie upraszczające:

$$\Gamma_i^l = \Gamma_i^{-l} = \Gamma_i^{-l}, \quad i \in X \quad (3.15)$$

Oznaczenie  $l$  jest zgodne z (1.28) i (1.32).

Dla sieci czysto hierarchicznej z uwagi na (1.18) zachodzi zależność

$$i \cap \Gamma_i^1 \cap \Gamma_i^2 \cap \dots \cap \Gamma_i^k = \emptyset \quad (3.16)$$

Z tej zależności wywodzi się definicja:

Otoczenie zupełne wierzchołka  $i \in X$ :

$$\Gamma_i \doteq \Gamma_i^1 \cup \Gamma_i^2 \cup \dots \cup \Gamma_i^k \quad (3.17)$$

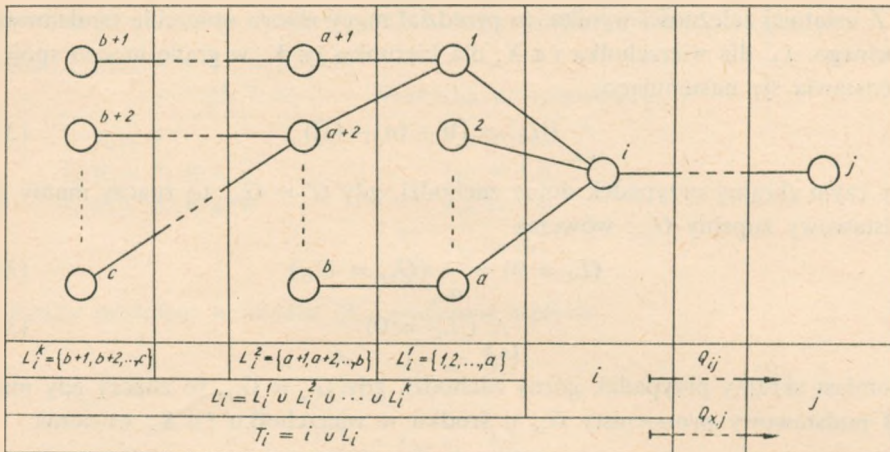
Łatwo zauważyć, że jeśli symbolem  $|\Gamma_i|$  oznaczymy moc zbioru otoczenia zupełnego (liczebność wierzchołków będących w otoczeniu zupełnym wierzchołka  $i \in X$ ), to dla grafu mocno spójnego zachodzi

$$\bigwedge_{i \in X} (|\Gamma_i| = n-1) \quad (3.18)$$

Obecnie zostanie podana definicja otoczenia tandemowego wierzchołka  $i \in X$  dla określonego kierunku (rys. 3.3).

Definicja otoczenia tandemowego wierzchołka  $i \in X$  dla kierunku  $j \in X$  tym różni się od definicji otoczenia wejścia (wyjścia) wierzchołka  $i \in X$ , że dotyczy tylko tych kierunków  $j \in X$ , których najkrótsza droga  $Q_{xy}$  zawiera drogę  $Q_{ij}$ .





Rys. 3.3

Symboliczny zapis otoczenia tandemowego wierzchołka  $i \in X$  różnych stopni dla kierunku  $j \in X$  jest następujący:

Otoczenie tandemowe 1 stopnia wierzchołka  $i \in X$  dla kierunku  $j \in X$

$$L_i^1 \doteq \{x \in \Gamma_i^1 \mid [(Q_{xy} \supset Q_{ij}) \wedge x, y \notin i]\} \tag{3.19}$$

otoczenie tandemowe 2 stopnia wierzchołka  $i \in X$  dla kierunku  $j \in X$

$$L_i^2 \doteq \{x \in \Gamma_i^2 \mid [(Q_{xy} \supset Q_{ij}) \wedge x, y \notin (i \cup L_i^1)]\} \tag{3.20}$$

.....

otoczenie tandemowe  $k$  stopnia wierzchołka  $i \in X$  dla kierunku  $j \in X$

$$L_i^k \doteq \{x \in \Gamma_i^k \mid [(Q_{xy} \supset Q_{ij}) \wedge x, y \notin (i \cup L_i^1 \cup L_i^2 \cup \dots \cup L_i^{(k-1)})]\} \tag{3.21}$$

Analogicznie do poprzedniego, dla sieci czysto hierarchicznej zachodzi zależność:

$$i \cap L_i^1 \cap L_i^2 \cap \dots \cap L_i^k = \emptyset \tag{3.22}$$

Z tej zależności wywodzą się dalsze definicje:

Otoczenie tandemowe zupełne wierzchołka  $i \in X$  dla kierunku  $j \in X$

$$L_i = L_i^1 \cup L_i^2 \cup \dots \cup L_i^k \tag{3.23}$$

Zbiór wierzchołków tandemu  $i \in X$  dla kierunku  $j \in X$ :

$$T_i = i \cup L_i \tag{3.24}$$

Nietrudno zauważyć, że ogólnie

$$L_i \subset \Gamma_i \tag{3.25}$$

W przypadkach szczególnych natomiast zachodzi zależność

$$\bigwedge_{i \in X} \left( \bigvee_{G'} (L_i = \emptyset) \wedge \bigvee_{G''} (L_i = \Gamma_i) \right) \tag{3.26}$$

Z ostatniej zależności wynika, że przedział mocy zbioru otoczenia tandemowego zupełnego  $|L_i|$  dla wierzchołka  $i \in X$ , dla kierunku  $j \in X$ , w grafie mocno spójnym przedstawia się następująco:

$$\bigwedge_{i \in X} (|L_i| = [0 \div (n-1)]) \quad (3.27)$$

przy czym skrajny przypadek dolny zachodzi, gdy  $G' = G_{sz}$ , to znaczy mamy graf podstawowy zupełny  $G_{sz}$ ; wówczas

$$(L_i = \emptyset) \Leftrightarrow \bigwedge_{Q_{xy}} (Q_{xy} = U_{xy}) \quad (3.28)$$

$$\bigwedge_{i \in X} (|L_i| = 0) \quad (3.29)$$

natomiast skrajny przypadek górny zachodzi, gdy  $G'' = G_{sp}$ , to znaczy gdy mamy graf podstawowy promienisty  $G_{sp}$  o środku w wierzchołku  $i \in X$ ; wówczas

$$(L_i = L_i^1 = I_i^1 = I_i^1) \Leftrightarrow \bigwedge_{Q_{xy}} \bigvee_{Q_{ij}} (Q_{xy} \supset Q_{ij}) \quad (3.30)$$

$$\bigwedge_{x \in X} \bigvee_{i \in X} |L_i| = |I_i| = (n-1) \quad (3.31)$$

Można zauważyć, że symbol  $\Gamma_i^{l+1}$  jest operatorem. Wierzchołki  $x \in X$  lub zbioru wierzchołków  $X_i \subset X$  poddane jednokrotnemu działaniu tego operatora zwiększają stopień otoczenia o jeden. Zatem pod wpływem działania operatora  $\Gamma_i^{l+1}$  powstaje proces oddalania się od wierzchołka  $i \in X$ . Oczywiście, operator  $\Gamma_i^{l+1}$  można stosować wielokrotnie. Ogólny zapis symboliczny definicji operatora oddalania  $\Gamma_i^{l+1}$  można przedstawić następująco:

$$\begin{aligned} (\Gamma_i^{l+1}(x) \doteq \Gamma_i^l[\Gamma_i^l(x)]) &\Leftrightarrow (\bigwedge_{x \in X} \bigwedge_{l \in \{1, k\}} (\Gamma_i^{l+1}(x) \Rightarrow (x \in \Gamma_1^l : = \\ &= y \in \Gamma_i^{l+1} | (u_{xy} \wedge u_{yx})))) \end{aligned} \quad (3.32)$$

W podobny sposób można zdefiniować proces odwrotny, tj. proces przybliżania. Ogólny zapis symboliczny definicji operatora przybliżania  $\Gamma_i^{l-1}$  można przedstawić następująco:

$$\begin{aligned} (\Gamma_i^{l-1}(x) \doteq \Gamma_i^l[\Gamma_i^l(x)]) &\Leftrightarrow (\bigwedge_{x \in X} \bigwedge_{l \in \{1, k\}} (\Gamma_i^{l-1}(x) \Rightarrow (x \in \Gamma_1^l : = \\ &= y \in \Gamma_i^{l-1} | (u_{xy} \wedge u_{yx})))) \end{aligned} \quad (3.33)$$

Operatory  $\Gamma_i^{l+1}(x)$  i  $\Gamma_i^{l-1}(x)$  wprowadzone w niniejszym punkcie są konieczne do tego, aby można było łączyć wspólną relację wierzchołki należące do różnych stopni otoczenia wierzchołka  $i \in X$ .

