

# Programare cu premeditare

Cătălin Frâncu



# Prefață

Aici voi spune ceva introductiv.

- Problemele sînt ordonate după dificultate.
- Pentru Codeforces și Kilonova aveți nevoie de un cont pentru a vedea sursele.
- Am inclus legături către versiunile online ale surselor acolo unde evaluarea este publică.  
Rapoartele de evaluare arată și timpul și memoria.

# Cuprins

<b>I</b>	<b>Structuri de date pe vectori</b>	<b>17</b>
<b>1</b>	<b>Arbori de intervale</b>	<b>20</b>
1.1	Reprezentare . . . . .	20
1.1.1	Memoria necesară . . . . .	21
1.1.2	Reprezentări alternative . . . . .	22
1.2	Operații elementare . . . . .	22
1.2.1	Actualizarea punctuală . . . . .	22
1.2.2	Construcția în $\mathcal{O}(n \log n)$ . . . . .	23
1.2.3	Construcția în $\mathcal{O}(n)$ . . . . .	23
1.2.4	Calculul sumei pe interval . . . . .	23
1.2.5	Căutarea unei sume parțiale . . . . .	25
1.2.6	Căutarea într-un arbore de maxime . . . . .	25
1.2.7	Adaptarea la alte tipuri de operații . . . . .	26
1.2.8	Implementarea recursivă . . . . .	26
1.3	Probleme . . . . .	26
1.3.1	Problema Xenia and Bit Operations (Codeforces) . . . . .	26
1.3.2	Problema Distinct Characters Queries (Codeforces) . . . . .	27
1.3.3	Problema K-query (SPOJ) . . . . .	27
1.3.4	Problema Sereja and Brackets (Codeforces) . . . . .	28
1.3.5	Problema Copying Data (Codeforces) . . . . .	28
1.3.6	Problema PHF (FMI No Stress 2013) . . . . .	29
1.3.7	Problema Points (Codeforces) . . . . .	30
1.3.8	Problema Medwalk (Lot 2025) . . . . .	30
<b>2</b>	<b>Arbori de intervale cu propagare <i>lazy</i></b>	<b>34</b>
2.1	Operații pe interval . . . . .	34
2.2	Implementare recursivă (actualizări punctuale) . . . . .	38
2.3	Implementare recursivă (actualizări pe interval) . . . . .	39
2.4	Arta proiectării unui arbore de intervale . . . . .	40
2.5	Probleme . . . . .	41
2.5.1	Problema Polynomial Queries (CSES) . . . . .	41
2.5.2	Problema Nezzar and Binary String (Codeforces) . . . . .	42

2.5.3	Problema Simple (infO(1)Cup 2019)	42
2.5.4	Problema Balama (Baraj ONI 2024)	43
<b>3</b>	<b>Arbori indexați binar</b>	<b>45</b>
3.1	<i>Benchmarks</i>	45
3.1.1	Varianta 1 ( <i>point update, range query</i> )	46
3.1.2	Varianta 2 ( <i>range update, range query</i> )	46
3.1.3	Concluzii	46
3.2	Actualizări punctuale și interogări pe interval	47
3.3	Reprezentare	47
3.4	Operația de interogare (suma unui interval)	47
3.5	Operația de actualizare (adăugare pe poziție)	48
3.6	Construcția în $\mathcal{O}(n)$	49
3.7	Găsirea unei valori punctuale	50
3.8	Căutarea binară a unei sume parțiale	51
3.9	Alte operații decât adunarea	52
3.10	Probleme	53
3.10.1	Problema The Permutation Game Again (SPOJ)	53
3.10.2	Problema Multiset (Codeforces)	53
3.10.3	Problema Hanoi Factory (Codeforces)	54
3.10.4	Problema Subsequences (Codeforces)	54
3.10.5	Problema D-query (SPOJ)	55
3.10.6	Problema Magic Board (CodeChef)	56
3.10.7	Problema Ball (Codeforces)	56
3.10.8	Problema Medwalk, revizitată (Lot 2025)	57
3.11	Interogări punctuale și actualizări pe interval	59
3.12	Interogări și actualizări pe interval	59
3.13	Arbori indexați binar 2D	62
3.13.1	Structura informației	62
3.13.2	Calculul sumei dintr-un dreptunghi	62
3.13.3	Actualizări punctuale	64
3.13.4	Construcția în $\mathcal{O}(n^2)$	65
<b>4</b>	<b>Descompunere în radical</b>	<b>66</b>
4.1	Actualizări punctuale	66
4.2	Actualizări pe interval	67
4.3	Optimizări	69
4.3.1	Evitați împărțirile!	69
4.3.2	Alegerea mărimii blocurilor	69
4.3.3	Alegerea mărimii blocurilor pentru operații inegale	70
4.4	Probleme	70
4.4.1	Problema Mexitate (ONI 2018 clasa a 9-a)	70

4.4.2	Problema Give Away (SPOJ)	71
4.4.3	Problema Holes (Codeforces)	72
4.4.4	Problema Piezișă (Baraj ONI 2022)	73
4.5	Descompunere după operații	74
4.6	Probleme	75
4.6.1	Problema Serega and Fun (Codeforces)	75
4.7	Procesări diferite înainte și după $\sqrt{n}$	76
4.8	Probleme	77
4.8.1	Problema Time to Raid Cowavans (Codeforces)	77
4.9	Descompunere în valori distincte	78
4.10	Probleme	78
4.10.1	Problema Sandor (Baraj ONI 2025)	78
4.10.2	Problema Puzzle-bila (Lot 2025)	79
<b>5</b>	<b>Algoritmul lui Mo</b>	<b>82</b>
5.1	Algoritmul lui Mo fără actualizări	82
5.1.1	Analiză de complexitate	83
5.1.2	Optimizare de viteză	83
5.2	Algoritmul lui Mo cu actualizări	84
5.2.1	Mărimea blocului, ordinea operațiilor, complexitate	84
5.3	Probleme	84
5.3.1	Problema Powerful Array (Codeforces)	84
5.3.2	Problema Most Frequent Value (SPOJ)	85
5.3.3	Problema RangeMode (Infoarena Cup 2013)	85
5.3.4	Problema Machine Learning (Codeforces)	86
<b>II</b>	<b>Măiestrie pe biți</b>	<b>88</b>
<b>6</b>	<b>Operații pe biți. Compactarea variabilelor</b>	<b>89</b>
6.1	Operații elementare	89
6.1.1	Noțiuni de bază	89
6.1.2	Măști	89
6.1.3	Operații pe măști de biți	90
6.2	Numărarea biților de 1 dintr-o valoare (popcount)	90
6.2.1	Metoda naivă	90
6.2.2	Metoda Kernighan	91
6.2.3	Funcții built-in	91
6.2.4	Tabel precalculat	91
6.2.5	Tabel precalculat + conversie	91
6.2.6	Calcul paralel	91

<b>III</b>	<b>Arbori</b>	<b>92</b>
<b>7</b>	<b>Unelte și algoritmi esențiali</b>	<b>93</b>
7.1	Generatoare de arbori aleatorii . . . . .	93
7.2	Probleme . . . . .	94
7.2.1	Problema Subordinates (CSES) . . . . .	94
7.2.2	Problema Tree Matching (CSES) . . . . .	94
7.2.3	Problema Tree Diameter (CSES) . . . . .	94
7.2.4	Problema Tree Distances II (CSES) . . . . .	95
7.2.5	Problema White-Black Balanced Subtrees (Codeforces) . . . . .	95
7.2.6	Problema Blood Cousins (Codeforces) . . . . .	96
<b>8</b>	<b>Liniazarea arborilor</b>	<b>98</b>
8.1	Timpi de intrare și de ieșire din DFS . . . . .	98
8.2	Testul de strămoș . . . . .	99
8.3	Liniazarea. Tipuri de liniazare . . . . .	99
8.3.1	Liniazarea DFS . . . . .	100
8.3.2	Liniazarea Euler . . . . .	100
8.3.3	Liniazarea Euler cu repetiție . . . . .	100
8.4	Probleme . . . . .	101
8.4.1	Problema Tree Queries (Codeforces) . . . . .	101
8.4.2	Problema Subtree Queries (CSES) . . . . .	102
8.4.3	Problema Path Queries (CSES) . . . . .	102
8.4.4	Problema New Year Tree (Codeforces) . . . . .	102
8.4.5	Problema Max Flow (USACO) . . . . .	103
8.4.6	Problema Distinct Colors (CSES) . . . . .	104
8.4.7	Problema Disconnect (Infoarena) . . . . .	105
<b>9</b>	<b>Tehnica small-to-large</b>	<b>107</b>
9.1	Generalități . . . . .	107
9.2	Probleme . . . . .	107
9.2.1	Problema Fixed-Length Paths I (CSES) . . . . .	107
9.2.2	Problema Distinct Colors (CSES) (din nou) . . . . .	108
9.2.3	Problema Lomsat Gelral (Codeforces) . . . . .	109
9.2.4	Problema Tokens on a Tree (CodeChef) . . . . .	109
9.2.5	Problema Blood Cousins Return (Codeforces) . . . . .	110
9.3	DFS exclusiv . . . . .	111
9.4	Probleme . . . . .	113
9.4.1	Problema Tree and Queries (Codeforces) . . . . .	113
<b>10</b>	<b>Cel mai apropiat strămoș comun</b>	<b>115</b>
10.1	Sumar: RMQ ( <i>range minimum query</i> ) . . . . .	115

10.1.1	RMQ cu arbore de intervale . . . . .	116
10.1.2	RMQ cu arbore indexat binar . . . . .	116
10.1.3	RMQ cu descompunere în radical . . . . .	116
10.1.4	RMQ cu tabelă rară . . . . .	116
10.1.5	RMQ cu stivă ordonată . . . . .	117
10.2	LCA cu liniarizare . . . . .	117
10.3	LCA cu descompunere în radical . . . . .	118
10.4	LCA cu binary lifting ( $\log n$ pointeri per nod) . . . . .	119
10.5	LCA cu binary lifting (2 pointeri per nod) . . . . .	119
10.6	LCA cu algoritmul lui Tarjan (offline) . . . . .	119
10.7	Benchmarks . . . . .	120
10.8	Probleme . . . . .	120
10.8.1	Problema Gold Transfer (Codeforces) . . . . .	120
10.8.2	Problema A and B and Lecture Rooms (Codeforces) . . . . .	121
10.8.3	Problema Company (Codeforces) . . . . .	122
10.8.4	Problema Duff in the Army (Codeforces) . . . . .	123
<b>11</b>	<b>Algoritmul lui Mo pe arbore</b>	<b>124</b>
11.1	Limitele liniarizărilor . . . . .	124
11.2	Reducerea la algoritmul lui Mo . . . . .	124
11.3	Un exemplu . . . . .	125
11.4	Un caz particular . . . . .	125
11.5	Descrierea completă . . . . .	126
11.6	Structura de date necesară . . . . .	126
11.7	Probleme . . . . .	126
11.7.1	Problema Dating (Codeforces) . . . . .	126
<b>12</b>	<b>Descompunere <i>heavy-light</i></b>	<b>129</b>
12.1	Limitările structurilor anterioare . . . . .	129
12.2	Descompunerea . . . . .	130
12.3	Detalii de implementare . . . . .	131
12.4	Probleme . . . . .	132
12.4.1	Problema Heavy Path Decomposition (Infoarena) . . . . .	132
12.4.2	Problema Disruption (USACO) . . . . .	132
12.4.3	Problema Rafaela (Lot 2014) . . . . .	134
12.4.4	Problema Doi arbori (Lot 2024) . . . . .	137
12.4.5	Problema Query on a Tree VI (CodeChef) . . . . .	140
12.4.6	Problema Adă caii (Lot 2025) . . . . .	141
<b>13</b>	<b>Descompunere în centroizi</b>	<b>143</b>
13.1	Definiție . . . . .	143
13.2	Proprietăți . . . . .	143



13.3	Găsirea unui centroid . . . . .	144
13.4	Descompunerea în centroizi . . . . .	144
13.5	Probleme . . . . .	146
13.5.1	Problema Finding A Centroid (CSES) . . . . .	146
13.5.2	Problema Mystery Tree (CodeChef) . . . . .	146
13.5.3	Problema Ciel the Commander (Codeforces) . . . . .	147
13.5.4	Problema Fixed-Length Paths I (CSES) (din nou) . . . . .	147
13.5.5	Problema Xenia and Tree (Codeforces) . . . . .	148
13.5.6	Problema Flareon (Lot 2017) . . . . .	149
13.5.7	Problema Digit Tree (Codeforces) . . . . .	151

## **IV Combinatorică 154**

### **14 Elemente de bază 155**

14.1	Formule pentru combinări . . . . .	155
14.2	Calculul combinărilor . . . . .	156
14.3	Permutări cu repetiție . . . . .	156
14.3.1	Aplicație . . . . .	157
14.4	Combinări cu repetiție . . . . .	157
14.4.1	Aplicații . . . . .	157
14.5	Numărarea permutărilor fără punct fix . . . . .	157
14.6	Numerele lui Catalan . . . . .	158
14.7	Lema lui Burnside . . . . .	159
14.8	Un puzzle . . . . .	159
14.9	Probleme . . . . .	160
14.9.1	Problema Binomial Coefficients (CSES) . . . . .	160
14.9.2	Problema Creating Strings II (CSES) . . . . .	160
14.9.3	Problema Distributing Apples (CSES) . . . . .	160
14.9.4	Problema Christmas Party (CSES) . . . . .	160
14.9.5	Problema Bracket Sequences I (CSES) . . . . .	161
14.9.6	Problema Bracket Sequences II (CSES) . . . . .	161
14.9.7	Problema Counting Necklaces (CSES) . . . . .	161
14.9.8	Problema Counting Grids (CSES) . . . . .	161
14.9.9	Problema Number of Permutations (Codeforces) . . . . .	161
14.9.10	Problema Counting Factorizations (Codeforces) . . . . .	161
14.9.11	Problema Monocarp and the Set (Codeforces) . . . . .	163
14.9.12	Problema Devu and Flowers (Codeforces) . . . . .	163
14.9.13	Problema Lengthening Sticks (Codeforces) . . . . .	164
14.9.14	Problema Shuffle (Codeforces) . . . . .	165

### **15 Rangul permutărilor și al combinărilor 167**

15.1	Definiții . . . . .	167
15.2	Rangul permutărilor . . . . .	168
15.2.1	Următoarea permutare . . . . .	168
15.2.2	<i>Ranking</i> . . . . .	168
15.2.3	<i>Unranking</i> . . . . .	168
15.2.4	Implementare . . . . .	168
15.3	Rangul combinațiilor . . . . .	169
15.3.1	Următoarea combinare . . . . .	169
15.3.2	<i>Ranking</i> lexicografic . . . . .	170
15.3.3	<i>Unranking</i> lexicografic . . . . .	170
15.3.4	<i>Ranking</i> și <i>unranking</i> colexicografic . . . . .	170
15.4	Probleme . . . . .	172
15.4.1	Problema Misha and Permutation Summation (Codeforces) . . . . .	172
15.4.2	Problema Inversion Sort (SPOJ) . . . . .	172
15.4.3	Problema Four Chips (SPOJ) . . . . .	173
15.4.4	Problema Long Permutation (Codeforces) . . . . .	173
15.4.5	Problema Arbperm2 (NerdArena) . . . . .	174
15.4.6	Problema Hipersimetrie (ONI 2019 clasele 11-12) . . . . .	175
15.4.7	Problema Trim (Baraj ONI 2023) . . . . .	178

## **V Geometrie computațională 180**

### **16 Elemente de bază 181**

16.1	Principii de implementare . . . . .	181
16.2	Puncte și vectori . . . . .	181
16.2.1	Adunare, înmulțire cu o constantă . . . . .	182
16.2.2	Produsul scalar (engl. <i>dot product</i> ) . . . . .	182
16.2.3	Produsul vectorial (engl. <i>cross product</i> ) . . . . .	182
16.2.4	Unghiuri . . . . .	183
16.2.5	rotații . . . . .	183
16.3	Drepte și segmente . . . . .	183
16.3.1	Test de paralelism . . . . .	184
16.3.2	Test de perpendicularitate . . . . .	184
16.3.3	Intersecția a două drepte . . . . .	185
16.3.4	Separarea planului . . . . .	185
16.3.5	Distanța punct-dreaptă . . . . .	185
16.3.6	Intersecția a două segmente . . . . .	185
16.4	Orientare; determinanți . . . . .	186
16.5	Arii . . . . .	187
16.5.1	Aria unui poligon oarecare prin metoda trapezelor . . . . .	187
16.5.2	Aria unui poligon oarecare prin metoda triunghiurilor . . . . .	188

