

Wojciech Kordecki  
Anna Łyczkowska-Hanćkowiak

---

# MATEMATYKA DYSKRETNA DLA INFORMATYKÓW



Helion 

Wszelkie prawa zastrzeżone. Nieautoryzowane rozpowszechnianie całości lub fragmentu niniejszej publikacji w jakiegokolwiek postaci jest zabronione. Wykonywanie kopii metodą kserograficzną, fotograficzną, a także kopiowanie książki na nośniku filmowym, magnetycznym lub innym powoduje naruszenie praw autorskich niniejszej publikacji.

Wszystkie znaki występujące w tekście są zastrzeżonymi znakami firmowymi bądź towarowymi ich właścicieli.

Autor oraz Wydawnictwo HELION dołożyli wszelkich starań, by zawarte w tej książce informacje były kompletne i rzetelne. Nie biorą jednak żadnej odpowiedzialności ani za ich wykorzystanie, ani za związane z tym ewentualne naruszenie praw patentowych lub autorskich. Autor oraz Wydawnictwo HELION nie ponoszą również żadnej odpowiedzialności za ewentualne szkody wynikłe z wykorzystania informacji zawartych w książce.

Redaktor prowadzący: Małgorzata Kulik

Projekt okładki: Studio Gravite / Olsztyn  
Obarek, Pokoński, Pazdrijowski, Zaprucki

Grafika na okładce została wykorzystana za zgodą Shutterstock.com

Wydawnictwo HELION  
ul. Kościuszki 1c, 44-100 GLIWICE  
tel. 32 231 22 19, 32 230 98 63  
e-mail: [helion@helion.pl](mailto:helion@helion.pl)  
WWW: <http://helion.pl> (księgarnia internetowa, katalog książek)

Drogi Czytelniku!  
Jeżeli chcesz ocenić tę książkę, zajrzyj pod adres  
<http://helion.pl/user/opinie/madyin>  
Możesz tam wpisać swoje uwagi, spostrzeżenia, recenzję.

ISBN: 978-83-283-4011-4

Copyright © Helion 2018

Printed in Poland.

- [Kup książkę](#)
- [Poleć książkę](#)
- [Oceń książkę](#)

- [Księgarnia internetowa](#)
- [Lubię to!» Nasza społeczność](#)

# Spis treści

<b>Oznaczenia</b>	<b>1</b>
<b>Wstęp</b>	<b>3</b>
<b>I. Podstawy</b>	<b>7</b>
<b>1. Indukcja i rekurencja</b>	<b>9</b>
1.1. Zasada indukcji matematycznej . . . . .	9
1.2. Zbiory częściowo uporządkowane . . . . .	11
1.3. Rekurencja . . . . .	15
1.4. Zadania . . . . .	23
<b>2. Rozmieszczenia i permutacje</b>	<b>27</b>
2.1. Funkcje i rozmieszczenia . . . . .	27
2.2. Permutacje . . . . .	30
2.3. Liczby Stirlinga pierwszego rodzaju . . . . .	38
2.4. Zadania . . . . .	41
<b>3. Kombinacje</b>	<b>44</b>
3.1. Współczynnik dwumianowy . . . . .	44
3.2. Generowanie podzbiorów . . . . .	48
3.3. Zbiory z powtórzeniami . . . . .	50
3.4. Zadania . . . . .	52

<b>4. Podziały</b>	<b>54</b>
4.1. Podziały zbioru . . . . .	54
4.2. Zasada szufladkowa Dirichleta . . . . .	55
4.3. Zasada włączania-wyłączania . . . . .	58
4.4. Liczby Stirlinga drugiego rodzaju . . . . .	63
4.5. Podziały liczb . . . . .	67
4.6. Zadania . . . . .	69
<b>5. Funkcje tworzące</b>	<b>72</b>
5.1. Szeregi formalne . . . . .	72
5.2. Rozwiązywanie rekurencji . . . . .	75
5.3. Zastosowania funkcji tworzących . . . . .	77
5.4. Sploty . . . . .	79
5.5. Zadania . . . . .	82
<b>II. Grafy</b>	<b>83</b>
<b>6. Elementy teorii grafów</b>	<b>85</b>
6.1. Podstawowe pojęcia . . . . .	85
6.2. Macierze grafów . . . . .	91
6.3. Izomorfizm, podstawowe własności i typy grafów . . .	102
6.4. Kolorowanie i wielomiany . . . . .	111
6.5. Zadania . . . . .	115
<b>7. Cykle, drzewa, pokrycia</b>	<b>120</b>
7.1. Grafy Eulera i Hamiltona, turnieje . . . . .	120
7.2. Spójność . . . . .	127
7.3. Drzewa . . . . .	129
7.4. Skojarzenia . . . . .	140
7.5. Zadania . . . . .	144

<b>8. Wybrane algorytmy grafowe</b>	<b>148</b>
8.1. Algorytmy przeszukiwania . . . . .	148
8.2. Minimalne drzewa spinające i minimalne drogi . . . . .	152
8.3. Przepływy w sieciach . . . . .	157
8.4. Zadania . . . . .	164
<b>III. Ogólne struktury kombinatoryczne</b>	<b>167</b>
<b>9. Ciała i przestrzenie wektorowe</b>	<b>169</b>
9.1. Ciała skończone . . . . .	169
9.2. Skończone przestrzenie wektorowe . . . . .	171
9.3. Skończone geometrie rzutowe i afiniczne . . . . .	175
9.4. Zadania . . . . .	179
<b>10. Matroidy</b>	<b>181</b>
10.1. Podstawy . . . . .	181
10.2. Transwersale . . . . .	189
10.3. Matroidy dualne . . . . .	192
10.4. Wielomiany Tutte'a . . . . .	196
10.5. Zadania . . . . .	200
<b>11. Systemy i algorytmy zachłanne</b>	<b>203</b>
11.1. Systemy zachłanne . . . . .	203
11.2. Algorytmy zachłanne . . . . .	207
11.3. Zadania . . . . .	212
<b>Rozwiązania, odpowiedzi i wskazówki</b>	<b>215</b>
Rozdział 1 . . . . .	217
Rozdział 2 . . . . .	223
Rozdział 3 . . . . .	227

Rozdział 4 . . . . .	230
Rozdział 5 . . . . .	233
Rozdział 6 . . . . .	236
Rozdział 7 . . . . .	241
Rozdział 8 . . . . .	246
Rozdział 9 . . . . .	250
Rozdział 10 . . . . .	253
Rozdział 11 . . . . .	256
<b>Dodatki</b>	<b>259</b>
<b>A. Podstawowe pojęcia</b>	<b>261</b>
A.1. Notacja . . . . .	261
A.2. Zbiory . . . . .	262
A.3. Algebra . . . . .	263
A.4. Rozwinięcie funkcji w szereg potęgowy . . . . .	265
A.5. Prawdopodobieństwo . . . . .	266
<b>B. Sławni matematycy</b>	<b>267</b>
<b>Literatura</b>	<b>283</b>
<b>Skorowidz</b>	<b>285</b>

## 8.2. Minimalne drzewa spinające i minimalne drogi

Niech  $G = (V, E)$  będzie grafem nieskierowanym bez pętli o  $n$  wierzchołkach. Na zbiorze krawędzi  $E$  określamy funkcję o wartościach nieujemnych,  $w : E \rightarrow \mathbb{R}^+$ . Wartość  $w(e)$  nazywamy wagą krawędzi  $e$ . Jeśli  $e = \{u, v\}$ , to piszemy po prostu  $w(u, v)$ . Graf  $G$  z określoną funkcją  $w$  nazywa się grafem ważonym.

*Minimalne drzewo spinające*

Minimalnym drzewem spinającym spójnego grafu  $G$  nazywamy drzewo spinające  $T$  takie, że jego waga

$$w(T) = \sum_{e \in T} w(e) \quad (8.2.1)$$

jest najmniejsza. Gdy  $G$  nie jest spójny, to analogicznie minimalnym lasem spinającym  $T$  grafu  $G$  nazywamy las spinający  $T_G$  taki, że waga  $w(T_G)$  określona wzorem (8.2.1) jest najmniejsza.

*Droga minimalna*

Minimalną drogą łączącą wierzchołki  $u$  oraz  $v$  w grafie  $G$ ,  $u \neq v$ , nazywamy drogę  $P(u, v)$  taką, że jej waga

$$w(P(u, v)) = \sum_{e \in P(u, v)} w(e) \quad (8.2.2)$$

jest najmniejsza. Gdy wierzchołki  $u$  oraz  $v$  nie są połączone drogą (należą do różnych składowych grafu  $G$ ), to przyjmujemy  $P(u, v) = \infty$ .