Definicje operatorów (3.32) i (3.33) są sformułowane w sposób ogólny, więc nie wprowadzają żadnych ograniczeń odnośnie do charakteru podzbioru  $X_i \subset X$ . Uzyskuje się przez to prawo do stosowania operatorów  $\Gamma_i^{l+1}(x)$  i  $\Gamma_i^{l-1}(x)$  bez ograniczeń, zwłaszcza zarówno do otoczeń wejścia, wyjścia, jak i do otoczeń tandemowych wierzchołka  $i \in X$ .

3.2.3. Struktura numeryczna równania algebraicznego

Celem rozważań niniejszego rozdziału jest opracowanie struktury numerycznej lub — inaczej — modelu numerycznego dla równań (3.2) i (3.1).

Model numeryczny równania algebraicznego przede wszystkim jest związany z formą zapisu tego równania. Oczywiście, dąży się przy tym do tego, aby forma zapisu postaci numerycznej danego równania była możliwie najprostsza. Dlatego więc, zanim przystąpimy do przedstawienia samej metody, przekształcimy równanie (3.2) do możliwie prostej postaci.

Zgodnie z wprowadzonymi w poprzednim rozdziale definicjami otrzymamy

$$Q_{xy} \overset{\Delta}{\supset} Q_{ij} \left( r''_{ij} = \sum_{x,y \in X} r_{xy} = \sum_{x \in T_i} \sum_{y \in T_j} r_{xy} \right) \tag{3.34}$$

Zgodnie z definicją (1.42) łączny przepływ wychodzący  $r'_{xy}$  w danej drodze  $Q_{xy}$  z danego źródła  $x \in X$  do wszystkich ujść  $y \in X$  należących do podzbioru  $T_j$  jest określony zależnością

$$r'_{xy} = \sum_{y \in T_j} r_{xy} \tag{3.35}$$

Wprowadzając (3.35) do (3.34) otrzymamy

$$r''_{ij} = \sum_{x \in T_i} r'_{xy} \tag{3.36}$$

Przedstawienie problemu (3.34) w postaci (3.35) i (3.36) jest pod względem obliczeń numerycznych znacznie korzystniejsze, bowiem zarówno pod względem formy zapisu, jak i pod względem obszarów sumowania obie te postacie są takie same. W związku z tym metoda numeryczna będzie już w całości określana, jeśli uda nam się ustalić reguły obliczeń dla jednego z tych równań.

Zanalizujemy przykładowo równanie (3.35) zapisane w postaci standardowej na tle fragmentu sieci informacyjnej przedstawionej na rys. 3.3

$$r'_{xy} = \sum_{y \in T_j} r_{xy} = r_{xj} + \sum_{y \in L_j^1} r_{xy} + \sum_{y \in L_j^2} r_{xy} + \dots + \sum_{y \in L_j^{k-1}} r_{xy} + \sum_{y \in L_j^k} r_{xy} \tag{3.37}$$

Występuje tu typowy przykład superpozycyjnego sumowania wartości w obszarze o strukturze hierarchicznej, którą z kolei można uporządkować rekurencyjnie, podobnie jak uczyniono w schemacie *Hornera* [38] przez wielokrotne zastosowanie operatora (3.32) oddalania  $\Gamma_i^{l+1}(x)$ . W tym celu czynimy następujące podstawienie:

$$\begin{aligned} L_j^2(x) &= \Gamma_j^1(\Gamma_j^1(x)) \\ L_j^3(x) &= \Gamma_j^1(\Gamma_j^1(\Gamma_j^1(x))) \\ &\dots \dots \dots \\ L_j^l(x) &= \Gamma_j^1(\Gamma_j^1(\Gamma_j^1(\dots(\Gamma_j^1(x))\dots))) \end{aligned} \tag{3.38}$$

Po wstawieniu obszarów (3.38) do równania (3.37) i wyciągnięciu przed nawias znaków sumy o wspólnym obszarze sumowania otrzymamy wymagany efekt

$$r'_{xy} = r_{xy} + \sum_{y \in T_j^1} \left( r_{xy} + \sum_{y \in T_j^1} \left( \dots \left( r_{xy} + \sum_{y \in T_j^1} \left( r_{xy} + \sum_{y \in T_j^1} r_{xy} \right) \dots \right) \right) \right) \quad (3.39)$$

Zależność (3.39) podaje przebieg obliczeń łącznego rozptywu ruchu z wierzchołka  $x$  do wszystkich pozostałych wierzchołków sieci  $y$ ,  $x, y \in X$ , przy czym struktura funkcjonalna obliczeń musi uwzględniać kolejność podstawień zgodną z regułami procesu odwrotnego, a więc zgodną z regułami operatora (3.33) przybliżania  $I^{n-1}(x)$ .

Analogicznie do (3.39) można przedstawić równanie (3.36)

$$r''_{ij} = r'_{iy} + \sum_{x \in T_i^1} \left( r'_{xy} + \sum_{x \in T_i^1} \left( \dots \left( r'_{xy} + \sum_{x \in T_i^1} \left( r'_{xy} + \sum_{x \in T_i^1} r'_{xy} \right) \dots \right) \right) \right) \quad (3.40)$$

Model numeryczny problemu (3.34) przedstawiony równaniami (3.39) i (3.40) ma niezależnie od praktycznie niezbędnej w metodach numerycznych własności uporządkowania rekurencyjnego jeszcze jedną bardzo istotną zaletę, a mianowicie tę, że w poszczególnych krokach obliczeniowych wystarczy korzystać z danych dotyczących tylko najbliższego otoczenia. Ta własność wpływa w sposób zasadniczy na uproszczenie struktury funkcjonalnej obliczeń.

W podanej wyżej analizie numerycznej przyjęto ciche założenie, że łączny ruch w poszczególnych drogach powstaje w wyniku zsumowania rozptywu ruchu z poszczególnych źródeł, oczywiście ten sam efekt można otrzymać w wyniku zsumowania wpływów ruchu do poszczególnych ujść, a mianowicie:

$$\bigwedge_{Q_{xy} \supset Q_{ij}} \left( r''_{ij} = \sum_{x, y \in X} r_{xy} = \sum_{y \in T_j} \sum_{x \in T_i} r_{xy} \right) \quad (3.41)$$

Zgodnie z definicją (1.43) łączny przepływ przychodzący  $r'_{xy}$  w danej drodze  $Q_{xy}$  do danego ujścia  $y \in X$  ze wszystkich źródeł  $x \in X$  należących do podzbioru  $T_i$  jest określony zależnością

$$r'_{xy} = \sum_{x \in T_i} r_{xy} \quad (3.42)$$

Stosując dalszą analogię otrzymamy

$$r''_{ij} = \sum_{x \in T_j} r'_{xy} \quad (3.43)$$

$$r'_{xy} = r_{iy} + \sum_{x \in T_i^1} \left( r_{xy} + \sum_{x \in T_i^1} \left( \dots \left( r_{xy} + \sum_{x \in T_i^1} \left( r_{xy} + \sum_{x \in T_i^1} r_{xy} \right) \dots \right) \right) \right) \quad (3.44)$$

$$r''_{ij} = r'_{xj} + \sum_{y \in T_j^1} \left( r'_{xy} + \sum_{y \in T_j^1} \left( \dots \left( r_{xy} + \sum_{y \in T_j^1} \left( r_{xy} + \sum_{y \in T_j^1} r_{xy} \right) \dots \right) \right) \right) \quad (3.45)$$



Zależność (3.39) daje pełną informację o wartościach rozplywu ruchu z poszczególnych źródeł, natomiast zależność (3.44) odpowiednią informację, lecz o wartościach spływu ruchu do poszczególnych ujść.