16.6	Probleme	188
16.6.1	Problema Cuiburi (Baraj ONI 2010)	188
16.6.2	Problema Ace (OJI 2017, clasa a 9-a)	188
16.6.3	Problema Baba Oarba (Lot 2016)	189
16.6.4	Problema Arhitect (OJI 2023, clasa a 10-a)	189
16.6.5	Problema Elicoptere (OJI 2016, clasele 11-12)	190
16.6.6	Problema Arpa and an Exam About Geometry (Codeforces)	190
16.6.7	Problema Bear and Floodlight (Codeforces)	191
16.6.8	Problema TrapEZZ (Moisil++ 2023, clasele 11-12)	191
16.6.9	Problema Terenuri (Baraj ONI 2011)	192
16.6.10	Problema Metin2 (Finala IIOT 2021-22)	193
<b>17</b>	<b>Algoritmi specifici</b>	<b>195</b>
17.1	Teorema lui Pick	195
17.2	Înfășurătoarea convexă	195
17.3	Algoritmi de baleiere	196
17.4	Șublerul rotitor	196
17.5	Probleme	197
17.5.1	Problema Copaci (Infoarena)	197
17.5.2	Problema Emptri (Lot 2015)	197
17.5.3	Problema Înfășurătoare convexă (Infoarena)	198
17.5.4	Problema Înfășurătoare convexă (NerdArena)	198
17.5.5	Problema Magic (JBOI 2023)	198
17.5.6	Problema Triangular Queries (CodeChef)	200
17.5.7	Problema Hill Walk (USACO Gold 2013)	201
17.5.8	Problema Ydist (Lot 2014)	202
17.5.9	Problema Fossil in the Ice (CodeChef)	205
17.5.10	Problema Rubarba (Infoarena)	206
<b>VI</b>	<b>Grafuri</b>	<b>207</b>
<b>18</b>	<b>Arbori parțiali minimi</b>	<b>208</b>
18.1	Algoritmii lui Kruskal și Prim	208
18.2	Proprietăți ale arborilor parțiali minimi	209
18.3	Actualizarea APM	209
18.4	Probleme	210
18.4.1	Problema Arbore parțial de cost minim (Infoarena)	210
18.4.2	Problema Autobuze3 (AGM 2015)	210
18.4.3	Problema Rusuoica (FMI No Stress 9 Warmup)	211
18.4.4	Problema MinOr Tree (Codeforces)	211
18.4.5	Problema 0-1 MST (Codeforces)	212

18.4.6	Problema Minimum Spanning Tree for Each Edge (Codeforces)	213
18.4.7	Problema Apm2 (Infoarena)	214
18.4.8	Problema Edges in MST (Codeforces)	215
18.4.9	Problema Envy (Codeforces)	216
18.4.10	Problema DFS Trees (Codeforces)	216
<b>19</b>	<b>Conectivitate</b>	<b>219</b>
19.1	Sortarea topologică	219
19.1.1	Algoritmul lui Kahn	219
19.1.2	Algoritmul bazat pe DFS	220
19.2	Componente tare conexe	220
19.2.1	Terminologie	220
19.2.2	Algoritmul lui Kosaraju	221
19.2.3	Algoritmul lui Tarjan	222
19.3	Componente biconexe, punți, puncte de articulație	222
19.3.1	Definiții	222
19.3.2	Puzzles	223
19.3.3	Algoritmul Hopcroft-Tarjan	223
19.4	Probleme	225
19.4.1	Problema Course Schedule (CSES)	225
19.4.2	Problema Book (Codeforces)	225
19.4.3	Problema Componente tare conexe (Infoarena)	225
19.4.4	Problema Mr. Kitayuta's Technology (Codeforces)	226
19.4.5	Problema Ralph and Mushrooms (Codeforces)	226
19.4.6	Problema Bertown Roads (Codeforces)	227
19.4.7	Problema Tourist Reform (Codeforces)	228
19.4.8	Problema We Need More Bosses (Codeforces)	228
19.4.9	Problema Forbidden Cities (CSES)	229
19.4.10	Problema Case of Computer Network (Codeforces)	230
19.4.11	Problema Dog Trick Competition 2 (IIOT 2023-2024 runda 4)	231
<b>20</b>	<b>Distanțe</b>	<b>233</b>
20.1	Terminologie	233
20.2	Algoritmul Bellman-Ford	233
20.3	Caz particular: graf aciclic ( <i>dag</i> )	234
20.4	Caz particular: muchii ne-negative	235
20.5	Caz particular: BFS	235
20.6	Caz particular: 0-1 BFS	236
20.7	Caz particular: costuri mici	236
20.8	Probleme	236
20.8.1	Problema Bellman-Ford (Infoarena)	236
20.8.2	Problema Dijkstra (Infoarena)	237

20.8.3 Problema Monsters (CSES) . . . . .	237
20.8.4 Problema Shortest Routes II (CSES) . . . . .	237
20.8.5 Problema High Score (CSES) . . . . .	237
20.8.6 Problema Flight Discount (CSES) . . . . .	238
20.8.7 Problema Three States (Codeforces) . . . . .	238
20.8.8 Problema Graph and Graph (Codeforces) . . . . .	238
20.8.9 Problema President and Roads (Codeforces) . . . . .	239
20.8.10 Problema Nastya and Unexpected Guest (Codeforces) . . . . .	240
20.8.11 Problema Minimum Path (Codeforces) . . . . .	241
20.8.12 Problema Shortest Path (Codeforces) . . . . .	242

## **VII Probleme diverse 244**

### **21 Probleme diverse 245**

21.1 Problema Liars (Baraj ONI 2025) . . . . .	245
21.1.1 Generalități . . . . .	245
21.1.2 Numărarea configurațiilor . . . . .	245
21.1.3 Găsirea unei configurații . . . . .	246

## **VIII Anexă: Cod-sursă 248**

### **A Arbori de intervale 249**

A.1 Problema Xenia and Bit Operations (Codeforces) . . . . .	249
A.2 Problema Distinct Characters Queries (Codeforces) . . . . .	250
A.3 Problema K-query (SPOJ) . . . . .	253
A.4 Problema Sereja and Brackets (Codeforces) . . . . .	257
A.5 Problema Copying Data (Codeforces) . . . . .	260
A.6 Problema PHF (FMI No Stress 2013) . . . . .	262
A.7 Problema Points (Codeforces) . . . . .	264
A.8 Problema Medwalk (Lot 2025) . . . . .	267

### **B Arbori de intervale cu propagare *lazy* 273**

B.1 Problema Polynomial Queries (CSES) . . . . .	273
B.2 Problema Nezzar and Binary String (Codeforces) . . . . .	279
B.3 Problema Simple (infO(1)Cup 2019) . . . . .	283
B.4 Problema Balama (Baraj ONI 2024) . . . . .	287

### **C Arbori indexați binar 294**

C.1 Problema The Permutation Game Again (SPOJ) . . . . .	294
C.2 Problema Multiset (Codeforces) . . . . .	295
C.3 Problema Hanoi Factory (Codeforces) . . . . .	297

C.4	Problema Subsequences (Codeforces)	299
C.5	Problema D-query (SPOJ)	301
C.6	Problema Magic Board (CodeChef)	304
C.7	Problema Ball (Codeforces)	307
C.8	Problema Medwalk revizitată (Lot 2025)	309
<b>D</b>	<b>Descompunere în radical</b>	<b>316</b>
D.1	Problema Mexitate (ONI 2018 clasa a 9-a)	316
D.2	Problema Give Away (SPOJ)	322
D.3	Problema Holes (Codeforces)	327
D.4	Problema Piezișă (Baraj ONI 2022)	329
D.5	Problema Serega and Fun (Codeforces)	338
D.6	Problema Time to Raid Cowavans (Codeforces)	349
D.7	Problema Sandor (Baraj ONI 2025)	351
D.8	Problema Puzzle-bila (Lot 2025)	355
<b>E</b>	<b>Algoritmul lui Mo</b>	<b>359</b>
E.1	Problema Powerful Array (Codeforces)	359
E.2	Problema Most Frequent Value (SPOJ)	361
E.3	Problema RangeMode (Infoarena Cup 2013)	363
E.4	Problema Machine Learning (Codeforces)	366
<b>F</b>	<b>Arbori - probleme esențiale</b>	<b>370</b>
F.1	Generator simplu de arbori aleatorii	370
F.2	Generator avansat de arbori aleatorii	371
F.3	Problema Subordinates (CSES)	374
F.4	Problema Tree Matching (CSES)	376
F.5	Problema Tree Diameter (CSES)	378
F.6	Problema Tree Distances II (CSES)	380
F.7	Problema White-Black Balanced Subtrees (Codeforces)	382
F.8	Problema Blood Cousins (Codeforces)	383
<b>G</b>	<b>Arbori - liniarizare</b>	<b>387</b>
G.1	Problema Tree Queries (Codeforces)	387
G.2	Problema Subtree Queries (CSES)	389
G.3	Problema Path Queries (CSES)	391
G.4	Problema New Year Tree (Codeforces)	394
G.5	Problema Max Flow (USACO)	398
G.6	Problema Distinct Colors (CSES)	405
G.7	Problema Disconnect (Infoarena)	407
<b>H</b>	<b>Arbori - small-to-large</b>	<b>412</b>
H.1	Problema Fixed-Length Paths I (CSES)	412

H.2	Problema Distinct Colors (CSES) (din nou)	413
H.3	Problema Lomsat Gelral (Codeforces)	415
H.4	Problema Tokens on a Tree (CodeChef)	421
H.5	Problema Blood Cousins Return (Codeforces)	429
H.6	Problema Tree and Queries (Codeforces)	436
<b>I</b>	<b>Arbori - cel mai apropiat strămoș comun</b>	<b>443</b>
I.1	LCA cu descompunere în radical	443
I.2	LCA cu binary lifting ( $\log n$ pointeri per nod)	445
I.3	LCA cu binary lifting (2 pointeri per nod)	449
I.4	LCA cu algoritmul lui Tarjan (offline)	455
I.5	Problema Gold Transfer (Codeforces)	457
I.6	Problema A and B and Lecture Rooms (Codeforces)	459
I.7	Problema Company (Codeforces)	462
I.8	Problema Duff in the Army (Codeforces)	466
<b>J</b>	<b>Arbori - algoritmul lui Mo pe arbore</b>	<b>471</b>
J.1	Problema Dating (Codeforces)	471
<b>K</b>	<b>Arbori - descompunere <i>heavy-light</i></b>	<b>481</b>
K.1	Problema Heavy Path Decomposition (Infoarena)	481
K.2	Problema Disruption (USACO)	489
K.3	Problema Rafaela (Lot 2014)	499
K.4	Problema Doi arbori (Lot 2025)	513
K.5	Problema Query on a Tree VI (CodeChef)	525
K.6	Problema Adă caii (Lot 2025)	531
<b>L</b>	<b>Arbori - descompunere în centroizi</b>	<b>538</b>
L.1	Problema Finding a Centroid (CSES)	538
L.2	Problema Mystery Tree (CodeChef)	541
L.3	Problema Ciel the Commander (Codeforces)	542
L.4	Problema Fixed-Length Paths I (CSES) (din nou)	546
L.5	Problema Xenia and Tree (Codeforces)	549
L.6	Problema Flareon (Lot 2017)	556
L.7	Problema Digit Tree (Codeforces)	559
<b>M</b>	<b>Combinatorică - Elemente de bază</b>	<b>569</b>
M.1	Problema Binomial Coefficients (CSES)	569
M.2	Problema Creating Strings II (CSES)	570
M.3	Problema Distributing Apples (CSES)	572
M.4	Problema Christmas Party (CSES)	573
M.5	Problema Bracket Sequences I (CSES)	575
M.6	Problema Bracket Sequences II (CSES)	576

M.7 Problema Counting Necklaces (CSES)	578
M.8 Problema Counting Grids (CSES)	579
M.9 Problema Number of Permutations (Codeforces)	580
M.10 Problema Counting Factorizations (Codeforces)	582
M.11 Problema Monocarp and the Set (Codeforces)	584
M.12 Problema Devu and Flowers (Codeforces)	586
M.13 Problema Lengthening Sticks (Codeforces)	589
M.14 Problema Shuffle (Codeforces)	590
<b>N Combinatorică - rangul permutărilor și al combinărilor</b>	<b>595</b>
N.1 Rangul permutărilor	595
N.2 Rangul combinărilor	602
N.3 Problema Misha and Permutation Summation (Codeforces)	605
N.4 Problema Inversion Sort (SPOJ)	607
N.5 Problema Four Chips (SPOJ)	609
N.6 Problema Long Permutation (Codeforces)	613
N.7 Problema Arbperm2 (NerdArena)	615
N.8 Problema Hipersimetrie (ONI 2019 clasele 11-12)	617
N.9 Problema Trim (Baraj ONI 2023)	620
<b>O Geometrie - Elemente de bază</b>	<b>624</b>
O.1 Problema Cuiburi (Baraj ONI 2010)	624
O.2 Problema Ace (OJI 2017, clasa a 9-a)	626
O.3 Problema Baba Oarba (Lot 2016)	628
O.4 Problema Arhitect (OJI 2023, clasa a 10-a)	630
O.5 Problema Elicoptere (OJI 2016, clasele 11-12)	633
O.6 Problema Arpa and an Exam About Geometry (Codeforces)	636
O.7 Problema Bear and Floodlight (Codeforces)	636
O.8 Problema TrapEZZ (Moisil++ 2023, clasele 11-12)	638
O.9 Problema Terenuri (Baraj ONI 2011)	642
O.10 Problema Metin2 (Finala IIOT 2021-22)	644
<b>P Geometrie - Algoritmi specifici</b>	<b>648</b>
P.1 Problema Copaci (Infoarena)	648
P.2 Problema Emptri (Lot 2015)	649
P.3 Problema Înfășurătoare convexă (Infoarena)	650
P.4 Problema Înfășurătoare convexă (NerdArena)	652
P.5 Problema Magic (JBOI 2023)	654
P.6 Problema Triangular Queries (CodeChef)	656
P.7 Problema Hill Walk (USACO Gold 2013)	659
P.8 Problema Ydist (Lot 2014)	661
P.9 Problema Fossil in the Ice (CodeChef)	663



P.10 Problema Rubarba (Infoarena)	666
<b>Q Grafuri - Arbori parțiali minimi</b>	<b>670</b>
Q.1 Problema Arbore parțial de cost minim (Infoarena)	670
Q.2 Problema Autobuze3 (AGM 2015)	674
Q.3 Problema Rusuoai (FMI No Stress 9 Warmup)	676
Q.4 Problema MinOr Tree (Codeforces)	678
Q.5 Problema 0-1 MST (Codeforces)	681
Q.6 Problema Minimum Spanning Tree for Each Edge (Codeforces)	684
Q.7 Problema Apm2 (Infoarena)	687
Q.8 Problema Edges in MST (Codeforces)	689
Q.9 Problema Envy (Codeforces)	693
Q.10 Problema DFS Trees (Codeforces)	696
<b>R Grafuri - Conectivitate</b>	<b>700</b>
R.1 Problema Course Schedule (CSES)	700
R.2 Problema Book (Codeforces)	703
R.3 Problema Componente tare conex (Infoarena)	708
R.4 Problema Mr. Kitayuta's Technology (Codeforces)	714
R.5 Problema Ralph and Mushrooms (Codeforces)	716
R.6 Problema Bertown Roads (Codeforces)	719
R.7 Problema Tourist Reform (Codeforces)	721
R.8 Problema We Need More Bosses (Codeforces)	723
R.9 Problema Forbidden Cities (CSES)	725
R.10 Problema Case of Computer Network (Codeforces)	727
R.11 Problema Dog Trick Competition 2 (IIOT 2023-2024 runda 4)	730
<b>S Grafuri - Distanțe</b>	<b>734</b>
S.1 Problema Bellman-Ford (Infoarena)	734
S.2 Problema Dijkstra (Infoarena)	738
S.3 Problema Monsters (CSES)	746
S.4 Problema Shortest Routes II (CSES)	749
S.5 Problema High Score (CSES)	750
S.6 Problema Flight Discount (CSES)	752
S.7 Problema Three States (Codeforces)	754
S.8 Problema Graph and Graph (Codeforces)	757
S.9 Problema President and Roads (Codeforces)	760
S.10 Problema Nastya and Unexpected Guest (Codeforces)	763
S.11 Problema Minimum Path (Codeforces)	766
S.12 Problema Shortest Path (Codeforces)	772
<b>T Probleme diverse</b>	<b>778</b>

T.1 Problema Liars (Baraj ONI 2025) . . . . .	778
---	-----

# Partea I

## Structuri de date pe vectori

---

Următoarele capitole tratează structuri de date care pot procesa anumite operații pe vectori în timp mai bun decât  $\mathcal{O}(N)$ . Ocazional aceste structuri se aplică și matricilor.

Subiectele de ONI / baraj ONI / lot din anii trecuți abundă în probleme rezolvabile cu astfel de structuri:

- [3dist](#) (baraj ONI 2022)
- [6 de Pentagrame](#) (lot 2024)
- [Babel](#) (baraj ONI 2025)
- [Balama](#) (baraj ONI 2024)
- [Bisortare](#) (ONI 2021)
- [Circuit](#) (lot 2025)
- [Emacs](#) (baraj ONI 2021)
- [Erinaceida](#) (lot 2022)
- [Guguștiuc](#) (baraj ONI 2022)
- [Împiedicat](#) (baraj ONI 2023)
- [Lupușor](#) (ONI 2022)
- [Medwalk](#) (lot 2025)
- [Perm](#) (baraj ONI 2024)
- [Piezișă](#) (baraj ONI 2022)
- [Subiectul III](#) (lot 2024)
- [Șirbun](#) (baraj ONI 2023)
- [Trapez](#) (lot 2025)

Pare o idee bună să le învățăm și să le stăpânim bine. 😊 Concret, vom studia trei structuri:

1. arbori de intervale;
2. arbori indexați binar;
3. descompunere în radical.

Vom exemplifica structurile și vom face benchmarks pe două probleme didactice. Apoi vom vedea, prin probleme, cum putem extinde aceleași structuri pentru nevoi mai complicate.

**Varianta 1 (actualizări punctuale, interogări pe interval):** Se dă un vector de  $N$  elemente întregi și  $Q$  operații de două tipuri:

1.  $\langle 1, x, val \rangle$ : Adaugă  $val$  pe poziția  $x$  a vectorului.
2.  $\langle 2, x, y \rangle$ : Calculează suma pozițiilor de la  $x$  la  $y$  inclusiv.

**Varianta 2 (actualizări pe interval, interogări pe interval):** Similar, dar operația 1 este pe interval:

1.  $\langle 1, x, y, val \rangle$ : Adaugă  $val$  pe pozițiile de la  $x$  la  $y$  inclusiv.
2.  $\langle 2, x, y \rangle$ : Calculează suma pozițiilor de la  $x$  la  $y$  inclusiv.