Dla sieci komunikacyjnych lub przepływowych wagi mogą reprezentować pewne wielkości fizyczne, takie jak koszt, odległość, efektywność, pojemność lub niezawodność, przypisane odpowiednim krawędziom. Prosty graf ważony może reprezentować jego macierz wag  $W = [w_{ij}]$ , gdzie  $w_{ij}$  jest wagą krawędzi  $e_{ij}$  między wierzchołkiem  $v_i$  oraz wierzchołkiem  $v_j$ . Wągom nieistniejących krawędzi nadaje się w zależności od zastosowań wartość  $\infty$  lub  $0$ .

Omówimy dalej dwa algorytmy służące do rozwiązywania problemu minimalnego drzewa spinającego. Są nimi algorytm Kruskala i algorytm Prima. Oba algorytmy są przykładami zachłannych algorytm-

mów optymalizacyjnych, które zostaną przedstawione bardziej ogólnie w rozdziale 11. W każdym kroku takiego algorytmu musimy dokonać jednego z wielu możliwych wyborów. Stosując strategię zachłanną, dokonujemy wyboru, który jest w danej chwili najlepszy.

Algorytm  
Kruskala

*Algorytm Kruskala*<sup>37</sup> wyznaczający minimalne drzewo spinające ma następującą postać. Niech  $G$  będzie grafem o  $n$  wierzchołkach. Wtedy następujący algorytm daje rozwiązanie problemu minimalnego drzewa lub lasu spinającego:

### Algorytm 8.2.1

1. Sortujemy krawędzie niemalejąco według wag.
2. Wybieramy krawędź  $e_1$  o najmniejszej wadze.
3. Dodajemy krawędzie  $e_2, e_3, \dots, e_{n-1}$ , wybierając za każdym razem nową krawędź o najmniejszej możliwej wadze, która nie tworzy cyklu z dotychczas wybranymi krawędziami  $e_i$ .

Podgraf  $T$  grafu  $G$ , którego krawędziami są  $e_1, e_2, \dots, e_{n-1}$ , jest szukanym drzewem spinającym. Jeśli  $G$  jest grafem niespójnym, to algorytm Kruskala wyznacza minimalny las.

Algorytm  
Prima

Metodą wyznaczania minimalnego drzewa spinającego grafu, która nie wymaga ani sortowania, ani sprawdzania istnienia cykli w każdym kroku, jest *algorytm Prima*<sup>57</sup>, zwany też *algorytmem najbliższego sąsiada*. Dla grafu spójnego przebiega on w następujący sposób.

### Algorytm 8.2.2

1. Niech  $T = \emptyset$ .
2. Wybieramy dowolny wierzchołek początkowy  $v_1 \in T$  i dołączamy go do  $T$ .
3. Wybieramy dowolną krawędź incydentną z  $v_1$  o najniższej wadze i drugi koniec tej krawędzi dołączamy do zbioru  $T$ .
4. Kolejno dla  $i = 2, \dots, n - 1$  wybieramy dowolną krawędź  $e_i$  incydentną z dowolnym wierzchołkiem ze zbioru  $T$  o najniższej wadze taką, że jej drugi koniec nie należy do  $T$ , i dołączamy ten koniec do zbioru  $T$ .
5. Algorytm kończy się, gdy  $T = V$ .

Powyższa procedura wyznacza minimalne drzewo spinające zawierające krawędzie  $e_1, e_2, \dots, e_{n-1}$ . Najgorszy przypadek dla powyższego algorytmu pojawia się, gdy graf  $G$  jest grafem pełnym. W takiej



sytuacji w każdym kroku algorytmu musimy przeprowadzić maksymalną liczbę porównań, aby znaleźć najbliższy sąsiedni wierzchołek. Jeśli  $G$  jest grafem niespójnym, to dla wyznaczenia minimalnego lasu należy algorytm Prima zastosować dla każdej składowej oddzielnie.

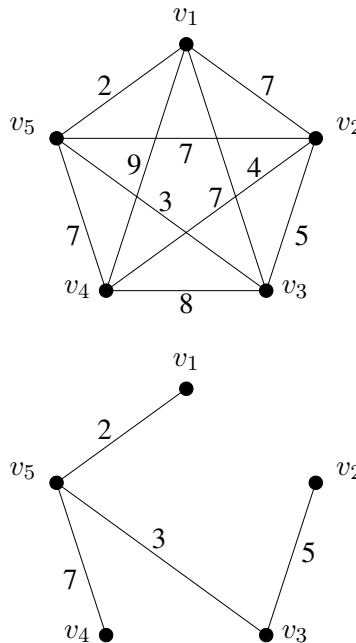
Algorytm zachłanny generujący minimalne drzewo spinające zawdzięczamy J. B. Kruskalowi (1956). Algorytm wyznaczający minimalne drzewo spinające metodą najbliższego sąsiada został odkryty w 1930 roku przez czeskiego matematyka V. Jarníka<sup>32</sup>, a następnie ponownie odkryty w 1957 roku przez R. C. Prima oraz niezależnie w 1959 roku przez holenderskiego informatyka E. Dijkstrę<sup>11</sup>.

### Przykład 8.2.1

Na rysunku 8.4 przedstawiony jest graf  $G = K_5$  z wagami krawędzi. Oznaczmy  $e_{ij} = (v_i, v_j)$ . Krawędzie porządkujemy według rosnących wag:

$$e_{15}, e_{35}, e_{13}, e_{23}, e_{12}, e_{25}, e_{24}, e_{45}, e_{34}, e_{14}.$$

Zgodnie z algorytmem Kruskala wybieramy kolejne krawędzie, które nie tworzą cykli z poprzednio wybranymi. Są to krawędzie  $e_{15}, e_{35}, e_{23}, e_{45}$ . Waga tego drzewa wynosi  $w(T) = 2 + 3 + 5 + 7 = 17$  i jest to minimalne drzewo spinające.



Rysunek 8.4. Graf do przykładu 8.2.1 i jego minimalne drzewo spinające

Stosując algorytm Prima, zaczynamy od dowolnego wierzchołka, na przykład od  $v_2$ . Krawędź o najmniejszej wadze do pozostałych wierzchołków to  $e_{23}$ . Od zbioru wierzchołków  $\{v_2, v_3\}$  do pozostałych prowadzi krawędź  $e_{35}$ , od zbioru  $\{v_2, v_3, v_5\}$  do pozostałych prowadzi krawędź  $e_{15}$ , a w końcu wybieramy krawędź  $e_{45}$ . Dostaliśmy to samo drzewo co otrzymane za pomocą algorytmu Kruskala.

Drzewa minimalne mogą być różne w zależności od użytego algorytmu, sposobu posortowania przy algorytmie Kruskala (gdy wagi niektórych krawędzi są identyczne), wierzchołka startowego i kolejnych wyborów przy algorytmie Prima. Niemniej wagi tak otrzymanych drzew minimalnych są oczywiście takie same.

Długością ważoną drogi  $(u_0, u_1, \dots, u_n)$  w grafie  $G(V, E)$  o nieujemnych wagach krawędzi (łuków)  $e \in E$  jest suma wag krawędzi tej drogi. Do znajdowania najkrótszej drogi ważonej z ustalonego wierzchołka  $u$  w grafie  $G(V, E)$  o nieujemnych wagach krawędzi  $e \in E$  służy algorytm opracowany przez E. Dijkstrę.

*Algorytm  
Dijkstry*

Algorytm ten znajduje w grafie wszystkie najkrótsze drogi pomiędzy wyróżnionym wierzchołkiem  $u$  a wszystkimi pozostałymi, dodatkowo wyliczając długość każdej z tych dróg. Algorytm Dijkstry jest również przykładem algorytmu zachłannego (zobacz na przykład [7], [13]). Sformułujemy go dla grafów nieskierowanych.