Łączne przepływy w sieci można obliczać w sposób dowolny, to znaczy, te same wyniki łącznego przepływu można otrzymać stosując bądź to wzory (3.39) i (3.40), bądź też (3.44) i (3.45).

Pełną informację o wartościach rozplywu ruchu z poszczególnych źródeł można również otrzymać w inny sposób, mianowicie:

Podstawiając wzór (3.1) do zależności (3.34), otrzymamy

$$r''_{xy} = \sum_{x \in T_i} \sum_{y \in T_j} \frac{A_x}{\sum_{k=1}^n B_k \cdot k_{xk}} \cdot k_{xy} \cdot B_y \quad (3.46)$$

Wprowadzamy dodatkowo definicje

Zbiór wartości wszystkich źródeł  $A'_x$  z obszaru tandemu  $T_i$  oraz zbiór wartości wszystkich ujść  $B'_y$  z obszaru tandemu  $T_j$  wynosi odpowiednio

$$A'_x = \sum_{x \in T_i} A_x \quad B'_y = \sum_{y \in T_j} B_y \quad (3.47)$$

Współczynnik zainteresowania ruchem  $A'_x$  źródeł tandemu  $T_i$ , w zbiorze ujść  $B'_y$  tandemu  $T_j$  wynosi

$$k'_{xy} = k_{T_i, T_j} \quad (3.48)$$

Uwzględniając wprowadzone definicje w zależności (3.46) otrzymamy numeryczną postać wzoru Langer'a

$$r''_{xy} = \frac{A'_x}{\sum_{k=1}^n B_k k_{xk}} \cdot k'_{x,y} B'_y \quad (3.49)$$

Wartości  $A'_x$  i  $B'_y$  oblicza się w podobny sposób, jak poprzednio obliczało się  $r'_{xy}$  i  $r''_{xy}$ , mianowicie

$$A'_x = A_i + \sum_{x \in T_i^1} \left( A_x + \sum_{x \in T_i^1} \left( \dots \left( A_x + \sum_{x \in T_i^1} \left( A_x + \sum_{x \in T_i^1} A_x \right) \dots \right) \right) \right) \quad (3.50)$$

$$B'_y = B_j + \sum_{y \in T_j^1} \left( B_y + \sum_{y \in T_j^1} \left( \dots \left( B_y + \sum_{y \in T_j^1} \left( B_y + \sum_{y \in T_j^1} B_y \right) \dots \right) \right) \right) \quad (3.51)$$

### 3.2.4. Struktura numeryczna grafu

Modele tym różnią się od rzeczywistości, że uwzględniają tylko te własności rzeczywistości, które są w danym przypadku istotne. I tak na przykład graf jest mo-

delem topologicznym figur geometrycznych, a z kolei macierz incydencji lub też macierz relacji są modelami numerycznymi grafu. Oczywiście, elementy każdego z tych dwóch modeli numerycznych porządkują w pewien sposób graf, ale uwzględniając inne jego własności jako istotne.

Na tym tle można już sprecyzować cel rozważań, a mianowicie należy opracować taki model numeryczny grafu, który mógłby sterować maszyną cyfrową w ten sposób, aby przebieg procesu obliczeniowego modelu numerycznego równania algebraicznego był zgodny z regulaminem obliczeń przewidzianym przez operator (3.33) przybliżania  $\Gamma_i^{l-1}(x)$ .

Z powyższego sformułowania problemu natychmiast wynika schemat postępowania, odpowiedni do budowy modelu numerycznego grafu, a więc należy zapisać graf w postaci macierzy tandemów  $T$ , a następnie utworzyć macierz  $t$  transformat przez zadziałanie operatorem przybliżania  $\Gamma_i^{l-1}(x)$  na każdy element macierzy tandemów  $T$ .

Macierz tandemów  $T$  tworzy się (3.24) w następujący sposób:

Wiersz  $i$  macierzy tandemów  $T_i$  stanowi uporządkowanie grafu względem wierzchołka  $i \in X$ , przy czym wierzchołki w poszczególnych wierszach porządkuje się w kolejności nie malejącej z uwagi na długość  $l_{ix}$  drogi  $Q_{ix}$ . W przypadku  $l_{ij} = l_{ik}$  wierzchołek  $j \in X$  poprzedza wierzchołek  $k \in X$ , jeśli  $j < k$ . W ten sposób miejsce każdego wierzchołka w macierzy tandemów  $T$  jest jednoznacznie określone.

Zgodnie z przedstawionymi regułami mamy

$$T = [T_{i,j}] = \begin{bmatrix} T_1 \\ T_2 \\ \cdot \\ \cdot \\ \cdot \\ T_n \end{bmatrix} \quad (3.52)$$

gdzie

$$T_i = [i, L_i] = [i, L_i^1, L_i^2, \dots, L_i^k] \quad (3.53)$$

Wprowadźmy dodatkowe oznaczenie  $L_{ij}^l$ , które czytamy: wierzchołek  $j$  znajduje się w otoczeniu tandemowym 1 stopnia wierzchołka  $i$ ,  $i, j \in X$ ,  $l \in (1, k)$ ; wówczas

$$T_i = [T_{i,j}] = [i, L_{i,2}^1, L_{i,3}^1, \dots, L_{i,a}^1, L_{i,a+1}^2, L_{i,a+2}^2, \dots, L_{i,b}^2, \dots, L_{i,b+1}^k, L_{i,b+2}^k, \dots, L_{i,n}^k] \quad (3.54)$$

Wstawiając rozwinięcie (3.54) do (3.52) dla każdego  $i \in X$  otrzymamy macierz tandemów uporządkowaną względem otoczeń tandemowych. Otrzymana w ten sposób macierz tandemów dla określonego grafu  $G = \langle X, U; P \rangle$  jest wzajemnie jedno-

znaczna z dokładnością do izomorfizmu. Dlatego więc określony graf z ustaloną numeracją wierzchołków można przedstawić tylko jedną macierzą tandemów i odwrotnie ustalonej macierzy tandemów odpowiada tylko jeden graf.

Teraz już gdy mamy graf zapisany w postaci numerycznej, możemy działać na każdy element macierzy tandemów operatorem przybliżania  $\Gamma_i^{l-1}(x)$ . W efekcie otrzymujemy macierz transformat  $t$ , w której odpowiedni wiersz dla wierzchołka  $i \in X$  ma postać następującą:

$$\begin{aligned} t_i = [t_{i,j}] &= \Gamma_i^{l-1}(T_{i,j}) = [\Gamma_i^{l-1}(i), \Gamma_i^{l-1}(L_{i,2}^1), \Gamma_i^{l-1}(L_{i,3}^1), \dots, \Gamma_i^{l-1}(L_{i,a}^1), \\ &\Gamma_i^{l-1}(L_{i,a+1}^2), \dots, \Gamma_i^{l-1}(L_{i,b}^2), \dots, \Gamma_i^{l-1}(L_{i,b+1}^k), \dots, \Gamma_i^{l-1}(L_{i,n}^k)] = \\ &= [\dots, i, \dots, i, L_{i,a+1}^1, L_{i,a+2}^1, \dots, L_{i,b}^1, \dots, L_{i,b+1}^{k-1}, L_{i,b+2}^{k-1}, \dots, L_{i,n}^{k-1}] \end{aligned} \quad (3.55)$$

Macierz tandemów  $T$  (3.52) uporządkowana względem otoczeń tandemowych i odpowiednia macierz transformat  $t$  utworzona z wierszy (3.55) dla wszystkich  $i \in X$  stanowią łącznie wymagany model numeryczny grafu. Otrzymany model numeryczny grafu jest bardzo prosty w praktycznym zastosowaniu (przykład 3.2), potwierdza to znany [44] fakt, że jedną z charakterystycznych cech teorii grafów jest to, że otrzymuje się rozwiązania w postaci prostych algorytmów.