Vom menționa ocazional și **Varianta 3 (actualizări pe interval, interogări punctuale):**

1.  $\langle 1, x, y, val \rangle$ : Adaugă  $val$  pe pozițiile de la  $x$  la  $y$  inclusiv.

- 
2.  $\langle 2, x \rangle$ : Returnează valoarea poziției  $x$ .

Toate implementările mele sînt disponibile [pe GitHub](#).

# Capitolul 1

## Arbori de intervale

Arborii de intervale<sup>1</sup> (AINT) sînt o structură foarte puternică și flexibilă. Ușurința implementării depinde de natura operațiilor pe care dorim să le admitem.

### 1.1 Reprezentare

Ca multe alte structuri (heap-uri, AIB, păduri disjuncte), arborii de intervale se reprezintă pe un simplu vector. Ei sînt arbori doar la nivel logic, în sensul că fiecare poziție din vector are o altă poziție drept părinte.

Pentru început, să presupunem că vectorul dat are  $n = 2^k$  elemente. Atunci vectorul necesar  $S$  are  $2n$  elemente, în care cele  $n$  elemente date sînt stocate începînd cu poziția  $n$ . Apoi,

- Cele  $n/2$  elemente anterioare stochează valori agregate (sume, minime, xor etc.) pentru perechi de valori din vectorul dat.
- Cele  $n/4$  elemente anterioare stochează valori agregate pentru grupe de 4 valori din vectorul dat.
- ...
- Elementul  $S[1]$  stochează valoarea agregată a întregului vector.
- Valoarea  $S[0]$  rămîne nefolosită.

Iată un exemplu pentru  $n = 16$ . Datele de la intrare se regăsesc pe pozițiile 16-31.

---

<sup>1</sup>Există o inversiune între nomenclatura internațională și cea românească. Internațional, structura pe care o învățăm astăzi se numește [segment tree](#), iar [interval tree](#) este o structură diferită, care stochează colecții de intervale. Cîțiva ani am înotat împotriva curentului și am fost (posibil) singurul român care se referea la această structură ca „arbori de segmente”. În acest curs am adoptat și eu denumirea încetățenită.

1 95															
2 49								3 46							
4 19				5 30				6 18				7 28			
8 8		9 11		10 14		11 16		12 11		13 7		14 9		15 19	
16 3	17 5	18 10	19 1	20 9	21 5	22 7	23 9	24 5	25 6	26 1	27 6	28 2	29 7	30 10	31 9

Figura 1.1: Un arbore de intervale cu 16 frunze și 15 noduri interne. Valorile din fiecare celulă reprezintă suma din frunzele subîntinse de acea celulă. Cu cifre mici este notat indicele fiecărei celule.

Facem câteva observații preliminare:

- Fiii unui nod  $i$  sînt  $2i$  și  $2i + 1$ .
- Părintele lui  $i$  este  $\lfloor i/2 \rfloor$ .
- Toți fiii stîngi au numere pare și toți fiii dreپți au numere impare.

De exemplu, fiii lui 6 sînt 12 și 13, iar fiii acestora sînt respectiv 24-25 și 26-27. Aceasta corespunde cu intenția noastră ca 6 stocheze informații agregate (suma) despre nodurile 24-27.

După cum vom vedea în secțiunea următoare, arborii de intervale obțin timpi logaritmici pentru operații, deoarece numărul de niveluri este  $\log n$ .

### 1.1.1 Memoria necesară

În această formă, structura necesită  $2n$  memorie pentru  $n$  elemente dacă  $n$  este putere a lui 2 sau foarte aproape. De exemplu, pentru  $n = 1024$ , sînt necesare 2048 de celule. Dar, dacă  $n$  depășește cu puțin o putere a lui 2, atunci el trebuie rotunjit în sus. Pentru  $n = 1025$ , baza arborelui necesită 2048 de celule, iar arborele în întregime necesită 4096 de celule. De aceea spunem că, în cel mai rău caz, arborele poate ajunge la  $4n$  celule ocupate în cel mai rău caz.

În realitate, necesarul este doar de  $3n$  cu puțină atenție la alocare. Pentru  $n = 1025$ , alocăm 2048 de celule pentru nivelurile superioare ale arborelui, dar putem alocă fix 1025 pentru bază (nu 2048). Totalul este circa  $3n$ .

Pentru a calcula următoare putere a lui 2, putem folosi bucla naivă:

```
int p = 1;
while (p < n) {
    p *= 2;
}
n = p;
```

Sau o buclă care folosește *bit hacks*:

```
while (n & (n - 1)) {
    n += n & -n;
}
```

Mai concis, putem folosi funcția `__builtin_clz(x)`, care ne spune cu câte zerouri începe numărul  $x$ :

```
n = 1 << (32 - __builtin_clz(n - 1));
```

### 1.1.2 Reprezentări alternative

Există și reprezentări mai compacte, care ocupă exact  $2n-1$  noduri, adică strictul necesar teoretic. Iată un exemplu pentru un vector cu 6 noduri.

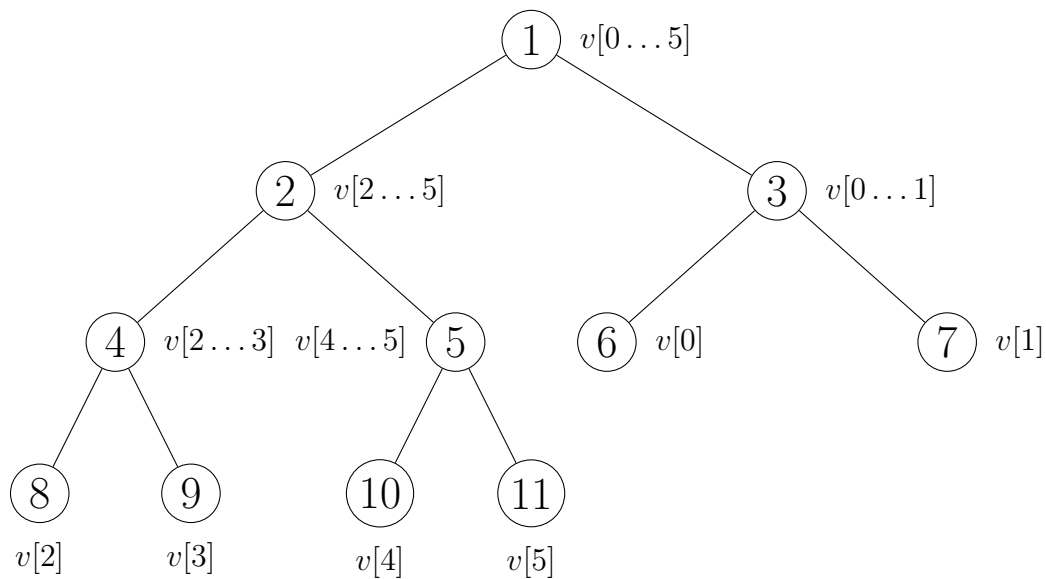


Figura 1.2: Reprezentarea arborilor de intervale cu exact  $2n-1$  noduri.

Vedem că frunzele (adică vectorul dat,  $v[0] \dots v[5]$ ) se află pe pozițiile consecutive 6-11. În schimb, această reprezentare pare mai greu de vizualizat și încalcă o abstracție importantă: frunzele nu mai sînt la același nivel. Structura se pretează la operațiile de actualizare și interogare, dar nu sînt sigur că se pretează și la restul operațiilor pe care le discutăm în secțiunile următoare. De aceea prefer să folosesc și să predau structura rotunjită la  $2^k$  noduri.

## 1.2 Operații elementare

### 1.2.1 Actualizarea punctuală

Nu uitați că poziția  $i$  din datele de intrare este stocată efectiv în  $s[n+i]$ . Apoi, cînd elementul aflat pe poziția  $i$  primește valoarea  $val$ , toate nodurile care acoperă poziția  $i$  trebuie recalculat:



```
void set(int pos, int val) {
    pos += n;
    s[pos] = val;
    for (pos /= 2; pos; pos /= 2) {
        s[pos] = s[2 * pos] + s[2 * pos + 1];
    }
}
```

Dacă nu ni se dă noua valoare absolută, ci variația  $\delta$  față de valoarea anterioară, atunci codul este chiar mai simplu, căci toți strămoșii poziției se modifică tot cu  $\delta$ :

```
void add(int pos, int delta) {
    for (pos += n; pos; pos /= 2) {
        s[pos] += delta;
    }
}
```

Apropo de *clean code*: Remarcați că am denumit funcțiile `set` și `add`, nu le-am denumit pe ambele `update`. Astfel am evidențiat diferența dintre ele.

### 1.2.2 Construcția în $\mathcal{O}(n \log n)$

O variantă de construcție este să invocăm funcția `set` de mai sus pentru fiecare valoare de la intrare. Complexitatea va fi  $\mathcal{O}(n \log n)$ .

### 1.2.3 Construcția în $\mathcal{O}(n)$

Putem reduce timpul de construcție dacă doar inserăm valorile frunzelor, fără a le propaga la strămoși. La final calculăm foarte simplu nodurile interne, în ordine descrescătoare.

```
void build() {
    for (int i = n - 1; i >= 1; i--) {
        s[i] = s[2 * i] + s[2 * i + 1];
    }
}
```

### 1.2.4 Calculul sumei pe interval

Să calculăm suma pe intervalul original  $[2, 12]$ , care corespunde intervalului  $[18, 28]$  din reprezentarea internă. Ideea este să descompunem acest interval într-un număr logaritm de segmente, mai exact  $[18,19]$ ,  $[20,23]$ ,  $[24,27]$  și  $[28,28]$ . Avantajul descompunerii este că avem deja calculate sumele acestor intervale, respectiv în nodurile 9, 5, 6 și 28.

1 95															
2 49								3 46							
4 19				5 30				6 18				7 28			
8 8		9 11		10 14		11 16		12 11		13 7		14 9		15 19	
16 3	17 5	18 10	19 1	20 9	21 5	22 7	23 9	24 5	25 6	26 1	27 6	28 2	29 7	30 10	31 9

Figura 1.3: Suma intervalului  $[18, 28]$  este egală cu suma valorilor nodurilor 9, 5, 6 și 28.

Pornim cu doi pointeri  $l$  și  $r$  din capetele interogării date. Apoi procedăm astfel:

- Dacă  $l$  este fiu stîng, putem aștepta ca să includem un strămoș al său, care va include și alte poziții utile. În schimb, dacă  $l$  este fiu drept, trebuie să îl includem în sumă, căci orice strămoș al său va include și elemente inutile din stînga lui  $l$ . Apoi avansăm  $l$  spre dreapta.
- Printr-un raționament similar, dacă  $r$  este fiu stîng, includem valoarea sa în sumă și avansăm  $r$  spre stînga.
- Urcăm pe nivelul următor prin înjumătățirea lui  $l$  și  $r$ .
- Continuăm cît timp  $l \leq r$ .

Astfel, vom selecta cel mult două intervale de pe fiecare nivel al arborelui și vom restrînge corespunzător intervalul dat, pînă cînd îl reducem la zero. De aici rezultă complexitatea logaritmică.

```

long long query(int l, int r) { // [l, r] închis
    long long sum = 0;

    l += n;
    r += n;

    while (l <= r) {
        if (l & 1) {
            sum += s[l++];
        }
        l >>= 1;

        if (!(r & 1)) {
            sum += s[r--];
        }
        r >>= 1;
    }

    return sum;
}
    
```

Clarificare: la ultimul nivel, dacă  $l = r$ , atunci  $s[l]$  va fi selectat exact o dată, fie datorită lui  $l$ ,

fie datorită lui  $r$ , după cum poziția este impară sau pară.

### 1.2.5 Căutarea unei sume parțiale

Ca și la AIB-uri, dacă toate valorile sînt pozitive are sens întrebarea: pe ce poziție suma parțială atinge valoarea  $P$ ? Pentru simplitate, recomand să adăugați o santinelă de valoare infinită pe poziția  $n$ . Aceasta garantează că suma parțială se atinge întotdeauna, iar dacă răspunsul este  $n$ , atunci de fapt suma parțială nu există în vectorul fără santinelă.

```
int search(int sum) {
    int pos = 1;

    while (pos < n) {
        pos *= 2;
        if (sum > s[pos]) {
            sum -= s[pos++];
        }
    }

    return pos - n;
}
```

### 1.2.6 Căutarea într-un arbore de maxime

Dat fiind un vector  $v$  cu  $n$  elemente, ni se cere să răspundem la interogări de tipul  $\langle pos, val \rangle$  cu semnificația: găsiți cea mai mică poziție  $i > pos$  pe care se află o valoare  $v[i] > val$ . În secțiunea următoare vom vedea problemele Points și Împiedicat care au această nevoie.

Pentru rezolvare, să construim peste acest vector un arbore de intervale de maxime. Fiecare nod stochează maximum dintre cei doi fii ai săi. Ca urmare, fiecare nod stochează maximum dintre frunzele pe care le subîntinde. Atunci soluția constă din doi pași:

- Mergi la dreapta și în sus, similar pointerului  $l$  din operația de sumă pe interval prezentată anterior. Oprește-te când ajungi la un nod cu o valoare  $> val$ . Știm că acest nod subîntinde cel puțin o frunză de valoare  $> val$ .
- Din acest nod, coboară în fiul care are la rîndul său o valoare  $> val$ . Dacă ambii fii au această proprietate, coboară în fiul stîng. Oprește-te când ajungi la o frunză.

Pentru a simplifica codul, putem adăuga o santinelă infinită la finalul vectorului, ca să ne asigurăm că problema are soluție.

```
int find_first_after(int pos, int val) {
    pos += n + 1;

    while (v[pos] <= val) {
        if (pos & 1) {
```

```
    pos++;
  } else {
    pos >>= 1;
  }
}

while (pos < n) {
  pos = (v[2 * pos] > val) ? (2 * pos) : (2 * pos + 1);
}

return pos - n;
}
```

Am inclus acest algoritm, deși este rar întâlnit în practică, pentru a ilustra flexibilitatea uriașă a arborilor de intervale.

### 1.2.7 Adaptarea la alte tipuri de operații

Aceeași structură de date poate răspunde la multe alte feluri de actualizări și interogări. Nu detaliem aici, vom studia probleme. Ce este important este să ne dăm seama ce stocăm în fiecare nod și cum combină părintele informațiile din cei doi fii.

### 1.2.8 Implementarea recursivă

Există și o implementare recursivă, pe care nu o vom discuta acum (o menționez doar ca să o fac de rîs). O vom discuta mai târziu în acest capitol. Este păcat că mulți elevi învață și stăpînesc doar acea implementare, pe care o aplică și cînd nu este nevoie de ea, deși implementarea iterativă de mai sus este de 2-3 ori mai rapidă. Implementarea iterativă ar trebui să fie implementarea voastră de referință oricînd este suficientă.

Exemplu: din implementarea iterativă rezultă imediat că:

1. Complexitatea este  $\mathcal{O}(\log n)$ , întrucît  $l$  și  $r$  urcă exact un nivel la fiecare iterație.
2. De pe fiecare nivel selectăm cel mult două intervale.

Vă urez succes să demonstrați aceste lucruri în implementarea recursivă. 🐱

## 1.3 Probleme

### 1.3.1 Problema Xenia and Bit Operations (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema este simplisimă. O includ doar ca exemplu de arbore care face operații diferite pe niveluri diferite.

### 1.3.2 Problema Distinct Characters Queries (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Există diverse abordări pentru această problemă. Una este să construim un AIB sau un AINT pentru fiecare caracter, cu memorie totală  $\mathcal{O}(\Sigma n)$  (tradițional  $\Sigma$  denotă mărimea alfabetului). Fiecare structură reține pozițiile pe care apare un caracter. Modificările sînt simple: debifăm poziția în AIB-ul corespunzător vechiului caracter și o marcăm în AIB-ul noului caracter. Pentru interogări, verificăm pentru fiecare din cele 26 de caractere dacă suma pe intervalul dat este non-zero. Rezultă o complexitate de  $\mathcal{O}(\Sigma q \log n)$ .

Dar iată și o soluție mai elegantă, care reduce complexitatea la  $\mathcal{O}(q \log n)$ , folosind paralelismul nativ pe 32 de biți al procesorului. Vom folosi 26 de biți din fiecare întreg, câte unul pentru fiecare caracter. Într-o frunză care stochează litera 'f' vom seta pe 1 doar cel de-al șaselea bit, așadar valoarea întregă va fi `000...000100000`. Apoi, un nod intern va stoca OR-ul pe biți al frunzelor din intervalul acoperit. Acest gen de informație se numește **mască de biți** (engl. *bitmask*).

Ce semnifică acest OR pe biți? Fiecare dintre biți va fi 1 dacă și numai dacă litera corespunzătoare apare cel puțin o dată în intervalul acoperit. Să observăm că bitul 6 va fi 1 indiferent dacă intervalul conține un caracter 'f' sau multiple caractere 'f'. Rezultă că fiecare mască va avea atîția biți setați (biți 1) câte caractere distincte există în interval.

Facem actualizări în acest arbore înlocuind masca din frunză și propagînd valoarea spre strămoși cu operația OR. Pentru a răspunde la interogări,

- colectăm cele  $\mathcal{O}(\log n)$  măști care compun interogarea;
- le combinăm cu OR;
- numărăm biții din rezultat, de exemplu cu funcția `__builtin_popcount`.

### 1.3.3 Problema K-query (SPOJ)

[enunț](#) • [surse](#)

Problema fiind offline, este destul de natural să ordonăm interogările. Sper să vă obișnuiți și voi să luați în calcul această posibilitate.

Ordonarea după capătul stîng sau drept nu pare să ducă nicăieri. Exemplu: ordonăm interogările după capătul drept  $dr$ . Atunci, după ce adăugăm elementul  $a[dr]$  la structura noastră (oricare ar fi ea), trebuie să răspundem la interogări de tipul: câte numere  $> k$  există începînd cu poziția  $st$ ? Eu nu am reușit să găsesc o structură echilibrată care să răspundă la întrebări. Poate voi reușiți?