### Algorytm 8.2.3

*Tworzymy dwa zbiory wierzchołków  $Q$  i  $S$ . W trakcie algorytmu będziemy tworzyć funkcję  $d(v) \geq 0$  określoną na  $V$  i funkcję  $p(v)$  określoną na  $V \setminus u$  o wartościach w  $V$ . Wierzchołek  $u$  jest jedynym wierzchołkiem początkowym.*

1. Niech  $Q = V, S = \emptyset$ .
2. Dla każdego  $v \in V \setminus u$  przyjmujemy  $d(v) = \infty$  oraz  $d(u) = 0$ .
3. Funkcja  $p(v)$  jest niezdefiniowana dla wszystkich  $v \in V$ .
4. Powtarzamy poniższe kroki algorytmu, aż  $Q = \emptyset$ .
  - (a) Wybieramy w  $Q$  wierzchołek o najmniejszym  $d(v)$ , usuwamy go z  $Q$  i dodajemy do  $S$ .
  - (b) Dla każdego  $t \in \Gamma(v) \cap Q$ , jeśli  $d(t) > d(v) + w(v, t)$ , to  $d(t) = d(v) + w(v, t)$ .
  - (c) Określamy  $p(t) = v$ .

W wyniku działania tego algorytmu ciąg wierzchołków  $v, v_1 = p(v), v_2 = p(v_1), \dots, u = p(v_m)$  jest najkrótszą drogą z wierzchołka  $v$  do początkowego wierzchołka  $u$ .

**Uwaga.** Dla wybrania z  $Q$  wierzchołka  $v$  o najmniejszym  $d(v)$  najlepiej przyjąć, że  $Q$  jest uporządkowany tak jak przy przeszukiwaniu grafu metodą BFS (algorytm 8.1.1).

### Przykład 8.2.2

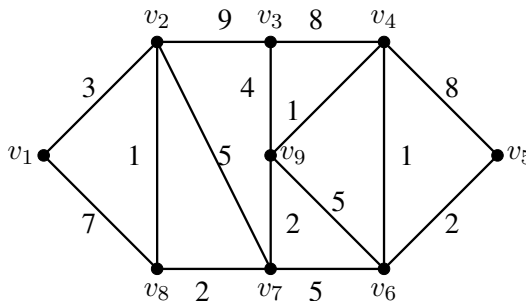
Dla grafu pokazanego na rysunku 8.5 najkrótszą drogą ważoną od  $v_1$  do  $v_5$  jest ciąg  $(v_1, v_2, v_8, v_7, v_9, v_4, v_6, v_5)$ . Ważona długość tej drogi jest równa 12, a długość nieważona jest równa 7. Długość zaś najkrótszej drogi nieważonej jest równa 4, a taką drogą jest na przykład ciąg  $v_1, v_2, v_3, v_4, v_5$ . Długość ważona tej drogi wynosi 28.

Aby zastosować algorytm Dijkstry, ustalamy najpierw algorytmem BFS zbiór (kolejkę)  $Q$  (wiersz pierwszy) i nadajemy wartości z kroku 2 w algorytmie (wiersz drugi).

W kolejnych krokach algorytmu, idąc z kolejnych wierzchołków  $v$  z kolejki  $Q$ , wierzchołki  $t \in V^+(v)$  grafu otrzymują wartości  $d(t)$ .

	$v_1$	$v_2$	$v_8$	$v_3$	$v_7$	$v_4$	$v_9$	$v_6$	$v_5$
	0	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$
$v_1$	0	3	7	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$
$v_2$	0	3	4	12	8	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$
$v_8$	0	3	4	12	6	$\infty$	$\infty$	$\infty$	$\infty$
$v_3$	0	3	4	12	6	20	16	$\infty$	$\infty$
$v_7$	0	3	4	12	6	20	8	11	$\infty$
$v_9$	0	3	4	12	6	9	8	11	$\infty$
$v_4$	0	3	4	12	6	9	8	10	17
$v_6$	0	3	4	12	6	7	6	10	<b>12</b>
	$v_1$	$v_3$	$v_2$	$v_8$	$v_9$	$v_7$	$v_4$	$v_6$	

Wartości  $p(v)$  dla  $v \in V \setminus v_1$  są podane w ostatnim wierszu.



Rysunek 8.5. Graf do przykładu 8.2.2

# 11. Systemy i algorytmy zachłanne

## 11.1. Systemy zachłanne

Około 1980 roku J. Korte<sup>35</sup> i L. Lovász<sup>42</sup> wprowadzili greedoidy, będące dalszym uogólnieniem matroidów, jako narzędzie do opisywania i badania algorytmów zachłannych\*.

Niech  $E$  będzie zbiorem skończonym. Systemem zachłannym (greedoidem) nazywamy parę  $M = (E, \mathcal{F})$  taką, że niepusta rodzina  $\mathcal{F}$  podzbiorów zbioru  $E$  spełnia następujące postulaty:

- ( $g_1$ )  $\emptyset \in \mathcal{F}$ ,
- ( $g_2$ ) jeśli  $F_1, F_2 \in \mathcal{F}$ ,  $|F_1| < |F_2|$ , to istnieje  $e \in F_2 \setminus F_1$  taki, że  $F_1 \cup e \in \mathcal{F}$ .

Zbiory  
wykonalne  
i osiągalne

Zbiory należące do  $\mathcal{F}$  nazywa się *wykonalnymi* (ang. *feasible*). Rodzinę  $\mathcal{F}$  nazywa się *osiągalną* (ang. *accessible*), gdy spełniony jest warunek ( $g_1$ ) oraz

- ( $a_1$ ) jeśli  $F \in \mathcal{F} \setminus \emptyset$ , to istnieje  $e \in F$  takie, że  $F \setminus e \in \mathcal{F}$ .

Parę  $(E, \mathcal{F})$ , gdzie  $\mathcal{F}$  jest rodziną osiągalną, nazywamy systemem osiągalnym. Greedoidy są systemami osiągalnymi. Łatwo też zauważyć, że każdy matroid jest systemem zachłannym, gdzie zbiorami wykonalnymi są zbiory niezależne matroidu.

Baza

Bazą systemu zachłannego nazywa się każdy maksymalny zbiór wykonalny. Z postulatu ( $g_2$ ) wynika, że każda baza ma tę samą liczbę elementów.

Rząd

Rzędem  $\rho(F)$  zbioru  $F \subseteq E$  nazywa się liczbę elementów maksymalnego zbioru wykonalnego  $F \subseteq A$ . Zbiór  $F \in \mathcal{F}$  jest wykonalny

---

\*B. Korte, L Lovász, R. Schrader, *Greedyoids*, Springer-Verlag, Berlin 1991. Patrz również B. Korte, J. Vygen, *Combinatorial Optimization, Theory and Algorithms*, Springer-Verlag, Berlin 2012.

wtedy i tylko wtedy, gdy  $\rho(F) = |F|$ . Każdy maksymalny wykonalny podzbiór  $F$  zbioru  $A$  ma tę samą liczbę elementów  $\rho(A)$ .

### Przykład 11.1.1

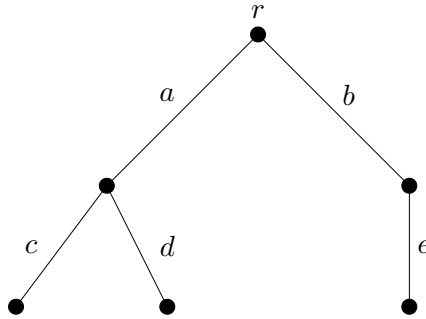
Niech  $G = (V, E)$  będzie grafem nieskierowanym z wyróżnionym wierzchołkiem  $r \in V$ . Zbiory  $F$  krawędzi drzew (niekoniecznie spinających) zawierających wierzchołek  $r$  tworzą rodzinę  $\mathcal{F}$  taką, że  $(E, \mathcal{F})$  jest greedoidem.

### Przykład 11.1.2

Niech  $T = (V, E, r)$  będzie drzewem o ustalonym korzeniu  $r$ . Określmy rodzinę  $\mathcal{F}$  jako rodzinę zbiorów krawędzi poddrzew drzewa  $T$  o tym samym korzeniu  $r$ . Jeśli  $F \in \mathcal{F}$  oraz  $F \neq \emptyset$ , to usuwając krawędź  $e$  incydentną z wierzchołkiem stopnia 1, otrzymujemy znowu poddrzewo o korzeniu  $r$  lub zbiór pusty. Jediną bazą takiego greedoidu jest  $E$  (patrz zadanie 11.1).

Niech  $T$  będzie drzewem przedstawionym na rysunku 11.1. Wówczas  $A \in \mathcal{F}$  tylko wtedy, gdy zajdzie jeden z przypadków:

- $\{a, b\} \subseteq A$ ,
- $a \in A$ ,  $A \subseteq E \setminus \{b, e\}$ ,
- $b \in A$ ,  $A \subseteq E \setminus \{a, c, d\}$ ,
- $a = \emptyset$ .