W celu uproszczenia toku rozumowania wprowadzono w p. 3.2.2 założenie (3.15). Przedstawiony zatem model numeryczny dotyczył tylko grafów symetrycznych (1.14). Rozważmy teraz model numeryczny dla grafu dowolnego (przykład 3.3).

Jak wynika z podanych rozważań, podstawą do konstrukcji modelu numerycznego grafu jest operator przybliżania  $\Gamma_i^{l-1}(x)$ . W definicji (3.33) operatora przybliżania  $\Gamma_i^{l-1}(x)$  umieszczony jest warunek istnienia symetrycznych łuków  $(u_{xy} \wedge u_{yx})$ ,  $u_{xy}, u_{yx} \in U$ . Jeśli zamiast tego warunku postawimy warunek istnienia tylko łuku  $u_{xy} \in U$ , to otrzymamy definicję operatora przybliżania dla sieci niesymetrycznej, powstałej z kompozycji (p. 1.3) grafów  $G_R$ . Analogiczny model numeryczny dla struktury rozsiewczej będzie wówczas reprezentowany odpowiednio przez macierz tandemów dla struktury rozsiewczej  $T_R$  i macierzy transformat dla struktury rozsiewczej  $t_R$ . Podobnie przez wprowadzenie warunku istnienia tylko łuku  $u_{yx} \in U$  otrzymamy definicję operatora przybliżania dla sieci niesymetrycznej powstałej z kompozycji grafu  $G_Z$  i odpowiedni model numeryczny dla struktury zbiorczej reprezentowany przez macierz tandemów dla struktury  $T_Z$  i macierz transformat dla struktury zbiorczej  $t_Z$ .

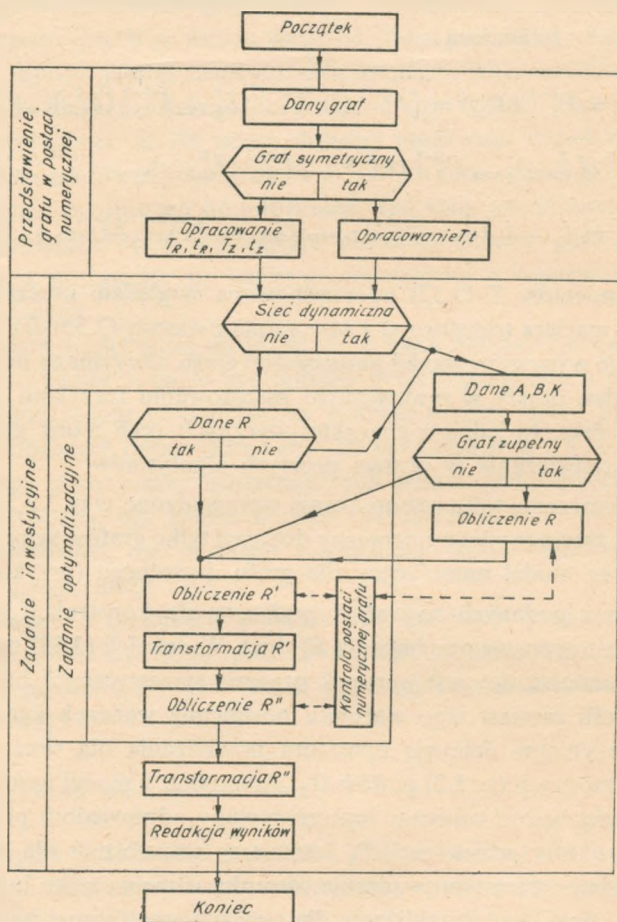
### 3.2.5. Algorytm obliczeń

Ogólny schemat algorytmu Obliczania Rozpływu Informacji w Sieci (ORIS) przedstawiono na rys. 3.4. Pokazane na nim prostokątne bloki należy traktować



jako podprogramy lub procedury programu ORIS, a pozostałe bloki jako testy decydujące o wyborze drogi w tym algorytmie w zależności od rozwiązywanego zadania.

Jak już powiedziano (p. 1.4), problem syntezy sieci informacyjnej wymaga obliczenia wartości macierzy  $R$ ,  $R'$  i  $R''$  przy danych wartościach wektora źródeł  $A$ , wektora ujść  $B$  i macierzy współczynników zainteresowania  $K$ . Tradycyjnie obliczenia



Rys. 3.4

te (p. 3.1) wykonuje się bądź metodą statyczną, w której czynności prowadzone są w dwóch etapach, tj. początkowo z danych  $A$ ,  $B$  i  $K$  oblicza się  $R$ , a następnie z  $R$  oblicza się  $R'$  i  $R''$ , lub też metodą dynamiczną, w której proces obliczeń jest jednoetapowy, tzn. z danych  $A$ ,  $B$  i  $K$  od razu otrzymuje się  $R'$  i  $R''$ .

W niniejszej pracy przedstawiono metodę numeryczną obliczania tych parametrów sieci informacyjnej. Koncepcję działania algorytmu ORIS proponowanej metody numerycznej wyjaśnimy obecnie na przykładach liczbowych.



## Przykład 3.2

Posługując się algorytmem ORIS przeliczyć przykład 3.1.

Przed przystąpieniem do obliczeń należy przedstawić graf  $G_8 = \langle X, U; P \rangle$  podany na rys. 3.1 w postaci numerycznej (macierze  $T$  i  $t$ )

$$T = T_{i,j} = \begin{bmatrix} 1, & L_{1,2}^1, & L_{1,3}^1, & L_{1,4}^1, & L_{1,5}^1, & L_{1,6}^2, & L_{1,7}^2, & L_{1,8}^2 \\ 2, & L_{2,1}^2, & L_{2,3}^2, & L_{2,6}^1, & L_{2,4}^2, & L_{2,5}^2, & L_{2,7}^3, & L_{2,8}^3 \\ 3, & L_{3,1}^3, & L_{3,2}^3, & L_{3,4}^2, & L_{3,5}^3, & L_{3,6}^3, & L_{3,7}^3, & L_{3,8}^3 \\ 4, & L_{4,1}^1, & L_{4,2}^2, & L_{4,3}^2, & L_{4,5}^2, & L_{4,6}^3, & L_{4,7}^3, & L_{4,8}^3 \\ 5, & L_{5,1}^1, & L_{5,7}^1, & L_{5,8}^1, & L_{5,2}^2, & L_{5,3}^2, & L_{5,4}^2, & L_{5,6}^3 \\ 6, & L_{6,2}^1, & L_{6,1}^2, & L_{6,3}^2, & L_{6,4}^3, & L_{6,5}^3, & L_{6,7}^4, & L_{6,8}^4 \\ 7, & L_{7,5}^1, & L_{7,1}^2, & L_{7,8}^2, & L_{7,2}^3, & L_{7,3}^3, & L_{7,4}^3, & L_{7,6}^4 \\ 8, & L_{8,5}^1, & L_{8,1}^2, & L_{8,7}^2, & L_{8,2}^3, & L_{8,3}^3, & L_{8,4}^3, & L_{8,6}^4 \end{bmatrix} \quad (3.56)$$

$$T = T_{i,j} = \begin{bmatrix} 1 & 2 & 3 & 4 & 5 & 6 & 7 & 8 \\ 2 & 1 & 3 & 6 & 4 & 5 & 7 & 8 \\ 3 & 1 & 2 & 4 & 5 & 6 & 7 & 8 \\ 4 & 1 & 2 & 3 & 5 & 6 & 7 & 8 \\ 5 & 1 & 7 & 8 & 2 & 3 & 4 & 6 \\ 6 & 2 & 1 & 3 & 4 & 5 & 7 & 8 \\ 7 & 5 & 1 & 8 & 2 & 3 & 4 & 6 \\ 8 & 5 & 1 & 7 & 2 & 3 & 4 & 6 \end{bmatrix} \quad (3.57)$$

Przy stosowaniu algorytmu ORIS w praktyce nie zachodzi potrzeba wypisywania macierzy tandemów  $T$  w postaci (3.56), można bowiem bezpośrednio z grafu  $G_8 = \langle X, U; P \rangle$  otrzymać postać (3.57).