În schimb, ordonarea descrescătoare după valoare duce la o soluție relativ directă. Pentru o interogare  $(st, dr, k)$ , marcăm (cu 1) într-o structură de date toate pozițiile elementelor mai mari decît  $k$ . Apoi numărăm valorile 1 din intervalul  $[st, dr]$ .

Pentru a găsi rapid toate elementele mai mari decît  $k$  (care nu au fost deja inserate în structură), rezultă că trebuie să sortăm și vectorul în ordine descrescătoare, reținînd și poziția originală a

fiecărei valori.

În fapt, putem implementa această soluție chiar și cu un AIB. Sursa este identică cu cea bază pe arbori de intervale cu excepția `struct`-ului. În acest caz, timpii de rulare sînt aproape egali, dar în general vă recomand să folosiți AIB unde se poate.

### 1.3.4 Problema Sereja and Brackets (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Iată și o problemă pentru a cărei rezolvare este mai puțin clar că ne ajunge un arbore de intervale. Vom construi un arbore în care nodurile stochează valori mai complexe care se combină după reguli speciale.

Să considerăm o subsecvență contiguă. Din ce constă ea? Dintr-un subșir (pe sărite) care este bine format, plus niște paranteze deschise neîmperecheate, plus niște paranteze închise neîmperecheate. De exemplu, în subșirul `))) ( ( ( ( ( (` am evidențiat cu bold cele 6 caractere bine formate. Rămîn 4 paranteze deschise și 3 închise. Să notăm aceste cantități cu  $f$  (lungimea subșirului bine format),  $d$  (surplusul de paranteze deschise) și  $i$  (surplusul de paranteze închise).

Cum combinăm două subsecvențe adiacente  $(f_1, d_1, i_1)$  și  $(f_2, d_2, i_2)$ ? Clar putem concatena porțiunile bine formate. Dar mai mult, putem prelua și  $\min(d_1, i_2)$  perechi dintre surplusurile de paranteze deschise, respectiv închise. Șirul rezultat va fi bine format. Ne putem convinge de asta eliminînd porțiunile bine formate  $f_1$  și  $f_2$ , ca și cînd ele nu ar exista. Dacă nu sînteți convinși, puteți apela la o definiție echivalentă pentru un șir de paranteze bine format: pentru orice prefix, diferența dintre numărul de paranteze deschise și închise este pozitivă.

Rezultă că intervalul concatenat va avea parametrii:

- $f = f_1 + f_2 + 2 \min(d_1, i_2)$
- $d = d_1 + d_2 - \min(d_1, i_2)$
- $i = i_1 + i_2 - \min(d_1, i_2)$

Construcția arborelui se face ca de obicei, combinînd fiii doi cîte doi. La interogare este nevoie de puțină atenție pentru a colecta și combina intervalele în ordinea corectă (de la stînga la dreapta). Ne bazăm pe observația că operația de compunere nu este comutativă, dar este asociativă.

### 1.3.5 Problema Copying Data (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Aici întîlnim o formă complementară a arborilor de intervale: actualizări pe interval și interogări punctuale (*range update, point query*). Mecanismul necesar folosește o reprezentare puțin diferită. O problemă foarte similară este [Range Update Queries](#) (CSES).

(Cei dintre voi care stăpînesc arborii de intervale cu propagare *lazy* vor fi tentați să se repeadă la aceia: Pe fiecare nod ținem informația *lazy* că segmentul din  $b$  a fost suprascris cu un segment

din  $a$  începînd de la o poziție  $p$  (sau cu o deplasare  $\pm p$ , cum preferați). La actualizări, propagăm informația la fii după nevoie. La interogare, propagăm informația pînă în frunza cerută, pentru a afla de unde provine. Dar nu este nevoie de aceste complicații.)

Să pornim de la observația de bun simț: Dacă o copiere acoperă o poziție, atunci la descompunerea sa în intervale, unul dintre acele intervale va fi strămoș al poziției respective (*duh!*).

Ne vom folosi și de numerele de ordine ale interogărilor, care vor funcționa ca niște momente de timp între 1 și  $q$ . Acum, să construim un arbore de intervale care, pentru o operație de copiere  $(x, y, k)$ :

- Descompune intervalul  $[y, y + k - 1]$  prin metoda obișnuită.
- Notează pe fiecare interval momentul  $t$  și diferența  $x - y$ .

Dacă ulterior o altă copiere va acoperi unul dintre aceste intervale, vom nota acolo momentul  $t'$  și diferența  $x' - y'$ . Atunci ultimul moment (și, implicit, ultima proveniență) a suprascrierii unei poziții este dată de cel mai mare moment de timp **dintre toți strămoșii poziției**.

### 1.3.6 Problema PHF (FMI No Stress 2013)

enunț • sursă

Problema ne cere să simulăm un șir de meciuri de piatră-hîrtie-foarfecă de tip „cîștigătorul la masă” și să admitem actualizări punctuale pe acest șir. Deoarece nu ne permitem o simulare în  $\mathcal{O}(n)$  pentru fiecare din cele  $q$  actualizări, vom căuta să accelerăm simularea la  $\mathcal{O}(\log n)$ .

Caracterul de pe fiecare poziție, să-i spunem  $X$ , este un meci între  $X$  și cîștigătorul meciului de pe poziția anterioară. Echivalent,  $X$  este o funcție definită pe mulțimea  $\{P, H, F\}$  cu valori tot în  $\{P, H, F\}$ , unde  $X(c)$  este chiar rezultatul unui meci între  $X$  și  $c$ . De exemplu,  $P$  este funcția:

$$\begin{cases} P(P) &= P \\ P(H) &= H \\ P(F) &= P \end{cases}$$

Atunci o înșiruire de caractere este o compunere de funcții. De exemplu, dintr-un șir de intrare de patru caractere, numite generic  $XYZT$ , îl tratăm pe  $X$  ca argument, iar rezultatul final este  $T(Z(Y(X)))$  sau  $(T \circ Z \circ Y)(X)$ .

Orice funcție are nevoie de un argument. 😊 De aceea, tratăm separat primul caracter, iar pe celelalte  $n - 1$  le punem într-o structură. (O altă abordare este să definim primul caracter ca pe o funcție care returnează acel caracter independent de intrarea fictivă). Această structură trebuie să mențină rezultatul compunerii caracterelor, cu modificări. Vom folosi un arbore de intervale unde informația dintr-un nod este funcția compusă a intervalului subîntins. Reprezentăm aceste funcții prin tabelul complet (trei valori). Tabelele frunzelor le definim manual, iar tabelul unui nod intern este compunerea tabelelor celor doi fii. Tabelul rădăcinii este ceea ce ne interesează:

compunerea pozițiilor  $2 \dots n$  din șir, adică o funcție pe care o vom aplica primului caracter din șir.

Implementarea mea rotunjește numărul de noduri la o putere a lui 2. De aceea la dreapta vom avea și noduri vide, pe care le tratăm ca pe funcții identice ( $X(c) = X$ ).

### 1.3.7 Problema Points (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema are rating de 2800 pentru că se compune din multe blocuri, dar niciunul nu este de speriat, căci sîntem deja versați în arbori de intervale. 😎 Aș zice că problema ar fi grea la un baraj ONI sau ușoară la lot.

Ca să putem construi un arbore de intervale, în primul rînd normalizăm coordonatele  $x$ . Păstrăm și o tabelă cu valorile originale, căci pe acelea trebuie să le afișăm.

Am putea reformula întrebarea pentru operația `find x y`: dintre toate punctele cu  $x' > x$ , există vreunul cu  $y' > y$ ? Ne gîndim că am putea folosi un AINT de maxime, indexat după  $x$ , cu valori din  $y$ , cu interogarea: „Caută maximul pe intervalul  $[x + 1, n)$  și spune-mi dacă este mai mare decît  $y$ ”.

Dar astfel aflăm doar dacă există un punct. Ca să-l găsim, întrebarea corectă este: „dă-mi cea mai din stînga poziție după  $x$  pe care maximul depășește  $y$ ”. Din fericire, putem face asta cu același AINT maxime, așa cum am explicat în secțiunea de teorie:

1. Pornind de la prima poziție validă (în cazul nostru,  $x + 1$ ), mergem în sus și spre dreapta, spre intervale tot mai mari, pînă cînd găsim o poziție de valoare  $> y$ . Ca să evităm cazurile particulare, adăugăm la finalul vectorului o santinelă de valoare infinită.
2. De la această poziție, coborîm în timp ce menținem în vizor valoarea  $> y$ . Dacă putem coborî în orice direcție, preferăm stînga.

Astfel putem gestiona operațiile de adăugare (cînd maximul pentru un  $x$  fixat poate doar să crească). Următoarea întrebare este cum gestionăm ștergerile. Cea mai directă soluție este să menținem cîte un set STL pentru fiecare coordonată  $x$ . Suma mărimilor acestor seturi nu va depăși  $n$ . Cu metoda `rbegin()` putem afla noul maxim după inserări și ștergeri.

Ultima întrebare, odată ce stabilim că răspunsul pentru `find x y` este la abscisa  $x'$ , este: care dintre punctele cu această abscisă este răspunsul? Folosim același set și metoda `upper_bound()` pentru a afla cel mai mic  $y'$  strict mai mare decît  $y$ .

Complexitatea soluției este  $\mathcal{O}(n \log n)$ , atît pentru normalizarea inițială cît și pentru procesarea operațiilor. Fiecare operație necesită o căutare în set și o căutare sau actualizare în AINT.

### 1.3.8 Problema Medwalk (Lot 2025)

[enunț](#) • [sursă](#)



Problema admite și o soluție diferită, mult mai rapidă, bazată pe AIB-uri 2D, dar iată o soluție care folosește doar arbori de intervale.

Din enunț putem defini forma drumului: el va merge pe linia de sus a unor coloane, apoi va folosi ambele linii de pe o coloană  $c$  pentru a coborî, apoi va merge pe linia de jos a coloanelor rămase. Acum, să presupunem că avem un oracol care, pentru orice interogare, ne spune coloana  $c$ . Atunci vom muta restul coloanelor fie în stînga, fie în dreapta lui  $c$ , pentru a folosi valoarea de sus sau de jos, oricare este mai mică.

Cu alte cuvinte, mulțimea de valori de pe drumul care minimizează medianul constă din

- minimele de pe toate coloanele;
- minimul dintre maximele de pe coloane.

Răspunsul la fiecare interogare este elementul median al acestei mulțimi. Logica pentru a afla a  $k$ -a valoare este relativ simplă și implică trei valori: al  $k$ -lea minim, al  $k - 1$ -lea minim și minimul maximelor. De aici înainte, putem abstractiza matricea ca doi vectori, unul cu minimele perechilor și altul cu maximele. De exemplu, cînd o coloană se modifică din  $(3, 6)$  în  $(3, 2)$ , atunci minimul se modifică din 3 în 2, iar maximul din 6 în 3.

De aceea, avem nevoie de două structuri independente:

- O structură pentru maxime, care să admită actualizări punctuale și interogare de minim pe interval.
- O structură pentru minime, care să admită actualizări punctuale și interogări de al  $k$ -lea element pe interval.

Pentru prima structură, ochiul nostru de-acum experimentat ne spune că putem folosi un simplu AINT. Dar pentru a doua? Am găsit [pe StackOverflow](#) o idee bine explicată, pe care o reiau.

Vom folosi un arbore de intervale **pe valori**. Așadar, nu indexăm pozițiile conform cu pozițiile din vector, ci cu valorile existente în vector. Fiecare frunză din aint, corespunzătoare unei valori  $v$ , reține o colecție ordonată (un set, în esență) cu pozițiile pe care apare valoarea  $v$ . Fiecare nod intern reține reuniunea colecțiilor fiilor săi. Cu alte cuvinte, dacă un nod subîntinde valorile  $[l, r]$ , colecția sa va enumera toate pozițiile pe care apar valori între  $l$  și  $r$ .

Remarcăm că memoria necesară este  $\mathcal{O}(n \log V_{max})$ , deoarece aint-ul conține  $V_{max}$  valori, deci are înălțime  $\log V_{max}$ , iar fiecare poziție din vectorul original va fi enumerată în  $\log V_{max}$  colecții.

Pentru actualizare, trebuie să ștergem poziția modificată din lista vechii valori minime și din listele tuturor strămoșilor. Apoi inserăm poziția în listele noii valori minime. De exemplu, dacă minimul coloanei 100 se modifică din 30 în 20, atunci de la poziția 30 din aint și din toți strămoșii eliminăm elementul 100 din colecție. Apoi la poziția 20 în aint și în toți strămoșii inserăm elementul 100.

Rămîne să descriem interogările. Pentru a afla al  $k$ -lea minim dintr-un interval de coloane  $[l, r]$ , pornim din rădăcina arborelui de intervale (luînd așadar în calcul toate valorile de la 0 la  $V_{max}$ ). Consultăm fiul stîng (valorile  $1 \dots V_{max}/2$ ) și ne întrebăm: cîte apariții au aceste valori pe poziții din  $[l, r]$ ? Putem răspunde la această întrebare printr-o diferență, reducînd întrebarea la forma:

câte apariții au aceste valori pe pozițiile  $0 \dots r$ ? Așadar, trebuie numărate elementele mai mici sau egale cu  $r$  din setul rădăcinii. Set-ul simplu din STL nu poate gestiona această întrebare, dar putem folosi un set extins din PB/DS. Nu detaliem acum, dar ne vom reîntîlni cu acest tip de date.

Dacă numărul de valori între 0 și  $V_{max}/2$  care apar pe poziții între  $l$  și  $r$  este  $\geq k$ , atunci acolo se va afla și al  $k$ -lea element, deci coborîm în fiul stîng. Altfel coborîm în fiul drept.

Complexitatea algoritmului este  $\mathcal{O}((n+q) \log n \log V_{max})$ . De exemplu, fiecare interogare coboară  $\log V_{max}$  niveluri, iar la fiecare nivel face o căutare într-un set de  $\mathcal{O}(n)$  elemente în timp  $\mathcal{O}(\log n)$ .

# Bibliografie

- [1] CS Academy, *Segment Trees*, URL: [https://csacademy.com/lesson/segment\\_trees](https://csacademy.com/lesson/segment_trees).
- [2] CP Algorithms, *Segment Tree*, URL: [https://cp-algorithms.com/data\\_structures/segment\\_tree.html](https://cp-algorithms.com/data_structures/segment_tree.html).

# Capitolul 2

## Arbori de intervale cu propagare *lazy*

### 2.1 Operații pe interval

Să reluăm exemplul din capitolul trecut și să spunem acum că dorim să adăugăm 100 pe intervalul  $[2, 12]$ , corespunzător nodurilor  $[12, 28]$  din arbore.

Ca să nu facem efort  $\mathcal{O}(n)$ , vom descompune intervalul ca mai înainte și vom nota informația „+100” în nodurile 9, 5, 6 și 28, cu semnificația că valoarea reală a tuturor frunzelor de sub aceste noduri a crescut cu 100.

1 95															
2 49								3 46							
4 19				5 30 +100				6 18 +100				7 28			
8 8		9 11 +100		10 14		11 16		12 11		13 7		14 9		15 19	
16 3	17 5	18 10	19 1	20 9	21 5	22 7	23 9	24 5	25 6	26 1	27 6	28 2 +100	29 7	30 10	31 9

Figura 2.1: Pentru a adăuga 100 pe intervalul  $[18, 28]$ , notăm valoarea *lazy* 100 pe nodurile 9, 5, 6 și 28.

Aceasta este o **informație lazy**: o informație care stă într-un nod intern și care trebuie propagată tuturor frunzelor subîntinse de acel nod. Totuși, amânăm efortul acestei propagări pînă cînd el devine strict necesar; tocmai de aceea se numește **propagare lazy**. (Mulți elevi denumesc întreaga structură „AINT cu *lazy*”, dar asta este... lene.)

Evaluarea *lazy* este un concept des întîlnit:

- Memoizarea unor valori într-un vector / matrice, cu speranța că nu va fi nevoie să calculăm tabelul complet.
- Amînarea evaluării lui  $y$  în expresia booleană  $x \ || \ y$ , cu speranța că  $x$  va fi evaluat ca adevărat, iar  $y$  va deveni irelevant.

- Inițializarea unei componente costisitoare dintr-un program doar cînd devine necesară (o conexiune la baza de date, o zonă a hărții dintr-un joc).

Așadar, definim un al doilea vector numit *lazy* și executăm `lazy[x] += 100` pe pozițiile 9, 5, 6 și 28.

Motivul pentru care treaba se complică este următorul. Dacă acum primim o interogare de sumă pe intervalul [25,29]? Nu putem să însumăm, ca de obicei, pozițiile 25, 13 și 14, căci pierdem din vedere că unele dintre noduri au (cîte) +100. Sigur, putem lua asta în calcul, dar trebuie să clarificăm operațiile, altfel efortul poate deveni  $\mathcal{O}(n)$ .

În primul rînd, introducem două funcții noi (le puteți include în alte funcții, dar pentru claritate le puteți declara de sine stătătoare):

- `push()`, care propagă informația *lazy* de la un nod la fiii săi;
- `pull()`, care combină în părinte informația din cei doi fii după o actualizare.

```
void push(int node, int size) {
    s[node] += lazy[node] * size;
    lazy[2 * node] += lazy[node];
    lazy[2 * node + 1] += lazy[node];
    lazy[node] = 0;
}

void pull(int node, int size) {
    s[node] =
        s[2 * node] + lazy[2 * node] * size / 2 +
        s[2 * node + 1] + lazy[2 * node + 1] * size / 2;
}
```

Pentru problema dată (dar nu pentru toate problemele), codul are nevoie să știe numărul de frunze subîntinse (*size*).