Rysunek 11.1. Drzewo  $T$  z korzeniem  $r$

Wtedy też:

$$\rho(A) = \begin{cases} |A|, & \text{jeśli } A \in \mathcal{F}, \\ 0, & \text{jeśli } A \notin \mathcal{F}. \end{cases}$$

W matroidzie każdy podzbiór bazy jest zbiorem niezależnym. Jeśli więc jedyną bazą jest cały zbiór  $E$ , to każdy zbiór  $A \subseteq E$  jest niezależny, czyli jest to matroid wolny. Tutaj nie każdy podzbiór  $E$  należy do  $\mathcal{F}$ . Oznacza to (patrz zadanie 11.1), że tak skonstruowana para  $(E, \mathcal{F})$  jest greedoidem, ale nie jest matroidem.

Wróćmy do warunków  $(s_1) - (s_3)$  z twierdzenia 10.1.5 na str. 184 i zastąpmy warunek  $(s_4)$  warunkiem  $(s'_4)$ :

$(s_1)$   $A \subseteq \sigma(A)$ ,

$(s_2)$  jeśli  $A \subseteq B$ , to  $\sigma(A) \subseteq \sigma(B)$ ,

$(s_3)$   $\sigma(\sigma(A)) = \sigma(A)$ ,

$(s'_4)$  jeśli  $f \notin \sigma(A)$ ,  $f \in \sigma(A \cup e)$ ,  $f \neq e$  to  $e \notin \sigma(A \cup f)$ .

*Antymatroid* Parę  $(E, \sigma)$  spełniającą warunki  $(s_1) - (s'_4)$  nazywamy antymatroidem. Antymatroid jest greedoidem, choć nie jest matroidem.

### Przykład 11.1.3

Niech  $\sigma(A)$  będzie minimalnym poddrzewem drzewa z przykładu 11.1.2, zawierającym krawędzie zbioru  $A$ . Wtedy  $\sigma(A)$  spełnia warunki  $(s_1) - (s'_4)$ , czyli greedoid z tego przykładu jest antymatroidem.

Wprowadźmy trzy własności greedoidów o rodzinie wykonalnej  $\mathcal{F}$ .

$(v_0)$  Własność przedziałowa: jeśli  $F, G, H \in \mathcal{F}$ ,  $F \subseteq G \subseteq H$  oraz dla każdego  $e \notin H$  zachodzi  $F \cup e \in \mathcal{F}$ ,  $H \cup e \in \mathcal{F}$ , to wtedy  $G \cup e \in \mathcal{F}$ .

$(v_G)$  Własność przedziałowa bez ograniczenia górnego: jeśli  $F, G \in \mathcal{F}$ ,  $F \subseteq G$  oraz dla każdego  $e \notin G$  zachodzi  $F \cup e \in \mathcal{F}$ , to wtedy  $G \cup e \in \mathcal{F}$ .

$(v_D)$  Własność przedziałowa bez ograniczenia dolnego: jeśli  $G, H \in \mathcal{G}$ ,  $F \subseteq H$  oraz  $H \cup e \in \mathcal{F}$ , to wtedy  $G \cup e \in \mathcal{F}$ .

Uzasadnieniem wprowadzenia tych pojęć są następujące trzy własności.

### Własność 11.1.1

*Greedoid mający własność przedziałową jest greedoidem, dla którego suma dwóch dowolnych zbiorów wykonalnych jest wykonalna, o ile zawiera inny zbiór wykonalny.*

### Własność 11.1.2

*Greedoid mający własność przedziałową bez ograniczenia górnego jest antymatroidem.*

### Własność 11.1.3

*Greedoid mający własność przedziałową bez ograniczenia dolnego jest matroidem.*

**Przykład 11.1.4**

Niech  $G = (V, E)$  będzie grafem prostym z wyróżnionym wierzchołkiem  $r \in V$ . Niech  $\mathcal{F}$  będzie rodziną zbiorów wierzchołków  $F$  takich, że  $r \in F$  oraz  $F$  tworzy spójny podgraf grafu  $G$ . Wtedy  $(V, \mathcal{F})$  jest antymatroidem. Ten greedoid jest zwany greedoidem przeszukiwań wierzchołków (ang. *vertex search greedoid*).

Zauważmy, że greedoid z przykładu 11.1.3 można uważać za szczególnie przypadek tak określonego greedoidu. Wystarczy do drzewa  $T$  z przykładu 11.1.3 dołączyć wierzchołek  $r_0$  i dodać krawędź  $\{r_0, r\}$ , otrzymując drzewo  $T_0$ , a następnie utworzyć graf krawędziowy  $G = L(T_0)$  z wierzchołkiem  $r = L(\{r_0, r\})$ .

**Przykład 11.1.5**

Niech  $G = (V, E)$  będzie digrafem prostym z wyróżnionym wierzchołkiem  $r \in V$ . Niech  $\mathcal{F}$  będzie rodziną łuków poddrzew skierowanych zawierających łuki skierowane zgodnie z drogami prowadzącymi od  $r$  do wierzchołków końcowych.  $(E, \mathcal{F})$  jest greedoidem przedziałowym, ale nie jest ani matroidem, ani antymatroidem. Ten greedoid jest zwany greedoidem przeszukiwań łuków (ang. *line search greedoid*).

Zauważmy, że również tutaj greedoid z przykładu 11.1.3 można uważać za szczególnie przypadek tak określonego greedoidu. Wystarczy, że w drzewie  $T$  z przykładu 11.1.3 zorientujemy krawędzie tak, aby łuki były skierowane zgodnie z drogami prowadzącymi od  $r$  do wierzchołków końcowych.

Greedoid można też określić za pomocą poniżej zdefiniowanego języka zachłannego.

Niech  $E^*$  będzie zbiorem słów nad alfabetem  $E$ , to znaczy zbiorem ciągów o elementach (literach) z  $E$ . Konkatenacją  $\alpha\beta$  słów  $\alpha = x_1 \dots x_i$  oraz  $\beta = y_1 \dots y_j$  jest słowo  $x_1 \dots x_i y_1 \dots y_j$ . Nośnikiem  $\tilde{\alpha}$  słowa  $\alpha$  jest zbiór różnych liter słowa  $\alpha$ . Słowo jest *proste*, gdy każda litera występuje w słowie co najwyżej jeden raz.

Językiem nazywamy skończoną i niepustą rodzinę  $\mathcal{L} \subseteq E^*$ . Język jest prosty, gdy wszystkie jego słowa są proste. Nośnikiem  $\tilde{\mathcal{L}}$  języka  $\mathcal{L}$  jest:

$$\tilde{\mathcal{L}} = \{\tilde{\alpha} : \alpha \in \mathcal{L}\}. \quad (11.1.1)$$

Język  
zachłanny

Językiem zachłannym nad skończonym zbiorem  $E$  jest para  $(E, \mathcal{L})$ , gdzie  $\mathcal{L}$  jest językiem prostym takim, że:

- (l<sub>1</sub>) jeśli  $\alpha = \beta\gamma$  i  $\alpha \in \mathcal{L}$ , to  $\beta \in \mathcal{L}$ ,
- (l<sub>2</sub>) jeśli  $\alpha, \beta \in \mathcal{L}$  oraz  $|\alpha| > |\beta|$ , to  $\alpha$  zawiera literę  $x$  taką, że  $\beta x \in \mathcal{L}$ .

Warunek  $(l_1)$  jest warunkiem (lewej) dziedziczności. Warunek  $(l_2)$  jest aksjomatem wymiany.

### Twierdzenie 11.1.1

Systemy zachłanne i języki zachłanne są równoważne w następującym sensie.

- (i) Jeśli  $(E, \mathcal{L})$  jest językiem zachłannym, to  $(E, \tilde{\mathcal{L}})$  jest systemem zachłannym.
- (ii) Jeśli  $(E, \mathcal{F})$  jest systemem zachłannym, to
 
$$\mathcal{L}(\mathcal{F}) = \{x_1 \dots x_k \in E^* : \{x_1, \dots, x_i\} \in \mathcal{F} \text{ dla } 1 \leq i \leq k\}$$
 jest językiem zachłannym.
- (iii)  $\mathcal{L}(\tilde{\mathcal{L}}) = \mathcal{L}$  oraz  $\tilde{\mathcal{L}}(\mathcal{F}) = \mathcal{F}$ .