Stosując się do reguł operatora przybliżania  $\Gamma_i^{l-1}(x)$  natychmiast z postaci (3.57) macierzy  $T$  i grafu  $G_8 = \langle X, U; P \rangle$  z rys. 3.1. otrzymujemy macierz transformat  $t$

$$t = [t_{i,j}] = \Gamma_i^{l-1}(T) = \begin{bmatrix} - & 1 & 1 & 1 & 1 & 2 & 5 & 5 \\ - & 2 & 2 & 2 & 1 & 1 & 5 & 5 \\ - & 3 & 3 & 1 & 1 & 2 & 5 & 5 \\ - & 4 & 1 & 1 & 1 & 2 & 5 & 5 \\ - & 5 & 5 & 5 & 1 & 1 & 1 & 2 \\ - & 6 & 2 & 2 & 1 & 1 & 5 & 5 \\ - & 7 & 5 & 5 & 1 & 1 & 1 & 2 \\ - & 8 & 5 & 5 & 1 & 1 & 1 & 2 \end{bmatrix} \quad (3.58)$$

Przebieg obliczeń zgodny z równaniem (3.39), podany przykładowo dla piątego wiersza macierzy  $R$  (3.3), jest wyjaśniony w tablicy 3.1.

Obliczenia dla pozostałych wierszy macierzy przepływów  $R$  są analogiczne; w wyniku otrzymamy macierz rozplywu ruchu  $R'$  z poszczególnych źródeł  $x \in X$ :

$$R' = [r'_{i,j}] = \begin{bmatrix} 14,0 & 5,5 & 2,0 & 1,9 & 4,7 & 2,1 & 1,6 & 1,6 \\ 14,8 & 20,7 & 3,3 & 2,6 & 9,2 & 2,7 & 3,1 & 3,2 \\ 9,9 & 4,7 & 14,5 & 1,5 & 5,1 & 2,6 & 1,7 & 1,8 \\ 15,1 & 4,4 & 1,8 & 15,1 & 6,8 & 1,7 & 2,3 & 2,4 \\ 9,1 & 3,9 & 1,6 & 1,7 & 14,1 & 1,5 & 2,3 & 2,7 \\ 8,6 & 12,2 & 1,4 & 1,5 & 5,4 & 12,1 & 1,8 & 1,9 \\ 8,8 & 3,7 & 1,6 & 1,6 & 12,6 & 1,5 & 12,6 & 2,0 \\ 11,5 & 4,9 & 2,0 & 2,2 & 16,4 & 1,9 & 2,5 & 16,4 \end{bmatrix} \quad (3.59)$$

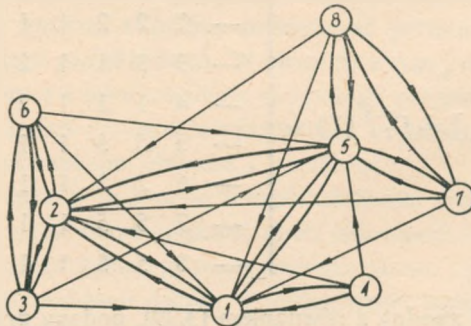
W dalszym ciągu prowadzimy obliczenia zgodnie z tablicą 3.1, z tym że obecnie kolejno dla wszystkich kolumn macierzy  $R'$  zgodnie z równaniem (3.40) lub dla wierszy transponowanej macierzy  $R'$ . W efekcie tych obliczeń otrzymamy macierz  $R''$  (3.4) z przykładu 3.1.

O tym, czy postać numeryczna grafu jest prawidłowa, decyduje bilans ruchu, tzn. ruch generowany w poszczególnych źródłach  $x \in X$  musi być równy sumie ruchu wychodzącego z tego źródła do wszystkich ujść  $y \in X$ . Praktycznie kontrolę tę wykonuje się sprawdzając, czy suma wartości elementów poszczególnych wierszy macierzy  $R$  jest równa odpowiednim wartościom elementów umieszczonych na diagonalu macierzy  $R'$ . Łatwo sprawdzić, że w niniejszym przykładzie równość ta zachodzi dla wszystkich wierszy macierzy  $R$ .

Macierz (3.4) można również otrzymać przeprowadzając obliczenia w odwrotnej kolejności, tzn. początkowo dla kolumn (3.44) macierzy  $R$ , a następnie dla wierszy (3.45) macierzy  $R'$ .

### Przykład 3.3

Posługując się algorytmem ORIS obliczyć wartości łącznego przepływu w drogach  $Q_{ij}$  niesymetrycznego grafu  $G_8 = \langle X, U; P \rangle$  przedstawionego na rys. 3.5. Macierz wartości przepływów docelowych  $R$  jest dana równaniem (3.3).



Rys. 3.5

Reprezentację numeryczną grafu niesymetrycznego tworzą następujące macierze:  
 $T_R$ ,  $t_R$ ,  $T_Z$  i  $t_Z$ :

$$T_R = \begin{bmatrix} 1 & 2 & 4 & 5 & 3 & 6 & 7 & 8 \\ 2 & 1 & 3 & 5 & 6 & 4 & 7 & 8 \\ 3 & 1 & 2 & 5 & 6 & 4 & 7 & 8 \\ 4 & 1 & 2 & 5 & 3 & 6 & 7 & 8 \\ 5 & 1 & 2 & 7 & 8 & 4 & 3 & 6 \\ 6 & 1 & 2 & 3 & 5 & 4 & 7 & 8 \\ 7 & 1 & 2 & 5 & 8 & 3 & 4 & 6 \\ 8 & 1 & 2 & 5 & 7 & 3 & 4 & 6 \end{bmatrix} \quad (3.60)$$

$$t_R = \begin{bmatrix} - & 1 & 1 & 1 & 2 & 2 & 5 & 5 \\ - & 2 & 2 & 2 & 2 & 1 & 5 & 5 \\ - & 3 & 3 & 3 & 3 & 1 & 5 & 5 \\ - & 4 & 4 & 4 & 2 & 2 & 5 & 5 \\ - & 5 & 5 & 5 & 5 & 1 & 2 & 2 \\ - & 6 & 6 & 6 & 6 & 1 & 5 & 5 \\ - & 7 & 7 & 7 & 7 & 2 & 1 & 2 \\ - & 8 & 8 & 8 & 8 & 2 & 1 & 2 \end{bmatrix} \quad (3.61)$$

$$T_Z = \begin{bmatrix} 1 & 2 & 3 & 4 & 5 & 6 & 7 & 8 \\ 2 & 1 & 3 & 4 & 5 & 6 & 7 & 8 \\ 3 & 2 & 6 & 1 & 4 & 5 & 7 & 8 \\ 4 & 1 & 2 & 3 & 5 & 6 & 7 & 8 \\ 5 & 1 & 2 & 3 & 4 & 6 & 7 & 8 \\ 6 & 2 & 3 & 1 & 4 & 5 & 7 & 8 \\ 7 & 5 & 8 & 1 & 2 & 3 & 4 & 6 \\ 8 & 5 & 7 & 1 & 2 & 3 & 4 & 6 \end{bmatrix} \quad (3.62)$$

$$t_Z = \begin{bmatrix} - & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ - & 2 & 2 & 2 & 2 & 2 & 2 & 2 \\ - & 3 & 3 & 2 & 2 & 2 & 2 & 2 \\ - & 4 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ - & 5 & 5 & 5 & 5 & 5 & 5 & 5 \\ - & 6 & 6 & 2 & 2 & 2 & 2 & 2 \\ - & 7 & 7 & 5 & 5 & 5 & 5 & 5 \\ - & 8 & 8 & 5 & 5 & 5 & 5 & 5 \end{bmatrix} \quad (3.63)$$