Să presupunem acum că dorim să calculăm suma intervalului [2, 12] și că este posibil să avem niște sume *lazy* în multe alte noduri. Știm că codul descompune interogările în intervale mai scurte și nu urcă mai sus de acestea. Dacă există valori *lazy* mai sus (să zicem în rădăcină), codul nu va afla de ele. De aceea, în pregătirea interogării, trebuie să vizităm toți strămoșii intervalului și să propagăm în jos (*push*) informația *lazy*. Dar, dacă ne gîndim, lista completă a acestor strămoși constă doar din strămoșii capetelor de interval! Pentru intervalul [18,28], este nevoie să propagăm în jos informația *lazy* din strămoșii lui 18 (adică 1, 2, 4 și 9) și ai lui 28 (adică 1, 3, 7 și 14).

Dacă apelăm `push` din acești strămoși, de sus în jos, avem garanția că informația pe intervalele dorite este la zi. Vă rămîne vouă ca experiment de gîndire să demonstrați că, după operațiile *push*, nu va mai exista informație *lazy* în niciun strămoș al niciunei poziții din interogare.

Astfel obținem o funcție foarte similară cu cea din capitolul trecut

```
void push_path(int node, int size) {
```

```
if (node) {
    push_path(node / 2, size * 2);
    push(node, size);
}
}

long long query(int l, int r) {
    long long sum = 0;
    int size = 1;

    l += n;
    r += n;
    push_path(l / 2, 2); // pornim din părinte
    push_path(r / 2, 2);

    while (l <= r) {
        if (l & 1) {
            sum += s[l] + lazy[l] * size;
            l++;
        }
        l >>= 1;

        if (!(r & 1)) {
            sum += s[r] + lazy[r] * size;
            r--;
        }
        r >>= 1;
        size <<= 1;
    }

    return sum;
}
```

Dacă viteza este crucială, putem scrie și o funcție `push_path` cu circa 10% mai rapidă, iterativă, folosind operații pe biți. Să considerăm nodul  $22 = 10110_{(2)}$ . Strămoșii lui sînt 1, 2, 5 și 11 care au respectiv reprezentările binare 1, 10, 101 și 1011, care sînt fix prefixele lui 10110! Deci îl vom deplasa pe 10110 la dreapta cu 4, 3, 2 și respectiv 1 bit pentru a-i obține strămoșii.

```
void push_path(int node) {
    int bits = 31 - __builtin_clz(n);
    for (int b = bits, size = n; b; b--, size >>= 1) {
        int x = node >> b;
        push(x, size);
    }
}

// Acum primul apel este chiar din frunză:
...
push_path(1);
```

```
push_path(r);
...
```

Actualizările sînt foarte similare. Apelăm `pull()` după terminarea actualizărilor, deoarece trebuie să lăsăm arborele într-o stare coerentă și trebuie să preluăm orice modificare de la fii.

```
void pull_path(int node) {
    for (int x = node / 2, size = 2; x; x /= 2, size <= 1) {
        pull(x, size);
    }
}

void update(int l, int r, int delta) {
    l += n;
    r += n;
    int orig_l = l, orig_r = r;
    push_path(l / 2, 2);
    push_path(r / 2, 2);

    while (l <= r) {
        if (l & 1) {
            lazy[l++] += delta;
        }
        l >>= 1;

        if (!(r & 1)) {
            lazy[r--] += delta;
        }
        r >>= 1;
    }

    pull_path(orig_l);
    pull_path(orig_r);
}
```

Iată și o altă implementare care combină bucla `while` principală cu funcția `pull_path`.

Notă: În această implementare, valoarea *lazy* se aplică întregului subarbore, inclusiv nodului însuși. În implementarea de pe [CP Algorithms](#), valoarea *lazy* se aplică subarborelui fără nodul însuși. Oricare dintre formulări este acceptabilă, cîtă vreme o folosiți consecvent.

Notă: În practică, câmpurile *lazy* și *s* merită încapsulate într-un `struct`. Datorită localității acceselor la memorie, diferența de viteză este notabilă (circa 25%). Aici le-am lăsat separate pentru concizie.

## 2.2 Implementare recursivă (actualizări punctuale)

Lecția trecută am spus că există și o implementare recursivă. Să o examinăm acum (mulți o știți deja).

```
void update(int node, int pl, int pr, int pos, int delta) {
    if (pr - pl == 1) {
        s[node] += delta;
    } else {
        int mid = (pl + pr) >> 1;
        if (pos < mid) {
            update(2 * node, pl, mid, pos, delta);
        } else {
            update(2 * node + 1, mid, pr, pos, delta);
        }
        s[node] = s[2 * node] + s[2 * node + 1];
    }
}
```

Metoda recursivă cară după ea 5 parametri:

- `node`: nodul curent din arbore (aka poziția în vector);
- `pl, pr`: intervalul din vectorul inițial acoperit de `node`. Eu am optat pentru implementarea cu `pl` inclusiv și `pr` exclusiv. Dacă preferați intervale închise, este OK.
- `pos, delta`: poziția de modificat și valoarea de adăugat/scăzut.

Vedem că funcția coboară recursiv în fiul stîng sau fiul drept, după caz. Un exemplu de apel ar fi:

```
update(1, 0, n, some_pos, some_val);
```

Mai interesant, iată și implementarea funcției de interogare (sumă pe interval):

```
long long query(int node, int pl, int pr, int l, int r) {
    if (l >= r) {
        return 0;
    } else if ((l == pl) && (r == pr)) {
        return s[node];
    } else {
        int mid = (pl + pr) >> 1;

        return
            query(node * 2, pl, mid, l, min(r, mid)) +
            query(node * 2 + 1, mid, pr, max(l, mid), r);
    }
}
```

Regăsim trei din aceiași parametri, `node`, `pl` și `pr`. În plus,



- 1, r: Intervalul [încis, deschis) pe care dorim să calculăm suma.

Funcția se reapelează pe cei doi fii, restrângând corespunzător intervalul  $[l, r)$ . Iată o imagine care arată arborele de apeluri pentru calculul sumei pe intervalul  $[3, 10)$ :

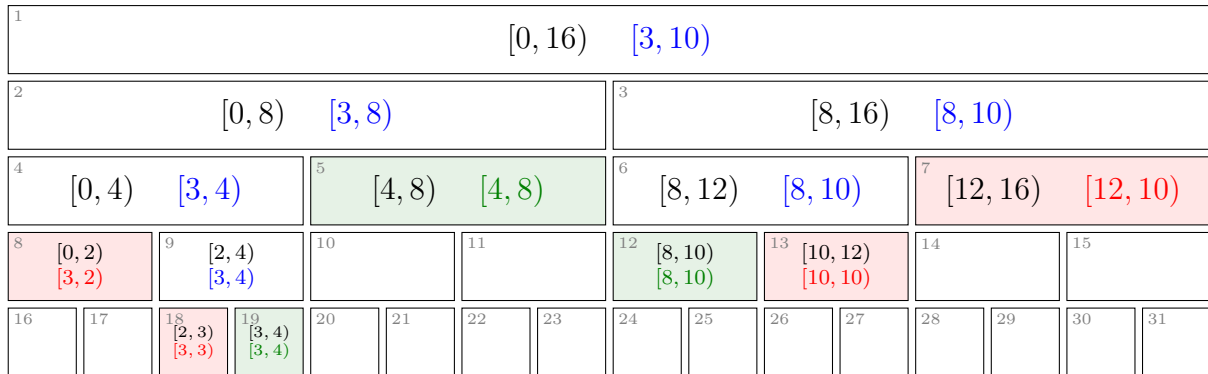


Figura 2.2: Arborele de apeluri în funcția de actualizare recursivă pe intervalul  $[3, 10)$ .

Am ilustrat cu albastru nodurile care au nevoie să-și apeleze descendenții, cu verde nodurile selectate integral, iar cu roșu nodurile eliminate.

Complexitatea rămâne  $\mathcal{O}(\log n)$ , deși funcția se reapelează pentru ambii fii. De ce?

Discutăm implementarea recursivă pentru că ea plutește prin supa culturală și vreau să puteți citi cod scris astfel. Dar ea este un exemplu de dopaj, de implementare repetată *mot à mot* indiferent de nevoile problemei. Implementarea recursivă este de 2-3 ori mai lentă decât cea iterativă pentru actualizări punctuale. Presupun că există două motive:

Implementarea recursivă cară după ea 5-6 parametri la fiecare apel, care trebuie copiați, puși/scoși de pe stivă etc. Implementarea iterativă folosește doar 3 variabile.

Implementarea recursivă este nevoită să pornească din rădăcină, să coboare pînă la frunze, apoi să revină din recursivitate. Implementarea iterativă se oprește imediat ce termină de descompus intervalul  $[l, r]$ .

La varianta cu propagare *lazy* diferența de timp aproape dispare, pentru că ambele implementări trebuie să urce pînă la rădăcină.

Nu vă năpustiți la implementarea recursivă dacă nu este nevoie. Rezistați tentației de a fi leneși, de a învăța o singură structură de date, pe care să o pictați indiferent de situație! Trebuie să aspirați la mai mult de atît, dacă este să vă meritați locul în lot.

## 2.3 Implementare recursivă (actualizări pe interval)

În această implementare, observăm cum:

- apelăm push înainte de reapelarea recursivă, pentru a-i garanta fiecărui nod că deasupra sa nu mai există informații lazy;

- apelăm `pull` după revenirea din recursivitate, ca să lăsăm arborele într-o stare coerentă.

```
long long query(int node, int pl, int pr, int l, int r) {
    if (l >= r) {
        return 0;
    } else if ((l == pl) && (r == pr)) {
        return s[node] + lazy[node] * (r - l);
    } else {
        push(node, pr - pl);
        int mid = (pl + pr) >> 1;
        return
            query(node * 2, pl, mid, l, min(r, mid)) +
            query(node * 2 + 1, mid, pr, max(l, mid), r);
    }
}

void update(int node, int pl, int pr, int l, int r, int delta) {
    if (l >= r) {
        return;
    } else if ((l == pl) && (r == pr)) {
        lazy[node] += delta;
    } else {
        push(node, pr - pl);
        int mid = (pl + pr) >> 1, child_size = (pr - pl) >> 1;
        update(2 * node, pl, mid, l, min(r, mid), delta);
        update(2 * node + 1, mid, pr, max(l, mid), r, delta);
        pull(node, child_size);
    }
}

void process_ops() {
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        if (q[i].t == OP_UPDATE) {
            update(1, 0, n, q[i].l - 1, q[i].r, q[i].val);
        } else {
            answer[num_answers++] = query(1, 0, n, q[i].l - 1, q[i].r);
        }
    }
}
```

## 2.4 Arta proiectării unui arbore de intervale

Atunci cînd primim o problemă și avem de proiectat o structură de date, cum știm dacă un arbore de intervale se potrivește scopului? În general, trebuie să urmărim trei lucruri.

În primul rînd, pentru a putea procesa rapid actualizările pe interval, dorim să facem efort  $\mathcal{O}(1)$

în fiecare interval elementar din descompunere. De aceea, în general informația *lazy* stochează fix ce primim de la operațiile de *update*: o cantitate de adăugat sau de atribuit, un bit de semn, un bit care arată că intervalul curent trebuie inversat etc.

Este nevoie de atenție la compunerea actualizărilor. Dacă avem două cantități de adăugat pe același interval, câmpul *lazy* va reține suma cantităților. Dacă avem două atribuiri succesive pe același interval, câmpul *lazy* o va reține doar pe ultima.

În al doilea rând, pentru a putea procesa rapid interogările pe interval, dorim să facem efort  $\mathcal{O}(1)$  în fiecare interval din descompunere. De aceea, informația propriu-zisă din fiecare nod trebuie să includă valorile pe care le cer operațiile de *query*. Acestea sînt un punct de pornire, dar uneori nu sînt suficiente, ci este nevoie să menținem mai multe valori din care să le putem alege pe cele cerute.

În sfîrșit, în al treilea rând trebuie să verificăm că avem tot ce ne trebuie pentru a compune două intervale alăturate la interogare, pentru a recalcula un părinte din cei doi fii ai săi (operația *pull*) și pentru a propaga informația *lazy* de la părinte la fii (operația *push*).

O regulă de aur este că, la începutul și la sfîrșitul fiecărei funcții, arborele trebuie să fie într-o stare **coerentă**. Aceasta înseamnă că trebuie să definim un **contract**, o promisiune despre care este structura logică a fiecărui nod. Vă recomand chiar să notați acest contract într-un comentariu de una-două fraze, la începutul codului pentru AINT. Apoi, scrieți codul astfel încît, la intrarea și la ieșirea din orice funcție, toate nodurile arborelui să respecte acel contract.

De exemplu, dacă informația *lazy* este o cantitate de adăugat pe tot subarborele, atunci operația *push* trebuie neapărat să se încheie prin a pune pe 0 valoarea *lazy* din părinte. În niciun caz nu trebuie să încheiem operația *push* lăsînd aceeași valoare *lazy* în părinte și în fii.

## 2.5 Probleme

### 2.5.1 Problema Polynomial Queries (CSES)

[enunț](#) • [surse](#)

Problema seamănă mult cu cea discutată la teorie, dar pe intervale nu mai adăugăm constante, ci progresii aritmetice. Așadar, pare natural să reținem exact această informație *lazy*: în fiecare nod reținem că în fiecare frunză acoperită de acel nod trebuie să adăugăm cîte un termen al unei progresii cu un anumit prim element și pasul (deocamdată) 1. De exemplu, dacă în figura 2.1 facem o actualizare pe intervalul  $[18, 28]$ , atunci în nodul 5 notăm progresia cu primul termen 3 și pasul 1. Informația *lazy* este o pereche  $\langle 3, 1 \rangle$ .

Trebuie tratate atent diversele cazuri care iau naștere. Dacă două progresii acoperă același interval, vor lua naștere progresii cu pas mai mare decît 1. Să luăm un exemplu:

- Progresia cu primul termen 5 și pasul 3, așadar 5, 8, 11, 14, ...
- Progresia cu primul termen 2 și pasul 7, așadar 2, 9, 16, 23, ...

- După însumare dorim să avem termenii 7, 17, 27, 37, ...
- Rezultă că suma este și ea o progresie cu primul termen 7 și pasul 10. Cu alte cuvinte, informațiile *lazy* se pot compune ușor:  $\langle 5, 3 \rangle + \langle 2, 7 \rangle = \langle 7, 10 \rangle$ .

La propagarea în jos a informației *lazy*, în cei doi fii vom adăuga progresii cu același pas. În fiul drept, primul termen trebuie calculat, dar este ușor. Dacă într-un nod care acoperă 16 elemente avem o progresie cu primul element 3 și pasul 5, atunci fiul drept va începe cu al nouălea termen al progresiei:

$$3 + 5 \cdot (16/2) = 43$$

La operațiile de adăugare, pe toate intervalele din descompunere vom aduna progresii cu pasul 1, dar primul element diferă pentru fiecare interval (la fel, nu este greu de calculat).

Contractul pe care l-am ales pentru implementarea iterativă este:

- `first` și `step` înseamnă că pe nodurile din intervalul acoperit trebuie adăugate valorile `first`, `first + step`, `first + 2 * step`, ...
- Valoarea `s` din fiecare nod **nu** include și suma progresiei dată de `<first, step>` din acel nod.

## 2.5.2 Problema Nezzar and Binary String (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema este relativ directă odată ce „ne prindem” că trebuie să procesăm operațiile în ordine inversă. Știm șirul final  $f$  și fie  $[l, r]$  ultimul interval inspectat de Nanako. În momentul inspecției, șirul curent trebuia să fie identic cu  $f$  pe pozițiile  $[1, l) \cup (r, n]$ , căci pe acelea nu le putem modifica. Pe pozițiile  $[l, r]$  trebuiau să fie doar biți 0 sau doar biți 1. Care dintre ele? Știm că la ultima modificare am modificat strict mai puțin de jumătate din biți. Să notăm cu  $z$  numărul de zerouri și cu  $u$  numărul de unu de pe pozițiile  $[l, r]$  din  $f$ . Iau naștere trei cazuri:

1. Dacă  $z > u$ , înseamnă că la pasul anterior  $[l, r]$  conținea doar 0.
2. Dacă  $z < u$ , înseamnă că la pasul anterior  $[l, r]$  conținea doar 1.
3. Dacă  $z = u$ , problema nu are soluție, căci nu putem opera modificarea necesară.

Astfel, toate operațiile sînt forțate, mergînd înapoi în timp. Răspunsul este YES doar dacă putem procesa toate operațiile, iar la final ajungem la șirul  $s$ .

Rezultă că, pentru a efectua efectiv operațiile, avem nevoie de un arbore de segmente cu valori de 0 și 1 în frunze, cu funcții de sumă pe interval (pentru a stabili majoritatea) și de atribuire pe interval (pentru a face *undo* la o operație).

## 2.5.3 Problema Simple (infO(1)Cup 2019)

[enunț](#) • [sursă](#)

Să aplicăm regula menționată ca să proiectăm un arbore de intervale pentru această problemă.

- În câmpul *lazy* vom stoca valorile primite la update, aşadar cantităţile de adăugat pe tot subarborele.
- În câmpurile propriu-zise vom stoca valorile necesare pentru interogări, aşadar minimul par pe interval şi maximul impar pe interval.
- Ce altceva ne mai trebuie ca să putem menţine informaţia la actualizări? Să observăm că o cantitate *lazy* impară schimbă paritatea valorilor pe întregul interval. Noul minim par este fostul minim impar, plus cantitatea *lazy*. De aceea, vom introduce încă două cantităţi: maximul par şi minimul impar.

Ca de obicei, este important ca la implementare să alegem dacă valoarea *lazy* este deja inclusă în nodul curent şi mai trebuie aplicată doar la subarbore sau dacă ea trebuie aplicată inclusiv nodului curent. Eu am ales prima variantă. Ambele sînt bune, cîtă vreme codul respectă alegerea făcută.