### Przykład 11.1.6

Niech zbiorem liter będą krawędzie drzewa z przykładu 11.1.2. Określimy słowa języka  $\mathcal{L}$  jako ciągi symboli  $\alpha = (x_1, \dots, x_k)$  takie, że zbiór  $\{x_1, \dots, x_k\}$  jest drzewem o korzeniu  $r$  oraz jeśli  $\alpha = \beta\gamma$ ,  $\gamma = (y_1, \dots, y_l)$ , to również  $\{y_1, \dots, y_l\}$  jest drzewem o korzeniu  $r$ . Spełnione są więc warunki  $(l_1)$  oraz  $(l_2)$ .

## 11.2. Algorytmy zachłanne

Niech  $E$  będzie zbiorem skończonym oraz  $w : E \rightarrow \mathbb{R}^+$ . Wartość funkcji  $w(e)$  nazywa się wagą elementu  $e$ . Niech  $\mathcal{S}$  będzie pewną rodziną podzbiorów zbioru  $E$ . Liczbę:

$$w(A) = \sum_{e \in A} w(e)$$

Algorytm  
zachłanny

nazywa się wagą zbioru  $A$ . Rozważmy problem znalezienia zbioru  $A \in \mathcal{S}$  o największej wadze. W tym celu sformułujemy następujący algorytm, zwany zachłannym.

### Algorytm 11.2.1

1. Sortujemy elementy  $e \in E$  według nierosnących wag w ciąg  $e_1 \geq e_2 \geq \dots \geq e_n$  (lub według niemalejących wag  $e_1 \leq e_2 \leq \dots \leq e_n$ ).
2. Zaczynając od  $A = \emptyset$ , dla  $i = 1, \dots, n$ , jeżeli  $A \cup e_i \in \mathcal{S}$ , to  $A \leftarrow A \cup e_i$ .



Otrzymany w ten sposób zbiór  $A$  jest wynikiem działania algorytmu zachłannego.

Algorytm zachłanny nie musi być optymalny, to znaczy zbiór  $A \in \mathcal{S}$  znaleziony za pomocą algorytmu zachłannego nie musi mieć największej (najmniejszej) wagi.

### Przykład 11.2.1

Niech:

$$A = \begin{bmatrix} 7 & 5 & 1 \\ 3 & 4 & 3 \\ 2 & 3 & 1 \end{bmatrix}.$$

Suma trzech elementów macierzy  $A$  wybranych algorytmem 11.2.1 takich, że z każdej kolumny może być tylko jeden element, jest największa i jest równa 15. Jeśli natomiast wybrane elementy nie mogą być z tych samych kolumn i wierszy, to suma takich trzech elementów nie jest największa. Algorytm zachłanny daje sumę 12, natomiast największa suma jest równa 13.

Bardziej ogólne przykłady pozostawimy jako zadania 11.2 i 11.3.

R. Rado<sup>59</sup> i J. Edmonds<sup>14</sup> udowodnili poniższy wynik.

### Twierdzenie 11.2.1

*Jeżeli  $M = (E, \mathcal{I})$  jest matroidem, to zbiór  $A$  wyznaczony przez algorytm zachłanny jest zbiorem niezależnym o największej (najmniejszej) wadze. Jeżeli  $(E, \mathcal{I})$  nie jest matroidem, to istnieje waga  $w : E \rightarrow \mathbb{R}^+$  taka, że  $A$  nie jest zbiorem o największej (najmniejszej) wadze.*

Za pomocą algorytmu zachłannego i z wykorzystaniem twierdzenia 11.2.1 można wyznaczyć minimalne drzewo spinające grafu spójnego.

Jeżeli matroid jest grafowy, to algorytm Kruskala wyboru maksymalnego (minimalnego) drzewa spinającego w grafie  $G$  jest algorytmem zachłannym w matroidzie  $M(G)$ . Algorytm Prima nie jest zaś algorytmem zachłannym w matroidzie  $M(G)$ , gdyż w sformułowaniu tego algorytmu występują wierzchołki grafu. Jest on jednak algorytmem zachłannym w pewnym greedoidzie związanym z grafem  $G$ . Zagadnienie to omówimy w dalszej części tego punktu.

### Przykład 11.2.2

W matroidzie Fano  $F_3$  o elementach  $\{1, 2, \dots, 7\}$  (zobacz rysunek 9.3 na str. 176) określimy wagę elementu  $i$  wzorem  $w(i) = (i^2 \bmod 6) + 1$ . Ponieważ różne elementy mogą mieć tę samą wagę, to elementy matroidu mogą być uporządkowane rosnąco na różne sposoby, na przykład:

1. (6, 5, 7, 1, 3, 2, 4),
2. (6, 5, 1, 7, 3, 2, 4),
3. (6, 7, 1, 5, 3, 4, 2).

Wybieramy bazę o najmniejszej wadze. Przy pierwszym i drugim uporządkowaniu minimalną bazę tworzą trzy pierwsze elementy, czyli  $B_1 = \{5, 6, 7\}$  oraz  $B_2 = \{1, 5, 6\}$ . Przy uporządkowaniu trzecim element 1 będący na trzeciej pozycji należy do  $\sigma(6, 7)$ , więc musi być pominięty i wzięty element 5. Stąd  $B_3 = B_1$ .

### Algorytm Huffmana

Algorytm Huffmana<sup>31</sup> jest metodą bezstratnej kompresji danych, opracowaną w 1952 roku. Mimo że nie jest zbyt efektywny, stosuje się go ze względu na prostotę oraz brak ograniczeń patentowych. Jest przykładem algorytmu zachłannego.

Z symboli utworzony jest ciąg skończony (tekst)  $\tau$ . Słowa kodowe o długości  $k$  bitów (znaków 0 i 1) każde wystarczają do zakodowania  $2^k$  symboli. Na przykład powszechnie stosowany ośmiobitowy kod ASCII wystarcza na zakodowanie 128 symboli. Nie jest jednak konieczne, aby słowa kodowe były jednakowej długości.

Założmy, że każdemu symbolowi przypisujemy  $s \in S$  i przyporządkujemy wagę  $w(s)$ . Niech  $b(s)$  będzie liczbą bitów słowa kodującego symbol  $s$ . Kodowanie Huffmana polega na utworzeniu słów kodowych o niejednakowej długości w taki sposób, aby średnia ważona

$$W = \frac{\sum_{i=1}^n b(s_i) w(s_i)}{\sum_{i=1}^n w(s_i)} \quad (11.2.1)$$

była najmniejsza. Jeśli za wagę  $w(s_i)$  przyjmiemy prawdopodobieństwo  $p_i$  występowania symbolu  $s_i$  w ciągu  $\tau$ , to  $L$  określone wzorem (11.2.2) jest wartością oczekiwaną długości słowa kodowego:

$$L = \sum_{i=1}^n b(s_i) p(s_i), \quad (11.2.2)$$

gdyż mianownik prawej strony wzoru (11.2.1) jest równy 1 (patrz dodatek A.5).

Algorytm Huffmana:

1. Tworzymy listę drzew binarnych, które w wierzchołkach przechowują pary:  $(s_i, p_i)$ . Na początku drzewa składają się wyłącznie z korzenia.

2. Jeśli na liście jest więcej niż jedno drzewo, powtarzamy: usuwamy z listy dwa drzewa o najmniejszym prawdopodobieństwie zapisanym w korzeniu. Wstawiamy nowe drzewo, w którego korzeniu jest suma prawdopodobieństw usuniętych drzew, natomiast one same stają się jego lewym i prawym poddrzewem. Korzeń drzewa nie przechowuje symbolu.
3. Drzewo, które pozostanie na liście, jest nazywane drzewem Huffmana – prawdopodobieństwo zapisane w korzeniu jest równe 1, natomiast w liściach drzewa zapisane są symbole.

Algorytm Huffmana nie określa, w jakiej kolejności wybierać drzewa z listy, jeśli mają takie samo prawdopodobieństwo. Nie jest również określone, które z usuwanych drzew ma stać się lewym bądź prawym poddrzewem. Jednak bez względu na przyjęte rozwiązanie wartość oczekiwana długości kodu pozostaje taka sama.