Obliczenie prowadzi się (3.39) dla wszystkich wierszy macierzy  $R$  (3.3) zgodnie z tabelą 3.1 przy użyciu macierzy (3.60) i (3.61). W wyniku otrzymujemy macierz rozptyłów ruchu  $R'$  z poszczególnych źródeł  $x \in X$ :

$$R' = \begin{bmatrix} 14,0 & 7,4 & 2,0 & 1,9 & 4,7 & 2,1 & 1,6 & 1,6 \\ 5,5 & 20,7 & 3,3 & 2,6 & 9,2 & 2,7 & 3,1 & 3,2 \\ 4,8 & 2,0 & 14,5 & 1,5 & 5,1 & 2,6 & 1,7 & 1,8 \\ 2,1 & 6,2 & 1,8 & 15,1 & 6,8 & 1,7 & 2,3 & 2,4 \\ 3,6 & 5,5 & 1,6 & 1,7 & 14,1 & 1,5 & 2,3 & 2,7 \\ 3,2 & 2,1 & 1,4 & 1,5 & 5,4 & 12,1 & 1,8 & 1,9 \\ 3,4 & 5,4 & 1,6 & 1,6 & 1,8 & 1,5 & 12,6 & 2,0 \\ 4,6 & 6,9 & 2,0 & 2,2 & 2,4 & 1,9 & 2,5 & 16,4 \end{bmatrix} \quad (3.64)$$

W dalszym ciągu prowadzimy obliczenia (3.40) zgodnie z tabelą 3.1 z tym, że obecnie dla kolejno wszystkich kolumn macierzy  $R'$  przy użyciu wzorów (3.62) i (3.63). W efekcie tych obliczeń otrzymamy macierz łącznych przepływów  $R''$ :

$$R'' = \begin{bmatrix} 41,2 & 7,4 & 2,0 & \mathbf{13,0} & 4,7 & 2,1 & 1,6 & 1,6 \\ 5,5 & 56,2 & \mathbf{12,3} & 2,6 & 9,2 & \mathbf{11,4} & 3,1 & 3,2 \\ 4,8 & 2,0 & 28,2 & 1,5 & 5,1 & 2,6 & 1,7 & 1,8 \\ 2,1 & 6,2 & 1,8 & 28,1 & 6,8 & 1,7 & 2,3 & 2,4 \\ 3,6 & 5,5 & 1,6 & 1,7 & 49,5 & 1,5 & \mathbf{12,8} & \mathbf{13,6} \\ 3,2 & 2,1 & 1,4 & 1,5 & 5,4 & 26,1 & 1,8 & 1,9 \\ 3,4 & 5,4 & 1,6 & 1,6 & 1,8 & 1,5 & 27,9 & 2,0 \\ 4,6 & 6,9 & 2,0 & 2,2 & 2,4 & 1,9 & 2,5 & 32,0 \end{bmatrix} \quad (3.65)$$

W macierzy (3.65) oznaczono (przez podkreślenie) te drogi  $Q_{ij}$ , które są połączone łukami  $u_{ij} \in U$  w  $G_8 = \langle X, U; P \rangle$ , czyli spełniające warunek  $Q_{ij} = U_{ij}$ .

Kontrolę postaci numerycznej grafu przeprowadza się tak samo jak w przykładzie 3.2, przy czym kontrola macierzy  $T_R$  i  $t_R$  wynika z bilansu sumy wartości elementów poszczególnych wierszy macierzy  $R$  i odpowiednich wartości elementów umieszczonych na diagonalu macierzy  $R'$ , a kontrola macierzy  $T_Z$  i  $t_Z$  wynika z bilansu sumy wartości elementów poszczególnych kolumn macierzy  $R'$  i odpowiednich wartości elementów umieszczonych na diagonalu macierzy  $R''$ .

Macierz (3.65) można również otrzymać przeprowadzając obliczenia w odwrotnej kolejności, tzn. początkowo dla kolumn macierzy  $R$  przy użyciu wzorów (3.62) i (3.63), a następnie dla wierszy macierzy  $R'$  przy użyciu wzorów (3.60) i (3.61).



Tablica 3.1

$i = 5, j =$		1	2	3	4	5	6	7	8	Przebieg obliczeń
$T$	$r_{s,j} =$	1,9	2,4	1,6	1,7	—	1,5	2,3	2,7	
	$T_{s,j}$									
$T^3$	6	2	3,9							$r_{5,2} : = r_{5,2} + r_{5,6} = 2,4 + 1,5 = 3,9$
$T^2$	4	1	3,6							$r_{5,1} : = r_{5,1} + r_{5,4} = 1,9 + 1,7 = 3,6$
	3	1	5,2							$r_{5,1} : = r_{5,1} + r_{5,3} = 3,6 + 1,6 = 5,2$
	2	1	9,1							$r_{5,1} : = r_{5,1} + r_{5,2} = 5,2 + 3,9 = 9,1$
$T^1$	8	5				2,7				$r_{5,5} : = r_{5,5} + r_{5,8} = - + 2,7 = 2,7$
	7	5				5,0				$r_{5,5} : = r_{5,5} + r_{5,7} = 2,7 + 2,3 = 5,0$
	1	5				14,1				$r_{5,5} : = r_{5,5} + r_{5,1} = 5,0 + 9,1 = 14,1$
$i$	5	—								
Wartości otrzymana e		9,1	3,9	1,6	1,7	14,1	1,5	2,3	2,7	

#### 4. ZAKOŃCZENIE

Podana w niniejszym artykule metoda numeryczna, w wyniku której powstał algorytm ORIS, daje sposób zapisu pełnej informacji o sieci. Metoda ta jest narzędziem syntezy sieci, umożliwia rozwiązanie wielu problemów teorii sieci, w których szuka się wag łukowych w grafach mających określoną własność. Dostarcza ona prostego sposobu zapisu informacji o danym zadaniu sformułowanym na grafach i w związku z tym może służyć jako narzędzie do rozwiązywania tych zadań zarówno z użyciem, jak i bez użycia emc. Rezultat ten uzyskano wychodząc z założenia, że naturalnym sposobem obliczania parametrów sieci w procesie jej syntezy jest rachunek oparty o metodę logicznej analizy grafu. Jak w każdej metodzie logicznej tak i tu zasadniczym problemem jest zagadnienie zupełności tej analizy. Łatwo można sprawdzić (p. 1.3, p. 3.2.4), że zbiór grafów elementarnych  $G_R$  i  $G_Z$ , maksymalnych w sensie inkluzji, jednoznacznie określa graf spójny sieci informacyjnej.

Cechą charakterystyczną omawianej metody jest to, że postać numeryczna grafu porządkuje obliczenia w taki sposób, aby wszystkie pośrednio otrzymywane wyniki miały swoją interpretację fizyczną. Ciąg obliczeń  $r'_{i,x}$  dla wszystkich  $i, x \in X$  uzyskuje się przez indukcję; widzimy (p. 3.2.3), że  $r'_{i,xk}$  wyznacza  $r'_{i,xk-1}$ , że  $r'_{i,xk-1}$  daje  $r'_{i,xk-2}$ , itd., aż do  $r'_{i,i}$ ; oznaczenie  $k$  jest zgodne z (1.31).