Pe unele intervale nu vor exista valori pare sau impare. Dacă facem cazuri speciale pentru toate acele situaţii, vom avea undeva între 5 şi 10 **if**-uri de presărat prin cod. O abordare mai simplă este să notăm în acele noduri  $+\infty$  pentru a arăta că nu există minime şi  $-\infty$  pentru a arăta că nu există maxime. Apoi lăsăm aceste valori să se combine fără să mai tratăm cazuri particulare. La final, ştim că orice valori definite vor fi între 1 şi  $2 \cdot 20^9 + 2 \cdot 20^5 \cdot 2 \cdot 20^9$ , conform limitelor din enunţ. Valorile din afara acestui interval le interpretăm ca fiind nedefinite.

În cod am încercat să separ funcţiile specifice nodului de funcţiile specifice arborelui.

## 2.5.4 Problema Balama (Baraj ONI 2024)

[enunţ](#) • [surse](#)

Vă veţi întîlni des cu probleme unde soluţia devine simplă dacă analizăm informaţiile în altă ordine. În cazul de faţă, în loc să luăm în calcul liniile (care sînt subsecvenţe ordonate), să analizăm coloanele.

Care va fi răspunsul pe ultima coloană? Desigur, va fi maximul din vector. Mult mai interesantă este întrebarea: care va fi răspunsul pe penultima coloană? Va fi cel mai mare element care este vreodată (în cel puţin o fereastră) **al doilea maxim**.

Exemplu: fie maximul global 1.000 şi fie al doilea maxim global 999. Dacă 999 stă foarte departe de 1.000, la distanţă de cel puţin  $k$ , atunci 999 va fi maxim în toate ferestrele de lăţime  $k$  care îl conţin. Cu alte cuvinte, 999 se va regăsi doar pe ultima coloană în matricea  $B$  (şi va fi mascat de 1.000). Să spunem că următoarele valori din şir, în ordine descrescătoare, sînt 998, 997 şi 996 şi toate se află la distanţă mare unele de altele. Niciunul dintre ele nu va apărea pe penultima coloană în  $B$ .

În schimb, să spunem că următoarea valoare ca mărime, 995, se află aproape (la distanţă  $< k$ ) de o valoare anterioară, cum ar fi 997. Atunci există o fereastră în care 995 şi 997 coexistă, deci 995 va fi al doilea maxim din acea fereastră şi va apărea pe penultima coloană în  $B$ . Cum alte valori mai mari nu au această proprietate, 995 este răspunsul pe penultima poziţie a soluţiei.

(Amănunt esențial 😊: 995 nu poate fi și al treilea maxim. Dacă exista o fereastră de lățime  $k$  care îl cuprindea pe 995 și alte două valori anterioare, atunci înainte să ajungem la 995 una dintre acele două valori anterioare ar fi fost al doilea maxim).

Astfel, putem considera elemente în ordine descrescătoare și, pentru fiecare element  $x$  ne întrebăm: câte elemente văzute anterior conține fiecare dintre ferestrele care îl conțin pe  $x$  (cel mult  $k$  la număr)? Dacă o astfel de fereastră are  $e$  elemente, și dacă a  $e + 1$ -a valoare din soluție (numărînd de la dreapta) este încă necunoscută, atunci pune  $x$  pe poziția  $e + 1$  a soluției.

Exemplu: Dacă considerăm elementul 900 și constatăm că într-una din ferestrele care îl conțin pe 900 existau deja alte 5 valori, atunci în acea fereastră 900 este al 6-lea element. Dacă a 6-a poziție din soluție este încă neocupată, scriem 900 acolo, acesta fiind maximul posibil.

Implementarea sună fioros, dar nu este! În realitate avem nevoie de o structură cu două operații:

- Incrementează pozițiile de la  $st$  la  $dr$ , pentru a arăta că în ferestrele de la  $[st, st + k - 1]$  și pînă la  $[dr, dr + k - 1]$  avem câte un element în plus.
- Află maximul de pe pozițiile de la  $st$  la  $dr$ .

Operația a doua ne este suficientă deoarece ferestrele nu vor ajunge brusc la 6 elemente. Vor apărea mai întîi ferestre cu 1, 2, 3, 4, 5 elemente. Cu alte cuvinte, soluția se completează de la dreapta spre stînga.

Vom implementa un AINT de maxime în care informația *lazy* din fiecare nod este valoarea de adăugat pe fiecare poziție din intervalul acoperit.

# Capitolul 3

## Arbori indexați binar

Arborii indexați binar (AIB), numiți și arbori Fenwick, iar în engleză *binary indexed trees (BIT)*, servesc ca și arborii de intervale tot la rezolvarea în  $\mathcal{O}(\log n)$  a unor operații pe vectori. Ei sînt mai puțin flexibili și universali decît arborii de intervale. Nu toate problemele rezolvabile cu AINT pot fi rezolvate și cu AIB. Dar acolo unde se potrivesc, AIB-urile sînt ușor de codat și sînt de 2-3 ori mai rapide decît arborii de intervale.

### 3.1 *Benchmarks*

Dacă se potrivesc mai multe structuri, contează pe care o alegem? Ca să alegem în cunoștință de cauză, iată niște măsurători de viteză (*benchmarks*). Le-am făcut în 2025 pe un procesor [AMD Ryzen 7 4700U](#), la acea vreme comparabil cu evaluatoarele de la Kilonova și Codeforces.

Am măsurat timpii de rulare pentru diverse implementări ale problemei în ambele variante (actualizări punctuale sau pe interval).

- arbori indexați binar,  $\mathcal{O}(\log n)$  per operație;
- arbori de segmente iterativi,  $\mathcal{O}(\log n)$  per operație;
- arbori de segmente recursivi,  $\mathcal{O}(\log n)$  per operație;
- descompunere în radical,  $\mathcal{O}(\sqrt{n})$  și cel mult două împărțiri per operație;
- descompunere în radical,  $\mathcal{O}(\sqrt{n})$  și  $\mathcal{O}(\sqrt{n})$  împărțiri per operație.

Precizez că vom discuta descompunerea în radical abia în capitolul următor, dar pare un moment bun să privim aceste *benchmarks*.

Am ales limitele  $n = q = 500.000$  pentru ambele variante ale problemei. Pentru unele programe contează cîte dintre operații sînt interogări și cîte sînt actualizări. Pentru aceste situații, am măsurat doi timpi, notați astfel:

- 250u/250q: există cîte 250.000 de operații din fiecare tip;
- 100u/400q: există 100.000 de actualizări și 400.000 de interogări.

Toate testele sînt pe **long long** și 90% dintre intervale au lungime peste  $n/2$ . Toți timpii măsoară

strict partea de procesare (excluzînd citirea și scrierea).

### 3.1.1 Varianta 1 (*point update, range query*)

structură	timp
arbore indexat binar	23 ms
arbore de intervale iterativ (250u/250q)	46 ms
arbore de intervale iterativ (100u/400q)	55 ms
arbore de intervale recursiv (250u/250q)	116 ms
arbore de intervale recursiv (100u/400q)	130 ms
descompunere în radical (250u/250q)	113 ms
descompunere în radical (100u/400q)	177 ms
descompunere în radical cu împărțiri (250u/250q)	763 ms
descompunere în radical cu împărțiri (100u/400q)	1.219 ms

Tabela 3.1: Timpii de rulare pentru sume pe interval și actualizări punctuale.

### 3.1.2 Varianta 2 (*range update, range query*)

structură	timp
arbore indexat binar (250u/250q)	66 ms
arbore indexat binar (100u/400q)	58 ms
arbore de intervale iterativ (250u/250q)	183 ms
arbore de intervale iterativ (100u/400q)	175 ms
arbore de intervale recursiv (250u/250q)	211 ms
arbore de intervale recursiv (100u/400q)	203 ms
descompunere în radical (250u/250q)	235 ms
descompunere în radical (100u/400q)	274 ms

Tabela 3.2: Timpii de rulare pentru sume pe interval și actualizări pe interval.

### 3.1.3 Concluzii

Reținem că:

- Arborii indexați binar sînt de departe cei mai rapizi.
- Pentru actualizări punctuale, arborii de intervale iterativi sînt de două ori mai rapizi decît cei recursivi.
- Descompunerea în radical ține binișor pasul cu arborii de segmente. Din experiență, aceasta este o particularitate a problemei alese. Pentru alte probleme diferența poate fi mai mare.
- Împărțirile îngreunează enorm descompunerea în radical.



## 3.2 Actualizări punctuale și interogări pe interval

### 3.3 Reprezentare

AIB-ul descompune informația în felul următor: Poziția  $k$  din vector stochează suma ferestrei de  $p$  elemente care se termină la poziția  $k$ , unde  $p$  este cea mai mare putere a lui 2 care îl divide pe  $k$ . De exemplu, pentru  $k = 40$ ,  $p = 8$ . Așadar, pe poziția 40 AIB-ul va stoca suma celor 8 valori de pe pozițiile  $[33 \dots 40]$ .

Iată un exemplu care arată sus valorile pe care dorim să le reținem, iar jos valorile concrete pe care ajunge să le stocheze vectorul. Subliniez că AIB-ul nu folosește memorie suplimentară, ci doar stochează diferit informația în același vector. Suspectez că și de aici provine eficiența lui în raport cu arborii de intervale.

poziție	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	20	21	22
abstract	3	5	10	1	9	5	7	9	5	6	1	6	2	7	10	9	9	8	5	1	9	6
intervale	3	8	10	19	9	14	7	49	5	11	1	18	2	9	10	95	9	17	5	23	9	15
concret	3	8	10	19	9	14	7	49	5	11	1	18	2	9	10	95	9	17	5	23	9	15

Figura 3.1: Un arbore indexat binar cu 22 de poziții. Vectorul de sus este cel abstract, iar vectorul de jos este cel stocat concret în memorie. Fiecare interval arată pozițiile a căror sumă o notăm în capătul din dreapta al intervalului.

### 3.4 Operația de interogare (suma unui interval)

AIB-urile tratează interogările pe un interval oarecare  $[x, y]$  prin diferența a două interogări pe prefix,  $[1, y]$  și  $[1, x-1]$ . Pentru a răspunde la o interogare pe prefix, de exemplu suma pe intervalul  $[1, 21]$ , descompunem acel prefix în intervale dintre cele stocate în AIB, respectiv  $[1, 16]$ ,  $[17, 20]$  și  $[21, 21]$ . Odată ce includem o poziție  $x$  și tot intervalul pe care îl acoperă ea, pentru a ajunge la următoarea poziție de însumat trebuie, prin definiție, să scădem cea mai mare putere a lui 2 care îl divide pe  $x$ . Rezultă codul:

```
struct fenwick_tree {
    int v[MAX_N + 1]; // indexare de la 1
```

```
int prefix_sum(int pos) {
    int s = 0;
    while (pos) {
        s += v[pos];
        pos &= pos - 1;
    }
    return s;
}

int range_sum(int from, int to) {
    return prefix_sum(to) - prefix_sum(from - 1);
}
};
```

Expresia `pos &= pos - 1` elimină cel mai din dreapta bit de 1 dintr-un număr; de exemplu, din  $20 = 10100_{(2)}$  ea obține  $16 = 10000_{(2)}$ . Pe cazul general,

```
pos           = abc...xyz1000...000
pos - 1       = abc...xyz0111...111
pos & (pos - 1) = abc...xyz0000...000
```

De aici rezultă și complexitatea  $\mathcal{O}(\log n)$ , căci reprezentarea oricărei poziții în baza 2 are cel mult  $\log n$  biți de 1.

### 3.5 Operația de actualizare (adăugare pe poziție)

La actualizarea pe o poziție, trebuie actualizate toate intervalele care conțin acea poziție. De exemplu, la actualizarea poziției 11 trebuie actualizate intervalele  $[11, 11]$ ,  $[9, 12]$  și  $[1, 16]$ , așadar trebuie recalculate pozițiile 11, 12 și 16 din AIB. Această parte pare magică: de ce pozițiile 13, 14 și 15 nu trebuie actualizate? Dar ne putem convinge că, cu cât ne îndepărtăm de poziția inițială (11), ne interesează doar pozițiile responsabile de intervale suficient de mari încât să acopere poziția 11.

```
void add(int pos, int val) {
    do {
        v[pos] += val;
        pos += pos & -pos;
    } while (pos <= n);
}
```

Pentru a înțelege expresia `pos & -pos`, să facem o scurtă digresiune. Numerele cu semn sînt reprezentate în calculator în **complement față de 2**. Aceasta înseamnă că, pentru a reprezenta un număr negativ,

- Reprezentăm întâi numărul pozitiv (valoarea absolută).

- Îi inversăm toți biții.
- Adăugăm 1.

De exemplu, pentru a îl reprezenta pe -20 procedăm astfel:

- Îl reprezentăm pe +20: 000...00010100.
- Îi inversăm toți biții: 111...11101011.
- Adăugăm 1: 111...11101100.

Această reprezentare are două avantaje:

1. Putem folosi același circuite logice pentru operații pe numere cu sau fără semn.
2. Reprezentările lui +0 și -0 sînt identice, 000...000. În **complement față de 1** există două reprezentări, 000...000 și 111...111, ceea ce este straniu.

Revenind, observăm acum că  $20 \& -20$  este 000...00000100, adică formula `pos & -pos` izolează ultimul bit, adică mărimea intervalului subîntins de `pos`. Prin adăugarea acestei cantități la `pos`, obținem intervalul imediat următor care include poziția `pos`.

Dacă din orice motiv această expresie vă scapă din memorie, puteți inventa pe loc formule echivalente, de exemplu:

---

```
pos = (pos | (pos - 1)) + 1;
```

---

Complexitatea este tot  $\mathcal{O}(\log n)$  deoarece la fiecare pas eliminăm cel puțin un bit 1 din reprezentarea binară a lui `pos`.

## 3.6 Construcția în $\mathcal{O}(n)$

Dat fiind un vector-sursă `src`, este tentant să construim arborele într-un al doilea vector apelînd de  $n$  ori rutina de adăugare:

---

```
void build(int* src) {
    for (int i = 1; i <= n; i++) {
        add(i, src[i]);
    }
}
```

---

Această metodă cere timp  $\mathcal{O}(n \log n)$ . Există însă o metodă care refolosește vectorul și rulează în  $\mathcal{O}(n)$ :

---

```
void build() {
    for (int i = 1; i <= n; i++) {
        int j = i + (i & -i);
        if (j <= n) {
            v[j] += v[i];
        }
    }
}
```

---

```
}  
}
```

Explicație: fiecare element  $v[i]$  este propagat doar la următorul element  $j$  care include poziția  $i$ . Este treaba acelui segment să propage adaosul și mai departe. Pentru scenariul relativ comun în care construim AIB-ul, apoi facem  $n$  interogări și  $n$  actualizări, construcția în  $\mathcal{O}(n)$  reduce costul de rulare cu circa 20%.

Paradoxal, tocmai fiindcă este atât de rapid, costul de funcționare al unui AIB este adesea înecat de costul altor operații (în special intrarea/ieșirea). De aceea optimizările sînt greu de observat. Dar *the hacker spirit* ne obligă să folosim oricum soluția inteligentă.

### 3.7 Găsirea unei valori punctuale

Pentru a găsi valoarea pe o singură poziție  $k$ , o putem calcula în  $\mathcal{O}(\log n)$  ca pe  $\text{sum}(k) - \text{sum}(k - 1)$ . Sau, desigur, putem păstra o copie a vectorului real. Dar există și o implementare în  $\mathcal{O}(1)$  amortizat.

Să considerăm poziția  $k = 60$ . Dacă o calculăm prin diferența sumelor parțiale, obținem

$$\begin{aligned}\text{val}(60) &= \text{sum}(60) - \text{sum}(59) = (v[60] + v[56] + v[48] + v[32]) - \\ &\quad (v[59] + v[58] + v[56] + v[48] + v[32]) \\ &= v[60] - (v[59] + v[58])\end{aligned}$$

Se vede că, de la poziția 56 încolo, sumele de intervale se anulează în cele două paranteze. Nu este o coincidență. Fie:

```
k      = bbb...bbb10000  
k - 1 = bbb...bbb01111
```

Unde  $b$  sînt niște biți oarecare, iar poziția  $k$  se termină într-un bit 1 urmat de cîtiva (posibil 0) biți de 0. Atunci, în calculul sumelor parțiale, pozițiile  $k$  și  $k - 1$  vor elimina biți de la coadă pînă cînd vor ajunge la strămoșul comun, care este

```
str    = bbb...bbb00000
```

De aceea, codul este:

```
int get_value_at(int pos) {  
    int result = v[pos];  
    int ancestor = pos & (pos - 1);  
    pos--;  
    while (pos != ancestor) {  
        result -= v[pos];  
        pos &= pos - 1;  
    }  
    return result;  
}
```

```
}

```

Acest cod pare tot logaritmice. În realitate, jumătate din valorile din AIB (cele de pe poziții impare) stochează chiar valoarea în acel punct, deci bucla din `get_value_at()` va face 0 iterații. Un sfert din valorile din AIB vor face o iterație, o optime dintre ele vor face două iterații. În general, pentru o poziție  $k$ , funcția `get_value_at()` va face atâtea iterații câte zerouri are la coadă reprezentarea binară a lui  $k$ . Media acestei valori este 1 (așadar constantă) dacă distribuția lui  $k$  este uniformă și aleatorie.

## 3.8 Căutarea binară a unei sume parțiale

Dacă vectorul (abstract) are doar valori non-negative, atunci sumele parțiale sînt nedescrescătoare și are sens întrebarea: Care este prima poziție pe care se atinge suma parțială  $S$ ?