Na podstawie drzewa Huffmana tworzone są słowa kodowe według następującego algorytmu:

1. Każdej lewej krawędzi drzewa przypisujemy 0, prawej 1 (można oczywiście odwrotnie).
2. Przechodzimy w głąb drzewa od korzenia do każdego liścia (symbolu): jeśli idziemy w prawo, dopisujemy do kodu bit o wartości 1; jeśli idziemy w lewo, dopisujemy do kodu bit o wartości 0.

Długość słowa kodowego jest równa głębokości symbolu w drzewie.

### Przykład 11.2.3

Cztery symbole  $a, b, c, d$  występujące z prawdopodobieństwami:

$a$	$b$	$c$	$d$
0.1	0.2	0.3	0.4

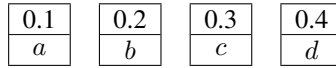
Proces budowy drzewa kodowego przedstawiony jest na rysunku 11.2. Kody znaków:

- $a = 000$ ,
- $b = 001$ ,
- $c = 01$ ,
- $d = 1$ .

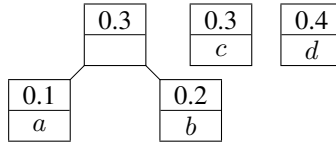
Wartość oczekiwana długości słowa kodowego wynosi:

$$3 \cdot 0.1 + 3 \cdot 0.2 + 2 \cdot 0.3 + 1 \cdot 0.4 = 1.9.$$

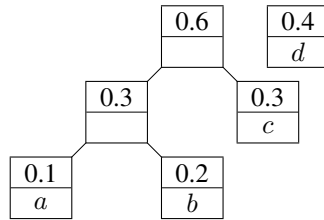
Cztery symbole – cztery drzewa składające się tylko z korzeni:



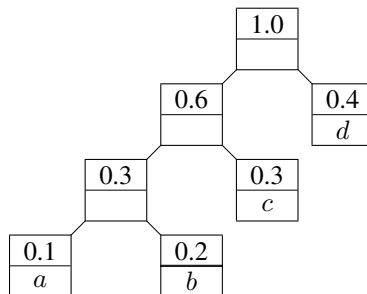
Łączymy korzenie z symbolami  $a$  oraz  $b$ :



Łączymy korzenie  $(a, b)$  oraz  $c$ :



Łączymy korzenie  $((a, b), c)$  oraz  $d$ :



Rysunek 11.2. Budowa drzewa kodowego w algorytmie Huffmana

Więcej o algorytmie Huffmana i algorytmach na nim opartych można znaleźć w książkach [6] i [8].

Pozostaje pytanie, kiedy algorytm zachłanny jest optymalny. Z twierdzenia 11.2.1 wiadomo, że dla dowolnych funkcji wagi jest tak dla matroidów. Rząd matroidu jest funkcją submodularną. Mocniejszą własnością jest modularność funkcji. Funkcja  $c(A)$ ,  $A \subseteq E$ , jest modularna, gdy spełnia równość:

$$c(A \cup B) = c(A) + c(B) - c(A \cap B).$$

*Mocna własność wymiany*

Mocną własność wymiany sformułujemy następująco. Dla każdego  $A \in \mathcal{F}$ , maksymalnego  $B \in \mathcal{F}$ ,  $A \subseteq B$ ,  $x \in E \setminus B$ ,  $A \cup x \in \mathcal{F}$  istnieje  $x \in B \setminus A$  taki, że  $A \cup y \in \mathcal{F}$  oraz  $(B \setminus y) \cup x \in \mathcal{F}$ .

### **Własność 11.2.1**

*Greedoid z przykładu 11.1.1 ma mocną własność wymiany.*

O optymalności algorytmu zachłannego mówi poniższe twierdzenie.

### **Twierdzenie 11.2.2**

*Niech  $(E, \mathcal{F})$  będzie greedoidem. Algorytm zachłanny znajduje zbiór  $F \subseteq \mathcal{F}$  o maksymalnej wadze dla dowolnej modularnej funkcji  $w : \mathcal{F} \rightarrow \mathbb{R}^+$  wtedy i tylko wtedy, gdy greedoid ma mocną własność wymiany.*

Waga zbioru krawędzi grafu nieskierowanego określona jako suma wag jego krawędzi jest funkcją modularną. Z twierdzenia 11.2.2 i własności 11.2.1 wynika więc optymalność algorytmu Prima.

## **11.3. Zadania**

**11.1.** Pokazać, że para  $(E, \mathcal{F})$  skonstruowana w przykładzie 11.1.2 jest greedoidem.

**11.2.** Niech  $A$  będzie macierzą o  $n$  wierszach i  $m$  kolumnach o nieujemnych elementach. Uzasadnić, że suma  $m$  elementów macierzy wybranych za pomocą algorytmu 11.2.1 takich, że z  $i$ -tej kolumny,  $1 \leq i \leq m$ , może być tylko jeden element, jest największa.

**11.3.** Niech  $A$  będzie macierzą kwadratową  $n \times n$  o nieujemnych elementach. Wybrane elementy muszą się znajdować w różnych wierszach i różnych kolumnach. Uzasadnić, że algorytm zachłanny nie musi być optymalny.

**11.4.** Uzasadnić stwierdzenie z przykładu 11.1.3.

**11.5.** Zbudować drzewo kodowe Huffmana, gdy symbole  $a, b, c, d$  występują z prawdopodobieństwami:

$$\begin{array}{c|c|c|c} a & b & c & d \\ \hline 0.1 & 0.1 & 0.1 & 0.7 \end{array},$$

i obliczyć wartość oczekiwaną  $L$  słowa kodowego.

**11.6.** Zbudować drzewo kodowe Huffmana dla pięciu symboli i prawdopodobieństw:

$a$	$b$	$c$	$d$	$e$
0.1	0.1	0.2	0.2	0.4

**11.7.** Zbudować drzewo kodowe Huffmana, gdy wszystkie z pięciu symboli mają to samo prawdopodobieństwo.

# Skorowidz

## A

aksjomat wymiany, 207  
alfabet, 206  
algorytm  
  rozwiązywania równania  
  rekurencyjnego, 75  
Dijkstry, 155  
Fleury'ego, 121  
Huffmana, 209  
Kruskala, 153, 208  
najbliższego sąsiada, 153  
najkrótszej drogi, 155  
Prima, 153, 208, 212  
przeszukiwania  
  w głąb, 150  
  wszerz, 149  
  zachłanny, 154, 207  
antyłańcuch, 14  
antymatroid, 205  
atom kraty, 172, 173, 176, 178

## B

baza  
  cykli, 134  
  greedoidu, 203  
  matroidu, 181, 186  
  systemu zachłannego, 203  
bijekcja, 27, 30  
blok, 54, 57

## C

centroid, 138

centrum, 107, 138  
charakterystyka ciała  
  skończonego, 170  
ciało  
  binarne, 170  
  Galois, 170  
  skończone, 169  
  wielomianów, 170  
ciąg  
  arytmetyczny, 17  
  geometryczny, 17  
  rekurencyjny, 17  
  zrównoważony, 80  
cięcie  
  grafu, 127, 131, 135  
  minimalne, 131, 194  
cięciwa grafu, 134  
cykl  
  Eulera, 120, 122, 144  
  grafu, 86  
  Hamiltona, 122  
  matroidu, 182, 186  
  permutacji, 33, 37  
  prosty, 87

## D

dendryt, 131  
diagram  
  Ferrera, 68  
  Hassego, 12  
digraf, 88  
  prosty, 88  
  silnie spójny, 125

## długość

  cyklu, 86  
  permutacji, 33, 37  
  drogi, 86  
  słowa kodowego, 210

## dopełnienie

  algebraiczne, 264  
  grafu, 107, 144

## dren, 157

## droga, 86

  Eulera, 120, 144  
  Hamiltona, 122  
  minimalna, 152  
  prosta, 86

## drogi

  krawędziowo rozłączne, 128  
  wierzchołkowo rozłączne, 128

## drzewo, 87, 112, 115, 129

  binarne, 16, 136  
  Huffmana, 210  
  przeszukiwań, 149  
  puste, 16, 136  
  spinające, 131, 135, 186  
  minimalne, 152

## dziedzina funkcji, 27

## E

## element

  maksymalny, 12  
  minimalny, 12  
  najmniejszy, 12  
  największy, 12  
  elementy porównywalne, 12