Przykłady liczbowe zastosowania algorytmu ORIS (p. 3.2.5) wykazały, że rozważana metoda daje w efekcie szybkie i dokładne rozwiązanie ogólne zagadnienia sformułowanego w p. 2.3.

Za pomocą algorytmu ORIS można obliczać następujące parametry sieci informacyjnej:

- 1) przepływy docelowe ruchu informacyjnego między wszystkimi źródłami i ujściami sieci (macierz  $R$ ), jeżeli są dane: wektor źródeł  $A$ , wektor ujść  $B$  oraz macierz współczynników zainteresowania  $K$ ;
- 2) łączne przepływy ruchu informacyjnego (macierz  $R''$ ) w sieci o dowolnym zadanym grafie  $G$ , jeśli jest dana macierz przyływów docelowych  $R$ ;
- 3) łączne przepływy ruchu informacyjnego (macierz  $R''$ ) w sieci o dowolnym zadanym grafie  $G$ , jeśli są dane wektor źródeł  $A$ , wektor ujść  $B$  oraz macierz współczynników zainteresowania  $K$ .

Przedstawione możliwości algorytmu ORIS wskazują na jego uniwersalność. Algorytm ORIS reprezentuje przede wszystkim nową, jednolitą, ogólną metodę obliczania sieci informacyjnych dynamicznych, ale niezależnie od tego, w swoim szczególnym, skromniejszym zakresie jest dostosowany do obliczania znacznie prostszych sieci informacyjnych statycznych.

Należy podkreślić, że nastąpiło tu pewne — zdaniem autora — właściwe odwrócenie problemu, gdyż jak dotychczas podstawą była metoda statyczna, za pomocą której rozwiązywano w sposób prowizoryczny również uproszczone sieci dynamiczne. Taki stan utrzymywał się ze względu na brak odpowiedniej efektywnej

metody obliczania sieci dynamicznych (p. 3.1.2). Istnieje przypuszczenie, że dotychczas zachowana luka w podanym tu kontekście zostanie w należyty sposób wypełniona algorytmem ORIS. Przemawia za tym dodatkowo fakt dużej efektywności tego algorytmu.

Liczba uogólnionych operacji w algorytmie ORIS wynosi  $2n^2$ , a w metodach analitycznych  $(n^4l^2)/2$ . Algorytm ORIS ma zatem  $(n^2l^2)/2$  razy lepszą efektywność obliczeń niż metody analityczne, stąd też wynika celowość stosowania tego algorytmu nawet przy rozwiązywaniu zadań bez udziału emc. Wprowadzenie jednak emc do prac projektowych otwiera perspektywy zasadniczego przełomu w przetwarzaniu informacji do celów projektowania sieci.

Posiadając ogólne narzędzie można prowadzić różne dotychczas niedostępne badania sieci, np. można ustalić wrażliwość sieci na wzrost i spadek źródeł ruchu lub też wrażliwość na usuwanie poszczególnych łuków lub nawet wierzchołków w sieci. Na tym tle można następnie podjąć decyzję odnośnie do kryterium oceny sieci i ustalić adekwatną metodę optymalnego ich projektowania.

Metody optymalnego projektowania sieci informacyjnych należy szukać przypuszczalnie wśród metod rodziny kombinatorycznej (p. 2.2.2), przy czym sterowanym przeglądem powinny być objęte grafy sieci. Sterowany przegląd wielu różnych dopuszczalnych grafów w danej sieci wymaga z kolei odpowiedniego generowania w sposób automatyczny macierzy  $T$  i  $t$ . Zasygnalizowane w tym miejscu problemy stanowią nowe równie obszerne tematy do oddzielnego rozważania.

Zakres zastosowania przedstawionej metody numerycznej jest ściśle związany z możliwością opisu zadania na grafach spójnych (p. 3.2.4), jak również z możliwością przedstawienia funkcji rozkładu czynnika w postaci superpozycyjnego sumowania (p. 3.2.3). Oczywiście, każdą funkcję przedstawioną w postaci superpozycyjnego mnożenia można przez zlogarytmowanie przedstawić też w postaci superpozycyjnego sumowania. Zatem metodą tą można rozwiązywać wszystkie zadania natury bilansowej, rozptylowej, niezawodnościowej itp. Niezależnie od rodzaju zadań również ich zakres jest w zasadzie dowolny: obejmuje nie tylko sieci informacyjne o różnych zasięgach, np. sieci międzymiastowe, sieci miejscowe lub też sieci wewnątrz urządzeń komutacyjnych oraz sieci informacyjne różnych rodzajów, jak sieci telefoniczne, sieci telegraficzne, sieci transmisji danych czy też sieci zintegrowane, lecz także sieci materiałowe i energetyczne.

Reasumując tok powyższych rozważań można przypuszczać, że poruszona tematyka jest pewnym przyczynkiem do wzbogacenia ogólnej teorii sieci, jak również to, że będzie ona przypuszczalnie nadal wzbogacać się przez dalszy rozwój:

- automatyzacji procesów projektowania sieci informacyjnych;
- ścisłych i heurystycznych metod optymalnego projektowania sieci informacyjnych pod kątem widzenia możliwości automatyzacji procesów ich projektowania;
- analogicznych metod, lecz specjalistycznych dla sieci materiałowych i energetycznych.



## WYKAZ LITERATURY

1. *Asimow M.* Wprowadzenie do projektowania w technice. 1967
2. *Bąbiński C.* Inżynieria projektowania przemysłowego. 1965
3. *Bąbiński C., Chrobiński A.* Wybór metod optymalizacji struktur w projektowaniu zakładów przemysłowych. 1969
4. *Bąbiński C., Budzyński S.* Metody analizy operacyjnej w projektowaniu schematów technologicznych. 1969
5. *Bąbiński C.* Elementy nauki o projektowaniu. 1969
6. *Bellert S., Woźniacki H.* Analiza i synteza układów elektrycznych metodą liczb strukturalnych. 1968
7. *Benes V. E.* Traffic in Connecting Networks when Existing Calls are Rearranged. B. S. T. J. vol. 49 No. 7, 1970
8. *Berge C.* Teoria grafów i jej zastosowania. 1962
9. *Burkow W. N., Łowiecki S. E.* Metody rozwiązania ekstremalnych zadań kombinatorycznych. Automat i telemech. No 11, 1968
10. *Busacker R. G., Saaty T. L.* Finite Graphs and Networks. 1965
11. CCITT: Krajowe telefoniczne sieci automatyczne. III Plenarne Zebranie. Genewa 1964
12. *Djaczenco W. F., Łazarjewa W. G., Sawin G. G.* Sterowanie sieci telekomunikacyjnych. 1970
13. *Dreyfus S. E.* An Appraisal of Some Shortest-Path Algorithms. Operations Res. No 3, 1969
14. *Ford L. R., Fulkerson D. R.* Przepływy w sieciach. 1969
15. *Goddard L. S.* Metody matematyczne w badaniach operacyjnych. 1966
16. *Grandjean Ch.* Call Routing Strategies in Telecommunication Networks. Electr. Communication vol. 42 No 3, 1967
17. *Greenspan D.* Introduction to Numerical Analysis and Applications. 1971
18. *Hall A. D.* Podstawy techniki systemów. 1968
19. *Harary F.* Zadania piericzenia grafów. Uspiechi matematycznych nauk, 1969
20. *Hohn F. E., Seshu D., Aufenkamp D. D.* The Theory of Nets. IRE Trans. vol. EC-6 No 2, 1957
21. *Janowicz J., Jelowicki J., Krawczyk R.* Określenie współczynników zainteresowania w układach wielocentralowych w oparciu o wyniki automatycznych pomiarów ruchu. BSIPŁ, 1969
22. *Jaroń J.* Zastosowanie grafów do układów cybernetycznych. Zesz. nauk. Uniw. Łódź. ser. 2 z. 11, 1961
23. *Jasiński Z.* Kierunki rozwoju ETO. Prz. telekom. Nr 2, 1971
24. *Jelowicki J.* Model numeryczny sformalizowanego zapisu grafu i funkcji wag łukowych komutowanej sieci informacyjnej. Sympozjum naukowo-techniczne. Wrocław, 11-12 czerwiec 1973
25. *Kuhn S.* Zagadnienia ruchowe w telefonii automatycznej. 1957
26. *Kulikowski J. L.* Teoretyczne podstawy organizacji systemów informacyjnych. Arch. Automat. i Telemech. z. 4, 1970
27. *Langer M.* Studien über Aufgaben der Fernsprechtechnik. 1951
28. *Lipiński E., Świniarski R.* Podstawy programowania i użytkowania maszyn cyfrowych 1971
29. *Majewski W.* Telefoniczne sieci miejskie i okręgowe. 1964
30. *Martens H. R., Allen D. R.* Introduction to System Theory. 1969
31. *Myers B.R.* Pathfinding in Communication Nets. Proc. IEE (G. B.) vol. 118 No 2, 1971.
32. *Mayeda W.:* Terminal and Branch Capacity Matrices of a Communication Net. IRE Trans. vol CT-7 No 3, 1960
33. *Nowicki W.* Telekomunikacja współczesna. 1966