Putem face o căutare binară naivă: examinăm suma parțială la poziția  $n/2$ , apoi la una dintre pozițiile  $n/4$  sau  $3n/4$  după caz, etc. Dar fiecare dintre aceste interogări durează  $\mathcal{O}(\log n)$ , deci complexitatea totală a algoritmului va fi  $\mathcal{O}(\log^2 n)$ . Dar iată și o metodă în  $\mathcal{O}(\log n)$ , similară cu căutarea binară prin „metoda Mihai Pătrașcu” (ca să adoptăm nomenclatura din supa culturală olimpică).

Fie  $p$  cea mai mare putere a lui 2 cel mult egală cu  $n$ . Pentru exemplul inițial,  $n = 22$ , deci  $p = 16$ . Observația-cheie este că putem afla suma parțială pe pozițiile  $[1 \dots p]$  printr-o singură operație: ea este exact `v[p]`! După cum `v[p] < S` sau `v[p] > S`, ne îndreptăm atenția către pozițiile din stînga sau din dreapta lui  $p$ . Următoarea interogare o vom face la `v[p / 2]` sau la `v[3 * p / 2]`.

În practică, invariantul este: `pos` reprezintă cea mai mare poziție cunoscută pe care suma parțială **nu** atinge valoarea  $S$ . La final, funcția returnează `pos + 1`. De asemenea, ținem cont că nu întotdeauna putem avansa la dreapta (nu putem depăși valoarea  $n$ ).

```
int bin_search(int sum) {
    int pos = 0;

    for (int interval = max_p2; interval; interval >>= 1) {
        if ((pos + interval <= n) && (v[pos + interval] < sum)) {
            sum -= v[pos + interval];
            pos += interval;
        }
    }

    return pos + 1;
}
```

Exemplu: pentru AIB-ul din figura 3.1 și suma parțială 72, algoritmul funcționează astfel:

- Verifică poziția 16. Suma este 95, prea mare.

- Verifică poziția 8. Suma este 49. Așadar, căutăm suma parțială  $72 - 49 = 23$  începând dincolo de poziția 8.
- Verifică poziția 12. Suma este 18. Așadar, căutăm suma parțială  $23 - 18 = 5$  începând dincolo de poziția 12.
- Verifică poziția 14. Suma este 9, prea mare.
- Verifică poziția 13. Suma este 2. Așadar, căutăm suma parțială  $5 - 2 = 3$  începând dincolo de poziția 13.
- Răspunsul este poziția 14.

Aici, `max_p2` este cea mai mare putere a lui 2 care nu depășește  $n$ . O putem afla naiv, de exemplu astfel:

```
max_p2 = n;
while (max_p2 & (max_p2 - 1)) {
    max_p2 &= max_p2 - 1;
}
```

, sau într-o singură linie cu funcția `__builtin_clz(n)`, care returnează numărul de zerouri la stînga lui  $n$ :

```
max_p2 = 1 << (31 - __builtin_clz(n));
```

Corolar: putem folosi căutarea binară pentru a afla prima poziție cu o valoare nenulă într-un AIB. Aceasta este poziția pe care suma parțială atinge valoarea 1. Similar putem afla ultima poziție cu o valoare nenulă. Mai trebuie doar să menținem și suma elementelor din AIB, ceea ce cere două linii de cod.

Corolar: dacă AIB-ul ține valori de 0 și 1, putem folosi căutarea binară pentru a afla poziția celui de-al  $k$ -lea bit 1 (în engleză această valoare se numește *k-th order statistic*). Ea este fix poziția pe care suma parțială atinge valoarea  $k$ . Multe probleme de permutări, care necesită evidența elementelor văzute / nevăzute, se încadrează aici (exemplu: codificarea / decodificarea permutărilor).

## 3.9 Alte operații decât adunarea

Arborii Fenwick pot gestiona și alte operații, cîtă vreme ele sînt **inversabile**. Reamintesc că **suma** pe intervalul  $[l \dots r]$  se calculează ca **diferența** sumelor pe intervalele  $[1 \dots r]$  și  $[1 \dots l - 1]$ . Deci operația inversă (scăderea) trebuie să fie definită. Exemplu: operația xor, operația de înmulțire modulo un număr prim etc.

Deoarece operația *max* nu este inversabilă, AIB-urile nu suportă, pe cazul general, operațiile:

1. actualizare punctuală;
2. maxim pe interval.

Totuși, putem folosi AIB-uri pentru interogări de maxim dacă următoarele condiții sînt adevărate:

1. Toate interogările sînt pe prefix (capătul stînga este întotdeauna 1).
  - Sau toate interogările sînt pe sufix, caz în care putem reflecta toți indicii față de  $n$ .
2. Prin actualizare, valorile pot doar să crească.

Temă de gîndire: De ce este necesar ca toate valorile să crească? Ce poate să meargă prost dacă într-un AIB de maxime valorile pot să și scadă?

Raționamente similare putem aplica pentru operațiile *min*, *and* și *or*. Cum reformulăm condiția 2 pentru aceste operații?

Un exemplu mai extravagant este operația *or* pe bitset-uri, vezi problema [Erinaceida](#).

## 3.10 Probleme

### 3.10.1 Problema The Permutation Game Again (SPOJ)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema ne cere să aflăm **rangul** unei permutări (engl. *rank*). Acesta este numărul de ordine al permutării în lista ordonată lexicografic a tuturor permutărilor mulțimii  $\{1, 2, \dots, n\}$ .

Echivalent, trebuie să răspundem eficient la întrebarea: cîte permutări vin înaintea celei date în lista permutărilor?

Să considerăm un exemplu. Dacă primul element al permutării este 9, atunci toate permutările care încep cu  $1, 2, \dots, 8$  o vor preceda în listă. Există  $8(n-1)!$  astfel de permutări.

Similar, dacă al doilea element este 3, atunci toate permutările care încep cu 91 sau 92 o vor preceda în listă. Există  $2(n-2)!$  astfel de permutări.

Dar dacă al treilea element este 7? Acum trebuie să ținem cont de faptul că pe 3 l-am văzut deja. Trebuie să socotim permutările care încep cu 931, 932, 934, 935, 936. Există  $5(n-3)!$  astfel de permutări.

Cu alte cuvinte, trebuie să răspundem eficient la întrebarea: cîte elemente mai mici decît cel curent am văzut în prefixul dinaintea elementului curent? Putem gestiona această informație cu un AIB de 0 și 1. Cînd procesăm un element de valoare  $x$ , adunăm 1 pe poziția  $x$  în AIB. Astfel, suma parțială din AIB pe o poziție  $y$  ne va arăta cîte elemente mai mici decît  $y$  am procesat pînă în prezent.

Pentru un plus de eficiență, sursa nu reține întreaga permutare, ci doar citește cîte un element, îl ia în calcul la rang, îl bifează în AIB, apoi îl aruncă.

### 3.10.2 Problema Multiset (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

„Aproape” putem rezolva problema cu un singur vector de frecvențe. Dar avem nevoie să găsim eficient al  $k$ -lea element ca să-l putem șterge. Un vector de frecvențe ne dă inserări în  $\mathcal{O}(1)$ , dar ștergeri în  $\mathcal{O}(n)$ .

De aceea, înlocuim vectorul cu un AIB în care pe poziția  $x$  notăm frecvența lui  $x$  în multiset. Astfel putem căuta al  $k$ -lea element reformulând definiția: al  $k$ -lea element este poziția  $p$  pe care suma parțială atinge sau depășește valoarea  $k$ .

### 3.10.3 Problema Hanoi Factory (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Pare natural să sortăm inelele descrescător după diametrul exterior. Ce facem la egalitate? Toate inelele de același diametru exterior pot fi stivuite, caz în care îl vom prefera deasupra pe cel cu diametrul interior minim, ca să ne maximizăm șansele de a putea pune alt inel deasupra lui. Așadar, ca departajare, sortăm inelele descrescător după diametrul interior.

Acum orice turn valid va fi un subșir din șirul sortat, pe sărite, dar fără reordonare. Și atunci putem defini relativ ușor o recurență calculabilă în  $\mathcal{O}(n^2)$ . Fie  $H_i$  înălțimea maximă a unui turn care are în vîrf inelul  $i$ . Atunci inelul aflat imediat sub  $i$ , fie el  $j$ , respectă condițiile  $j < i$  și  $in_j < out_i$ . Așadar,

$$H_i = h_i + \max_{j < i, in_j < out_i} H_j$$

Pentru a reduce complexitatea la  $\mathcal{O}(n \log n)$ , procesăm inelele de la stînga la dreapta. Atunci  $j < i$  este întotdeauna respectată și trebuie doar să răspundem la întrebarea: dintre toate inelele cu  $in_j < x$  dat (unde  $x = out_i$ ), care este valoarea maximă pentru  $H_j$ ? Putem răspunde la întrebare cu un AIB de maxime, indexat după diametrele interioare, pe care îl interogăm despre maximul pe pozițiile  $[1 \dots out_i - 1]$ . După calcularea lui  $H_i$ , optimizăm maximul din AIB pe poziția  $in_i$  cu valoarea  $H_i$ .

Diametrele pot fi mari, dar le putem normaliza în intervalul  $[1 \dots 2n]$ .

Există și o soluție mai ingenioasă, cu o stivă ordonată, care nu face obiectul acestui capitol.

### 3.10.4 Problema Subsequences (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema pare abordabilă cu programare dinamică. Să căutăm întâi formula de recurență, care nu este dificilă. Fie  $C_{l,i}$  numărul de subsecvențe crescătoare de lungime  $l$  terminate pe poziția  $i$ . Atunci:

$$C_{l,i} = \sum_{j < i, a_j < a_i} C_{l-1,j}$$



Implementarea în  $\mathcal{O}(kn^2)$  este așadar directă. Cum procedăm să reducem calculul sumei de la  $\mathcal{O}(n)$  la  $\mathcal{O}(\log n)$ ? Observăm aici un mecanism pe care îl vom regăsi și la alte probleme. Pare că dorim o interogare bidimensională (suma valorilor  $C_{l-1,j}$  pe poziții unde  $j < i$  și simultan  $a_j < a_i$ ). În realitate, însă, putem reduce interogarea la una unidimensională.

Să inserăm într-un AIB valorile  $C_{l-1,1} \dots C_{l-1,i-1}$ . Atunci condiția  $j < i$  este automat satisfăcută și dorim suma valorilor pe pozițiile unde  $a_j < a_i$ . De aceea, vom indexa AIB-ul nu după  $j$ , ci după  $a_j$ . Cu alte cuvinte, vom scrie  $C_{l-1,j}$  nu la poziția  $j$ , ci la poziția  $a_j$ . Desigur, după ce calculăm  $C_{l,i}$  adăugăm și  $C_{l-1,i}$  la AIB.

Ca fapt divers, puteam face reducerea la interogări unidimensionale pe dos: iterăm prin elemente în ordinea crescătoare a valorilor, astfel încât condiția  $a_j < a_i$  să fie automat satisfăcută. Atunci AIB-ul ar fi fost indexat după pozițiile propriu-zise, deci  $C_{l-1,j}$  ar fi stat chiar la poziția  $a_j$ .

Noua complexitate este  $\mathcal{O}(kn \log n)$ : pentru fiecare dintre cele  $k \times n$  valori ale lui  $C$  facem o interogare și o actualizare în AIB. Ca optimizare de memorie, ne este suficientă o singură linie din matricea  $C$ .

### 3.10.5 Problema D-query (SPOJ)

[enunț](#) • [sursă](#)

La prima vedere AIB-urile ne sînt inutile aici, pentru că funcția „numărul de elemente distincte” nu poate fi calculată prin diferențe de intervale: dacă în intervalul  $[1, 10]$  avem 5 elemente distincte, iar în  $[1, 20]$  avem 8 elemente distincte, nu știm destule despre numărul de elemente distincte din  $[11, 20]$ .

Dar, ca la multe alte probleme, varianta offline (în care primim de la început toate interogările) este considerabil mai simplă decît varianta online (în care trebuie să răspundem la o interogare înainte de a o primi pe următoarea).

Pare natural să sortăm interogările și să le scanăm cumva, dar cum? Să fixăm o poziție  $r$  și să considerăm toate intervalele care se termină la  $r$ . Dacă un interval  $[l, r]$  conține o valoare  $x$ , atunci o poate conține o dată sau de multiple ori, dar în mod sigur va include **cea mai din dreapta** apariție a lui  $x$  înainte de  $r$ . Și atunci, pentru o poziție fixată  $r$ , dorim să bifăm toate pozițiile  $i \in [1, r]$  pentru care nu există o altă poziție  $j \in [i + 1, r]$  cu  $v[i] = v[j]$ .

De exemplu, pentru  $r = 8$  și prefixul (1 1 7 6 1 2 6 2), dorim să stocăm bifele (0 0 1 0 1 0 1 1), pentru a indica cele mai din dreapta apariții ale lui 1, 2, 6 și 7. Atunci răspunsul la interogarea  $[5, 8]$  va fi tocmai numărul de bife (adică suma) din intervalul  $[5, 8]$ , pentru că astfel ne asigurăm că numărăm exact o apariție, ultima, a fiecărei valori din interval.

AIB-ul de bife este ușor de actualizat. Dacă, de exemplu, următorul element din vector este 7, trebuie să ștergem bifa de la ultima apariție a lui 7 (poziția 3) și să o aplicăm pe poziția 9. Avem nevoie de un vector cu poziția ultimei apariții a fiecărei valori (dacă există), ceea ce este fezabil deoarece valorile nu depășesc 1.000.000.

La final, reordonăm interogările conform ordinii inițiale și afișăm răspunsurile.

### 3.10.6 Problema Magic Board (CodeChef)

[enunț](#) • [sursă](#)

Pare că avem de-a face cu o matrice binară uriașă, dar secretul este să reținem separat informații despre linii și despre coloane. Observația-cheie este că operațiile **Set** modifică doar linii și coloane întregi.

Putem reformula o interogare de tipul **RowQuery**  $i$  astfel. Dacă ultima resetare a liniei  $i$  a fost la momentul de timp  $t$  (operația cu numărul  $t$ ) și la valoarea 0, atunci câte coloane au fost modificate din 0 în 1 după momentul  $t$ ? Dacă au fost  $k$  coloane modificate, răspunsul la interogare este  $n - k$ .

Similar, dacă ultima resetare a liniei  $i$  a fost la momentul de timp  $t$  (operația cu numărul  $t$ ) și la valoarea 1, și dacă ulterior  $k$  coloane au fost modificate din 1 în 0, atunci răspunsul la interogare este chiar  $k$ .

Astfel, trebuie să răspundem la întrebări de tipul: câte modificări există la valoarea  $v$  la timpi  $> t$ ? De aceea, vom ține două AIB-uri pe coloane, indexate după timp (adică după numărul operației), în care stocăm timpul ultimei resetări a fiecărei coloane în 0 și respectiv în 1.

De asemenea, când primim o interogare, trebuie să știm timpul ultimei modificări a acelei linii sau coloane, ceea ce putem stoca naiv: un vector de perechi (timp, valoare).

Informațiile pe linii și pe coloane sînt perfect simetrice. Vom studia codul ca să vedem cum putem elimina duplicarea codului. Asta doar dacă evitarea duplicării codului este importantă pentru noi. 😊

### 3.10.7 Problema Ball (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Să abstractizăm problema: date fiind  $n$  puncte în spațiu, câte dintre ele sînt dominate de un alt punct? Spunem că un punct  $(x, y, z)$  domină un punct  $(x', y', z')$  dacă  $x > x'$ ,  $y > y'$  și  $z > z'$ .

Ca și la problema Subsequences, un prim pas este să reducem interogările tridimensionale la interogări bidimensionale. Să sortăm punctele descrescător după  $z$ . Dacă toate  $z$ -urile ar fi diferite, atunci am ști că toate punctele procesate anterior au  $z$ -ul mai mare decît toate cele viitoare. Dat fiind că  $z$ -urile pot fi egale, trebuie să ne adaptăm. Este suficient să procesăm punctele în grupuri cu același  $z$ . Pentru toate punctele dintr-un grup calculăm întîi răspunsul și abia apoi le adăugăm la structura de date (oricare ar fi ea).

Astfel, problema pentru punctul  $p(p_x, p_y, p_z)$  devine: există vreun punct văzut anterior care să aibă și  $x$ -ul și  $y$ -ul mai mare? Interogarea pare bidimensională: trebuie să aflăm dacă există vreun punct în cadranul de la  $(p_x, p_y)$  la  $(\infty, \infty)$ . Iar coordonatele sînt prea mari pentru un AIB 2D.

Aici intervine ultimul artificiu. Dorim să reducem problema la o interogare unidimensională pe sufix: dintre toate punctele văzute anterior, considerându-le doar pe cele cu  $x > p_x$ , există vreunul cu  $y > p_y$ ? Putem reformula această întrebare ca pe una de maxim: Dă-mi maximul lui  $y$  pe domeniul  $[p_x, \infty)$ . Dacă acest maxim este  $> p_y$ , atunci există un punct care îl domină pe  $p$ , altfel nu.

Putem răspunde la aceste întrebări cu un AIB de maxime, cu două observații:

Trebuie să normalizăm coordonatele  $x$  la intervalul  $[1, n]$ . Nu ne interesează valorile exacte, ci doar relațiile între ele.

AIB-ul de maxime știe să calculeze doar maxime pe prefix, nu pe sufix. Dar putem să reflectăm toate valorile  $x$  normalizate față de  $n$  pentru a transforma interogările pe sufix în interogări pe prefix.

Observație tangențială: Întotdeauna estimați mărimea fișierului de intrare! În acest caz, avem 1,5 milioane de numere pe 9 cifre plus spații, deci circa 15 MB. Timpul de rulare este efectiv dominat de citire. Sursa inclusă a rulat în 1.100 ms. O [a doua sursă](#), cu citire rapidă, a rulat în 170 ms.