**F**

fundamentalny zbiór  
 cięć, 135  
 cykli, 134  
 funkcja, 27, 28, 57  
 charakterystyczna, 263  
 chromatyczna, 114  
 modularna, 211  
 na, 27, 66  
 rozpięcia, 184  
 różnowartościowa, 27, 29  
 rzędu, 184  
 submodularna, 184, 211  
 tworząca, 72  
 rząd, 196  
 wykładnicza, 72  
 wymierna, 265

**G**

gałąź drzewa, 134  
 generator Fibonacciego, 23  
 generowanie  
 podzbiorów, 49  
 podziałów zbioru, 55  
 geometria  
 afiniczna, 178, 185  
 rzutowa, 175, 185, 197  
 graf, 85  
 acykliczny, 87, 129, 157  
 bichromatyczny, 112  
 dualny, 194  
 dwudzielny, 105, 106, 112,  
 114, 123, 142, 162  
 regularny, 163  
 eulerowski, 120, 125, 144  
 hamiltonowski, 122, 144  
 krawędziowy, 114  
 kubiczny, 105  
 $k$ -kolorowalny, 111  
 nieskierowany, 86, 152  
 niezorientowany, 86  
 orientowalny, 125  
 pełny, 104, 112, 123, 132,  
 137, 144  
 dwudzielny, 106, 144  
 Petersena, 105, 107, 112,  
 118

planarny, 108, 109, 113,  
 194  
 płaski, 108  
 półeulerowski, 120, 144  
 półhamiltonowski, 144  
 prosty, 86, 114, 137  
 regularny, 105  
 silnie spójny, 87  
 skierowany, 88, 122, 125  
 spójny, 87, 101, 106, 120,  
 122, 127, 129, 137  
 krawędziowo, 127  
 ważony, 152  
 zorientowany, 88, 122, 125  
 greedoid, 203, 205  
 przeszukiwań  
 łuków, 206  
 wierzchołków, 206  
 grupa, 31  
 abelowa, 32, 169, 199  
 addytywna, 169  
 multiplikatywna, 169  
 permutacji, 33  
 przemienna, 169  
 skończona, 169  
 gwiazda, 87

**H**

$H$ -przepływ, 199

**I**

iloczyn  
 kartezyjański, 262  
 zbiorów, 262  
 indeks chromatyczny, 113, 118  
 indyktor, 263  
 iniekcja, 27  
 inwersja permutacji, 35, 42  
 izomorfizm  
 ciał skończonych, 170  
 drzew, 136  
 grafów, 102

**J**

język, 206  
 prosty, 206  
 zachłanny, 206, 207

**K**

klasa abstrakcji, 55, 263  
 klika grafu, 107  
 kobaza, 193  
 kocykl, 131, 193  
 kod  
 Graya, 48, 122  
 Huffmana, 209  
 Prufera, 132, 145, 243  
 kodrzewo, 131  
 kombinacje, 44  
 kongruencja, 262  
 konkatenacja, 206  
 kopęta, 193  
 korzeń, 16, 87  
 kratka, 14, 178  
 podprzestrzeni, 172  
 rozdzielna, 14  
 zupełna, 14  
 krawędzie  
 równoległe, 86  
 sąsiednie, 89  
 wielokrotne, 86  
 krawędź, 86, 98, 106, 109, 113,  
 136, 140  
 kres  
 dolny, 14  
 górny, 14  
 krok indukcyjny, 9, 11  
 krotność elementu, 50  
 kwantyfikikator  
 ogólny, 261  
 szczegółowy, 261

**L**

las, 129  
 spinający, 131, 186  
 minimalny, 152  
 lemat o uściskach dłoni, 90  
 liczba  
 $\mu$ , 191  
 chromatyczna, 111, 118  
 cyklomatyczna, 131  
 nieporządków, 62  
 liczby  
 Bella, 66, 82  
 Catalana, 80, 136



Fibonacciego, 20, 25, 46,  
75, 79, 100  
uogólnione, 23  
harmoniczne, 10, 17, 40  
Lucasa, 25  
Stirlinga  
cykliczne, 39  
drugiego rodzaju, 63,  
71, 147  
nieoznakowane, 39  
pierwszego rodzaju, 38,  
45, 52  
podzbiorowe, 63  
liczność zbioru, 51  
liść, 87, 89, 138

## Ł

łańcuch, 14  
koniec, 14  
nienasycony, 159  
początek, 14  
łuk, 88, 125  
łuki wielokrotne, 88

## M

macierz, 264  
cykli, 94, 117, 135, 136  
fundamentalna, 135  
incydencji, 190  
grafu, 91, 104, 116  
grafu skierowanego, 93  
sąsiedztwa, 97, 98, 116,  
117, 125  
stopni, 101  
transponowana, 96  
wag, 152  
Matlab, 91  
matroid, 181  
baz, 181  
bicykliczny, 188  
binarny, 184, 186, 187  
cykli, 182, 194  
dualny, 192  
Fano, 186, 193  
grafowy, 186, 194  
jednorodny, 184, 197  
macierzowy, 185

ograniczenie, 186  
reprezentowalny, 184  
rozpięcie, 183  
ściągnięcie, 186  
transwersalny, 192  
trywialny, 184  
wolny, 184  
z funkcją rzędu, 182  
zbiorów niezależnych, 182  
Maxima, 234  
metryka, 107  
minor  
grafu, 108  
matroidu, 187  
moc zbioru skończonego, 27  
most, 121, 127, 129  
multigraf, 86  
skierowany, 88  
multizbiór, 50

## N

następnik  
lewy, 136  
prawy, 136  
nieporządek, 62  
nierówność  
Bernoulliego, 24  
Weierstrassa, 24  
niezależność liniowa, 263  
niezawodność, 199  
niezmiennik  
izomorfizmu, 197  
Tutte'a-Grothendiecka, 198  
nośnik  
języka, 206  
słowa, 206

## O

obraz zbioru, 27  
obszar grafu, 109  
obwód grafu, 87  
Octave, 91  
odległość, 263  
odległość między  
wierzchołkami, 107, 138  
ograniczenie  
matroidu, 186

ograniczenie zbioru  
dolne, 14  
górne, 14  
orientacja grafu, 125

## P

permanent macierzy, 35, 140  
permutacja, 30  
bez punktów stałych, 62  
cykliczna, 33  
element neutralny, 33  
identycznościowa, 32  
nieparzysta, 35  
odwrotna, 33  
parzysta, 35  
transpozycja, 35  
zapis znormalizowany, 38  
pętla, 89, 96  
grafu, 86, 88, 98  
matroidu, 182  
pętla wielokrotna, 86, 88  
pierścień skończony, 169  
płaszczyzna  
afiniczna, 178  
Fano, 176, 186  
rzutowa, 176, 177  
podgraf, 91  
podłoga, 18  
podmacierz, 264  
podstawa indukcji, 9  
podział  
liczby, 67  
sprzężony, 68  
zbioru, 54  
pokrycie  
krawędziowe grafu, 141  
wierzchołkowe grafu, 141  
porządek  
częściowy, 11, 24  
leksykograficzny, 50  
liniowy, 12  
potęga  
krocząca, 28  
przyrastająca, 28, 30, 51,  
52, 64, 78  
ubywająca, 28, 29, 31, 38,  
44, 64

problem kojarzenia  
mażeństw, 143, 190

promień  
drzewa, 139  
grafu, 107  
zbieżności, 265

przeciwdziedzina funkcji, 27

przeciwbraz zbioru, 27, 57

przekrój, 158  
minimalny, 158  
normalny, 158

przepływ, 157

przepustowość, 158

przestrzeń  
liniowa, 171  
metryczna, 107, 263

pseudolas, 188

**Q**

$q$ -analog, 175  
trójkąta Pascala, 180

**R**

reguła  
sumowania po górnym  
indeksie, 53  
sumowania równoległego,  
53

rekurencja, 15

relacja, 11, 27  
antysymetryczna, 11  
przechodnia, 11  
przystawiana, 262  
równoważności, 54, 178  
symetryczna, 54  
zwrotna, 11

rodzina  
baz, 181  
cykli, 182, 183  
osiągalna, 203  
zbiorów niezależnych, 182,  
183

rozdrobienie podziału, 55

rozkład permutacji na cykle,  
33, 39, 42

rozpięcie zbioru, 183

równanie charakterystyczne, 21

równanie rekurencyjne, 17, 75  
liniowe, 19  
jednorodne, 19  
o stałych  
współczynnikach, 19

rzędu  $k$ , 19

różnica  
symetryczna, 88, 186, 262  
zbiorów, 262

rząd  
cięcia, 135  
cykliczności, 131, 134  
geometrii rzutowej, 176  
grafu, 131  
grupy, 169, 199  
grupy skończonej, 199  
macierzy, 191, 264  
cykli, 136  
matroidu, 182  
permutacji, 34, 42  
zbioru, 182, 203