34. Ore O. Wstęp do teorii grafów. 1966
35. Pollack M. Message Route Control in a Large Teletape Network. J. Assoc. Comp. Machinery vol. 11 No 1, 1964
36. Praca zbiorowa. Słownictwo telekomunikacyjne. PN/T01001-3, 1963
37. Praca zbiorowa. Współczesne metody optymalizacji systemów telekomunikacyjnych. 1965
38. Praca zbiorowa. Nowoczesne metody numeryczne. 1965
39. Pulczyn W. Elementy teorii grafów. 1968
40. Rajska C. Teoria obwodów. 1971
41. Ralston A. Wstęp do analizy numerycznej. 1971
42. Siemaszko H.: Metody numeryczne w energetyce. 1968
43. Syski R. Introduction to Congestion Theory in Telephone Systems. 1960
44. Szankolowicz L. Teoria grafów skończonych. 1971
45. Walukiewicz S. Optymalizacja przestrzennych i funkcjonalnych struktur systemów informacyjnych. Arch. Automat. i Telemek. z. 4, 1970
46. Witulski S. Wstęp do telekomunikacji elektronicznej. 1971
47. Wright E. P. G. Flexible Routing Plans. Electr. Commun. vol. 41 No 1, 1966
48. Woroniecka M. Program WIETRA obliczania rozplywu ruchu międzycentralowego oraz liczby łączy w układzie wielobocznym na emc ODRA 1204, BSiPŁ, 1971
49. Zykow A. A. Teorija kaniecznych grafow. T. 1. 1969

Юзеф Еловицки

## АВТОМАТИЗАЦИЯ ПРОЦЕССА ПРОЕКТИРОВАНИЯ КОММУТИРОВАННЫХ ИНФОРМАЦИОННЫХ СЕТЕЙ

### Резюме

На основании теории графов, применяемой для коммутированных информационных сетей, в статье представлено алгоритм ORIS, предназначенный для расчета трафика в любой сети рассматриваемого типа.

Алгоритм этот является универсальным орудием в случае вопросов касающихся распределения потоков трафика и он позволяет при использовании теории графов рассчитывать величины трафика в информационных сетях разного характера и разных пределов действия, а именно в сетях телефонных, телеграфных, передачи данных и в интегрированных сетях, так междугородных, городских как и во внутри коммутационных устройств.

Существует возможность расширения области применения рассматриваемого метода на другие дальнейшие вопросы.

*Józef Jelowicki*

## LA CONCEPTION DES RÉSEAUX D' INFORMATION COMMUTÉS RÉALISÉE AUTOMATIQUEMENT

### Résumé

En se basant sur la théorie des graphes des graphes appliquée aux réseaux d' information commutés on présente l'algorithme ORIS qui calcule le trafic dans un réseau quelconque de type en question.

Cet algorithme sert d' outil universel pour la solution des questions concernant la répartition du trafic; il permet, la théorie des graphes étant appliquée, de calculer le trafic dans les réseaux d' information de divers types et de différentes étendues, notamment dans les réseaux téléphoniques, télégraphiques, celles de transmission des données et dans les réseaux intégrés de même interurbains et locaux que celles à l' intérieur des installations de commutation.

Il existe aussi une possibilité d' utiliser ladite méthode pour la solution d' autres questions.

*Józef Jelowicki*

## AUTOMATIZATION OF SWITCHED INFORMATION NETWORKS DESIGNING PROCEDURE

### Summary

On the base of the graph theory applied to switched information networks, the paper presents the ORIS algorithm foreseen for calculating the volume of traffic in any network of this type. This algorithm is a universal instrument for solving the problems concerning traffic flows and it allows, with the help of the graph theory, to calculate the traffic in different information networks of various range, namely in telephone, telegraph, data transmission and integrated networks, both local and interurban, as well as in internal switching plant networks.

A real possibility exists of extending the application of the method upon other questions.

*Józef Jelowicki*

## AUTOMATISIERUNG DER PROJEKTIERUNGSPROZESSE DER INFORMATIONSVERMITTLUNGSNETZE

### Zusammenfassung

Auf Grund der für Informationsvermittlungsnetze verwendeten Graphentheorie wurde in dem Artikel der ORIS-Algorithmus dargestellt, der zur Berechnung des Verkehrs in einem beliebigen Netz geeignet ist.

Dieser Algorithmus ist ein universelles Mittel bei Verteilungsproblemen und erlaubt mit Benutzung der Graphentheorie den Verkehr in verschiedenen Fernmeldenetzen zu berechnen, also in Fernsprech-, Fernschreib-, Datenübertragungs-, und integrierten Netzen, sowohl in Fern- und Ortsnetzen, wie auch in Vermittlungseinrichtungen.

Es gibt auch die Möglichkeit die Verwendung der oben erwähnten Methode auf andere Aufgaben auszudehnen.



*Józef Jełowicki*

Józef Jełowicki urodził się 16 września 1933 r. w Żukocinie (ZSRR). W latach 1949–1953 uczęszczał do Technikum Łączności w Warszawie. Po uzyskaniu średniego wykształcenia rozpoczął pracę w Biurze Studiów i Projektów Łączności (BSiPŁ).

Studia wyższe dla pracujących odbywał dwustopniowo: w latach 1955–1960, uzyskując w Wieczorowej Szkole Inżynierskiej w Warszawie dyplom inżyniera łączności i w latach 1961–1964, uzyskując na Politechnice Warszawskiej dyplom magistra inżyniera łączności.

Pracując w latach 1953–1969 w Dziale Techniki Łączenia BSiPŁ na stanowisku starszego projektanta wykonywał prace studialno-naukowe i koncepcyjne z zakresu optymalizacji sieci telekomunikacyjnych o istotnym znaczeniu dla rozwoju polskiej telekomunikacji.

W latach 1969–1972 był słuchaczem Studium Doktoranckiego przy Politechnice Warszawskiej i w ramach studiów teoretycznych specjalizował się w technologii projektowania systemów informacyjnych. W 1972 r. Józef Jełowicki ukończył studia doktoranckie i uzyskał stopień naukowy doktora nauk technicznych, a następnie powrócił do pracy w Dziale Techniki Łączenia BSiPŁ.



WYDAWNICTWA KOMUNIKACJI i ŁĄCZNOŚCI — WARSZAWA 1974

Wydanie 1. Nakład 550 + 60 egz. Ark. wyd. 3,23. Ark. druk. 3. Oddano do składania w listopadzie 1973. Podpisano do druku i druk ukończono w marcu 1974. Papier druk. sat. kl. V, 70g, 70×100. Zam. P/191/73. K/7170.

---

Poznańskie Zakłady Graficzne im. M. Kasprzaka — 9679/73 — W-100/318