**S**

Scilab, 91

sieć, 158  
przepływowa, 157

silnia, 15, 31, 39, 43, 174  
dolna, 28, 29, 31, 38, 44,  
62, 64  
górną, 28, 30, 51, 52, 64, 78

skierowanie grafu, 125

składowa  
silnie spójna, 91  
spójna, 91

skojarzenie, 140  
doskonałe, 140  
maksymalne, 140, 162  
pełne, 140

słowo  
kodowe, 209  
proste, 206

splot, 73  
Fibonacciego, 79

spójność  
krawędziowa, 127  
wierzchołkowa, 127

stopień wierzchołka, 89, 90,  
112, 137, 138  
wejściowy, 90, 94, 122  
wyjściowy, 89, 94, 122

strumień, 157  
maksymalny, 158

sufit, 18

suma  
prosta matroidów, 187  
zbiorów, 262

surjekcja, 27

symbol  
Gaussa, 174  
Newtona, 44, 174

system  
osiągalny, 203  
zachłanny, 203, 207

szereg  
formalny, 72  
odwrotny, 74  
potęgowy, 265, 266

**Ś**

ściana grafu, 109

ściągnięcie  
krawędzi, 108, 114  
matroidu, 186

ściek, 157

średnia  
teoretyczna, 266  
ważona, 209, 266

średnica  
drzewa, 139  
grafu, 107

**T**

tekst, 209

tożsamość  
Cassiniego, 21  
Cauchy'ego, 47

transwersała, 189  
częściowa, 189

trójkąt Pascala, 46

turniej, 125

twierdzenie  
Brooksa, 112  
Cauchy'ego, 38

Cayleya, 132  
 Diraca, 124  
 Eulera, 109  
 Fermata, 53  
 Forda-Fulkersona, 128, 159  
 Gallaia, 141  
 Halla, 143, 190  
 Koniga, 114, 142  
 Kuratowskiego, 108  
 Landaua, 126  
 Maclaurina, 265, 266  
 Mengera, 128, 164  
 Meyniela, 126  
 o czterech barwach, 113  
 o kojarzeniu małżeństw,  
 142  
 Orego, 124  
 Redeiego, 125  
 Rado, 192  
 Rado-Edmondsa, 208  
 Robbinsa, 126  
 Thomassena, 126  
 Vizinga, 112, 113  
 typ permutacji, 33, 37, 38, 42

## U

ujście, 157, 162  
 ułamki proste, 265  
 usunięcie  
 krawędzi, 108, 114  
 wierzchołka, 108

## W

waga  
 elementu, 207  
 krawędzi, 152  
 symbolu, 209  
 wierzchołka, 138  
 zbioru, 207  
 warstwa, 178, 263  
 warstwy funkcji, 57

wartość oczekiwana, 209, 266  
 warunek  
 brzegowy, 19  
 początkowy, 11  
 wejście, 157, 158  
 wektor, 263  
 wielomian  
 chromatyczny, 114, 118,  
 198, 200  
 nierozkładalny, 170, 179  
 przepływowy, 200  
 Tutte'a, 196  
 wierzchołek, 86, 98, 105, 109,  
 111, 136, 140  
 centralny, 138, 147  
 centroidalny, 138, 147  
 incydentny z krawędzią, 89  
 izolowany, 89, 92  
 końcowy, 89  
 rozcinający, 127  
 wiszący, 138  
 wierzchołki  
 incydentne, 88, 89  
 sąsiednie, 89, 137  
 własność  
 przedziałowa, 205  
 Steinitza, 181  
 wymiany, 181  
 mocna, 212  
 współczynnik  
 dwumianowy, 44, 77  
 wielomianowy, 47  
 wyjście, 158  
 wymiar  
 geometrii rzutowej, 176  
 warstwy, 178  
 wysokość drzewa, 87  
 wyznacznik, 36, 264  
 wzór  
 Cayleya, 147, 244  
 dwumianowy, 44

Newtona, 44  
 Robbinsa, 31  
 Stirlinga, 31

## Z

zasada  
 indukcji matematycznej,  
 9, 11  
 maksimum, 13  
 minimum, 13  
 szufladkowa Dirichleta, 55  
 uogólniona, 58  
 włączania-wyłączania, 59  
 zbiór  
 częściowo uporządkowany,  
 11  
 domknięty, 183  
 krawędzi, 86, 114, 186  
 łuków, 88  
 niezależny, 182, 203  
 permutacji, 31, 33  
 rozdzielający  
 graf spójny, 127  
 wierzchołki, 128  
 rozspajający  
 graf spójny, 127  
 wierzchołki, 128  
 wewnętrznie stabilny, 140  
 wierzchołków, 86, 114  
 wykonalny, 203  
 z powtórzeniami, 50  
 złoty podział, 22  
 złożenie  
 permutacji, 32, 35  
 transpozycji, 36  
 zmienna losowa, 266  
 znak permutacji, 35, 37

## Ź

źródło, 157, 162



# PROGRAM PARTNERSKI

GRUPY WYDAWNICZEJ HELION



1. ZAREJESTRUJ SIĘ
2. PREZENTUJ KSIĄŻKI
3. ZBIERAJ PROWIZJĘ

Zmień swoją stronę WWW  
w działający bankomat!

**Dowiedz się więcej i dołącz już dzisiaj!**

<http://program-partnerski.helion.pl>



**Na zadane w ankiecie pytanie** o definicję matematyki dyskretnej pewien student Politechniki Gdańskiej odpowiedział, że jest to dział matematyki, który „dyskretnie wciska się, gdzie się da”. Choć prawdopodobnie nie o taką odpowiedź chodziło pytającemu, z pewnością jest w niej trochę prawdy. Z matematyką dyskretną mamy obecnie do czynienia dosłownie wszędzie, ponieważ wszędzie obecna jest informatyka, która wykorzystuje wiele pojęć i konstrukcji powstałych właśnie dzięki temu stosunkowo mało znanemu działowi królowej nauk.

**Matematyka dyskretna** to zbiorcza nazwa różnych działów matematyki zajmujących się badaniem struktur nieciągłych, a więc takich, które w naturalny sposób znajdują zastosowanie w informatyce. Kryptografia, teoria gier i teoria grafów — to tylko niektóre z działów matematyki dyskretnej praktycznie wykorzystywane przez wielu programistów w codziennej pracy. A jeśli doda się do nich takie zagadnienia jak rekurencja czy algorytmy zachłanne, potrzeba zrozumienia podstaw tego działu matematyki staje się chyba jasna dla wszystkich adeptów informatyki.

**Ten podręcznik** powstał na bazie doświadczeń autorów w prowadzeniu zajęć z matematyki dyskretnej, teorii grafów i algorytmów kombinatorycznych na Politechnice Wrocławskiej, na Wydziale Podstawowych Problemów Techniki, na Uniwersytecie Ekonomicznym w Poznaniu, na Wydziale Informatyki i Gospodarki Elektronicznej, oraz w Państwowej Wyższej Szkole Zawodowej im. Witelona w Legnicy, na Wydziale Nauk Technicznych i Ekonomicznych. Zajęcia były prowadzone dla studentów informatyki, a także dla tych z kierunku informatyka i ekonometria. I to przede wszystkim dla studentów kierunków informatycznych przeznaczona jest ta książka. Zawiera ona również wiadomości bardziej zaawansowane, przydatne dla doktorantów i zaawansowanych programistów, którym daje teoretyczne podstawy do studiowania algorytmów.

- Indukcja i rekurencja
- Rozmieszczenia i permutacje
- Kombinacje i podziały
- Grafy i drzewa
- Algorytmy grafowe
- Struktury kombinatoryczne
- Systemy i algorytmy zachłanne

**Matematyka dyskretna bez tajemnic**



**Helion**



helion.pl



0 801 339900



0 601 339900

Sprawdź nasze szkolenia!



AKADEMIA IT & BUSINESS

WWW.SZKOLENIA.HELION.PL

**KOD KORZYŚCI**  
Sięgnij po więcej! ▶



ISBN 978-83-283-4011-4



9 788328 340114

**INFORMATYKA W NAJLEPSZYM WYDANIU**

Cena: 49,00 zł