### 3.10.8 Problema Medwalk, revizitată (Lot 2025)

[enunț](#) • [sursă](#)

Am discutat această problemă și în [capitolul de arbori de intervale](#). Am găsit o soluție bazată pe un AINT de seturi, construit peste valorile din matrice. Să vedem acum una de 5 ori mai rapidă, probabil cea pe care a dorit-o comisia.

Primele observații se mențin. Decuplăm (conceptual) matricea în doi vectori, unul cu minimele și unul cu maximele de pe fiecare coloană. Pentru a minimiza medianul (scorul unui interval  $[l, r]$ ), căutăm un drum minim lexicografic. Acesta va consta din minimele de pe intervalul  $[l, r]$  și din minimul maximelor. Medianul acestei mulțimi va fi una din trei valori posibile (logica deciziei este simplă):

- fie minimul maximelor;
- fie medianul minimelor;
- fie elementul anterior medianului minimelor.

Pentru cazul (1), minimul maximelor îl menținem într-un aint simplu, cu actualizări punctuale și cu interogări de minim pe interval. Pentru cazurile (2) și (3) trebuie să răspundem la interogări de al  $k$ -lea element pe interval. Aici introducem următoarea soluție, constând dintr-un [AIB offline 2D](#) construit peste minimele din matrice.

Dorim să căutăm binar al  $k$ -lea element. Bunăoară, prima dată ne întrebăm: este el mai mare decât  $V_{max}/2$ ? Dacă da, îl căutăm între  $V_{max}/2$  și  $V_{max}$ . Dacă nu, îl căutăm între 1 și  $V_{max}/2$ . În general, pentru plaja de valori curentă,  $[x, y]$ , vom calcula mijlocul  $m = (x + y)/2$  și îi vom adresa structurii de date întrebarea: câte valori între  $x$  și  $m$  apar la intrare pe poziții între  $l$  și  $r$ ? Dacă

răspunsul este  $\geq k$ , atunci al  $k$ -lea element are valoarea între  $x$  și  $m$ . Altfel, el are valoarea între  $m$  și  $y$ .

Să încercăm o structură naivă: o matrice binară uriașă  $A$  de dimensiuni  $n \times V_{max}$ , unde  $A_{p,v}$  reține 1 dacă valoarea  $v$  apare în matrice la poziția  $p$ , 0 altfel. Atunci răspunsul la întrebarea „câte valori între  $v_1$  și  $v_2$  apar pe poziții între  $l$  și  $r$ ?” este suma dreptunghiului  $[l, r] \times [v_1, v_2]$ . Sună bine, dar memoria nu ne permite această matrice.

De aceea, vom comprima fiecare coloană într-un AIB pornind de la următoarea observație. Coloana  $v$  va reține 1, oricând pe durata întregului program, doar pe liniile  $p$  cu proprietatea că poziția  $p$  în vectorul de minime va avea, cel puțin după o operație, valoarea  $v$ . De aceea, în primă fază simulăm operațiile și colectăm toate minimele posibile pe toate pozițiile, care vor fi cel mult  $n + q$ . (De aici provine partea de *offline* din nume.) Pe fiecare coloană  $v$  stocăm:

- O listă a pozițiilor posibile pentru valori 1, ordonate crescător.
- Un AIB de 0/1 construit peste această listă.

De exemplu, dacă valoarea 9 este măcar o dată minimă pe pozițiile 102, 109, 110, 113, atunci pe coloana 9 stocăm vectorul  $[102, 109, 110, 113]$  și un AIB de 0/1 cu 4 poziții disponibile.

Dar facem mai mult decât atât, căci v-am promis un AIB 2D. 😊 Vectorul de coloane este el însuși un AIB. Coloana  $v$  nu reține doar pozițiile aparițiilor lui  $v$ , ci ale oricărei valori din  $(v - p, v]$ , unde  $p$  este cea mai mare putere a lui 2 mai mică sau egală cu  $v$ . În particular, cele 4 valori 102, 109, 110, 113 exemplificate mai sus nu apar doar în lista coloanei 9, ci și în listele coloanelor 10, 12, 16, 32, 64, ...

poziția	...	100	101	102	103	104	105	106	107	108	109	110	111	112	113	114	...
minimul acum	...	10	1	9	1	11	12	10	1	12	9	9	1	12	9	1	...
minimele la alte momente	...	10, 11											11				...

valoarea	...	9	10	11	12	...
valori subîntinse	...	9	9-10	11	9-12	...

pos	AIB	pos	AIB	pos	AIB	pos	AIB
...	...	...	...	...	...	...	...
102	1	100	1	103	0	100	1
109	1	102	1	104	1	102	1
110	1	103	0	111	0	103	0
113	1	106	1	...	...	104	1
...	...	109	1			105	1
		110	1			106	1
		113	1			108	1
		...	...			109	1
						110	1
						111	0
						112	1
						113	1
						...	...

Să observăm că fiecare poziție apare în lista unui număr logaritmice de coloane. De aceea, suma lungimilor tuturor listelor (și a tuturor AIB-urilor) este  $\mathcal{O}(n \log V_{max})$ .

Pe această structură putem răspunde în timp  $\mathcal{O}(n \log n \log V_{max})$  la interogări de al  $k$ -lea element.

### 3.11 Interogări punctuale și actualizări pe interval

Putem privi actualizările pe interval ca pe un fel de „Șmen al lui Mars online”. În șmenul lui Mars prelucrăm operațiile „adaugă  $x$  pe pozițiile  $[l \dots r]$ ” adăugând  $x$  pe poziția  $l$  și  $-x$  pe poziția  $r + 1$ . Deosebirea este că în Șmenul lui Mars interogările vin doar la sfârșit, după toate actualizările, pe când în varianta online interogările pot veni și pe parcurs.

AIB-ul poate fi adaptat foarte ușor la această nevoie:

1. Actualizare: adaugă  $x$  pe poziția  $l$  și  $-x$  pe poziția  $r + 1$ .
2. Interogare pe poziția  $k$ : calculează suma prefixului  $[1 \dots k]$ .

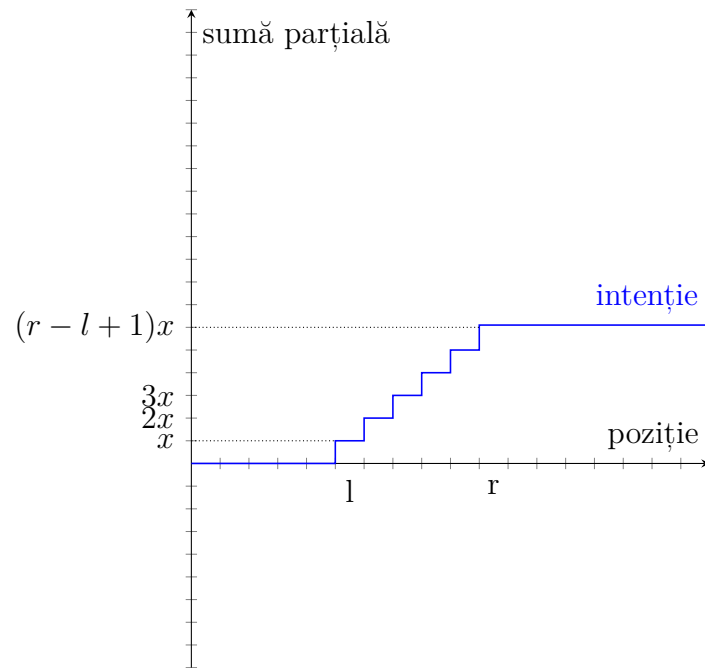
Aceasta funcționează deoarece, la interogarea pe poziția  $k$ ,

1. Dacă  $k < l$ , atunci suma prefixului  $[1 \dots k]$  nu va include pozițiile  $l$  și  $r + 1$ .
2. Dacă  $k > r$ , atunci suma prefixului  $[1 \dots k]$  va include pozițiile  $l$  și  $r + 1$ , care se vor anula reciproc. Dorim aceasta, deoarece  $k \notin [l, r]$ , deci variația intervalului  $[l, r]$  nu trebuie să afecteze poziția  $k$ .
3. Dacă  $l \leq k \leq r$ , atunci suma prefixului  $[1 \dots k]$  va include doar poziția  $l$ , nu și poziția  $r + 1$ , deci poziția  $k$  va fi afectată de variația pe intervalul  $[l, r]$ .

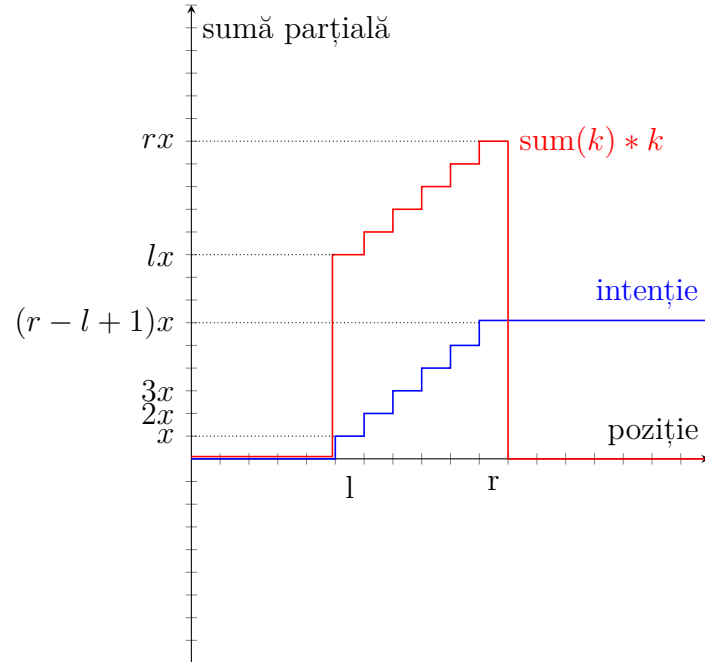
### 3.12 Interogări și actualizări pe interval

Să rezolvăm și această versiune, doar de amorul artei. Nu cred că discuția de mai jos se aplică la altceva decât la sume (la xor-uri, de pildă).

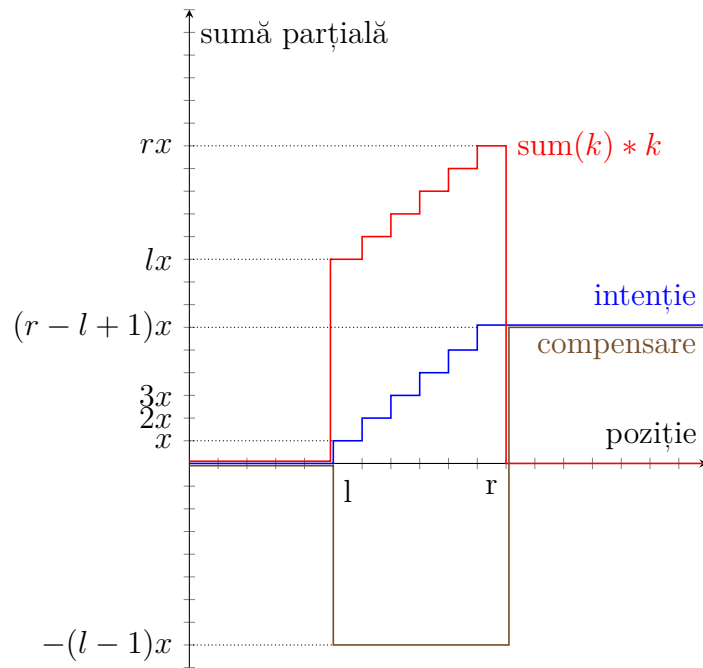
Având în vedere că AIB-urile se preocupă în special de sume parțiale, să examinăm grafic sumele parțiale după operația de adăugare a lui  $x$  pe intervalul  $[l, r]$ . Pe pozițiile  $[l \dots r]$  ia naștere o funcție scară: dorim ca sumele parțiale să crească cu  $x, 2x, \dots, (r - l + 1)x$ .



Intuitiv, deoarece suma parțială crește cu poziția, sîntem tentați să returnăm, la poziția  $k$ , valoarea  $\text{sum}(k) \times k$ . Pentru ca după  $r$  suma parțială să se oprească din creșcut, adăugăm  $x$  la poziția  $l$  și scădem  $x$  la poziția  $r + 1$ , similar cu șmenul lui Mars. Doar că atunci funcția  $\text{sum}(k) \times k$  are graficul:



Într-adevăr, observăm că suma parțială la stînga lui  $l$  este 0, iar la dreapta lui  $r$  este  $x - x = 0$ . Totuși, pare că cele două grafice nu au nicio legătură! Dar nu este chiar așa. Observăm că diferența între cele două funcții arată relativ simplu:



Pentru a corecta al doilea grafic ca să arate ca primul, trebuie să menținem un al doilea AIB în care:

- să scădem pe pozițiile  $l, \dots, r$  valoarea  $(l-1)x$ ;
- să adăugăm pe pozițiile  $r+1, \dots, n$  valoarea  $(r-l+1)x$ .

În termeni de sume parțiale, trebuie:

- să scădem pe poziția  $l$  valoarea  $(l-1)x$ ;
- să adăugăm pe poziția  $r+1$  valoarea  $rx$ .

Astfel ia naștere [codul](#) care, dacă nu-l înțelegem, poate părea foarte ezoteric:

```
struct fenwick_tree_2 {
    fenwick_tree v, w;

    void from_array(long long* src, int n) {
        v.n = n;
        w.from_array(src, n);
    }

    void range_add(int l, int r, long long val) {
        v.add(l, val);
        v.add(r + 1, -val);
        w.add(l, -val * (l - 1));
        w.add(r + 1, val * r);
    }

    long long prefix_sum(int pos) {
        return v.prefix_sum(pos) * pos + w.prefix_sum(pos);
    }
}
```

```
long long range_sum(int l, int r) {  
    return prefix_sum(r) - prefix_sum(l - 1);  
}  
};
```

## 3.13 Arbori indexați binar 2D

Putem extinde arborii indexați binar la matrice, cu costuri  $\mathcal{O}(\log^2 n)$  pentru operații. Să considerăm următoarele operații (*point update*, *rectangle query*):

- 1 row col val: Adaugă val la coordonatele  $(row, col)$
- 2 row1 col1 row2 col2: Calculează suma dreptunghiului  $(row_1, col_1) - (row_2, col_2)$  inclusiv.

### 3.13.1 Structura informației

Așa cum arborele 1D modifică structura informației din vector, arborele 2D modifică structura informației din matrice. El stochează anumite sume parțiale. Mai exact, arborele stochează la poziția  $(r, c)$  suma elementelor din submatricea (originală) de dimensiuni  $p \times q$  cu colțul dreapta-jos la coordonatele  $(r, c)$ , unde

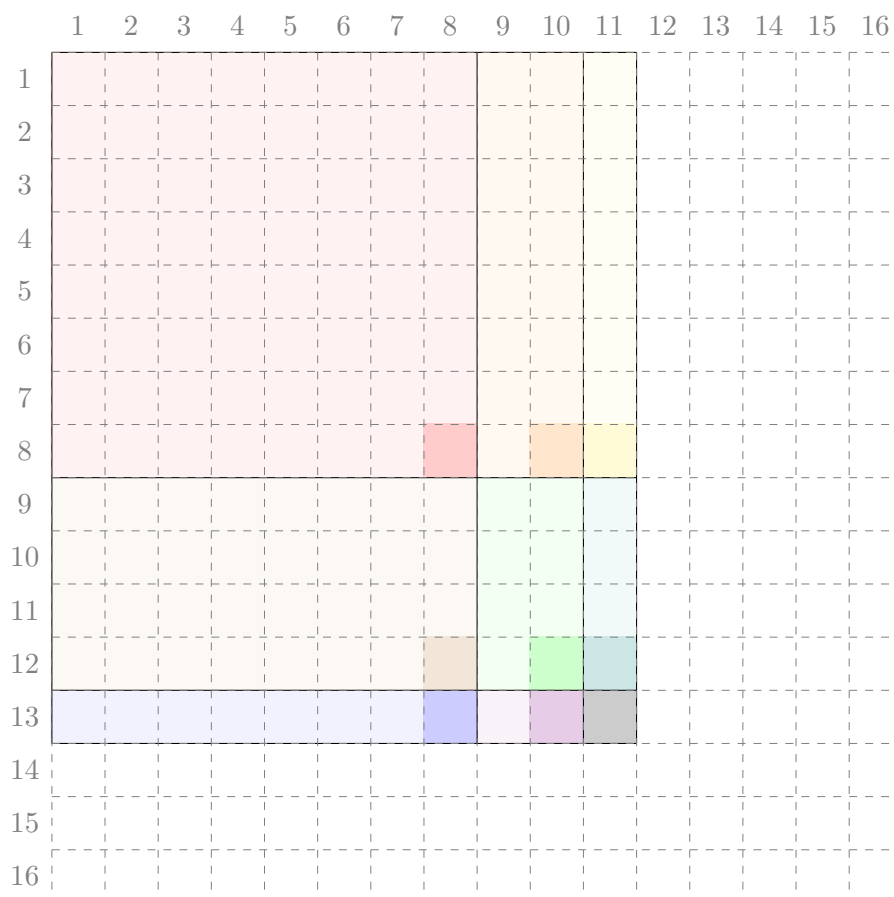
- $p$  este cea mai mare putere a lui 2 care îl divide pe  $r$
- $q$  este cea mai mare putere a lui 2 care îl divide pe  $c$ .

De exemplu, la poziția 40, 60 arborele stochează suma elementelor din matricea de dimensiuni  $8 \times 4$  cuprinsă între liniile 33 și 40 și coloanele 57 și 60.

### 3.13.2 Calculul sumei dintr-un dreptunghi

Putem folosi această structură pentru a calcula suma dreptunghiurilor de forma  $(1, 1) - (r, c)$ . Iată o figură pentru  $r = 13$  și  $c = 11$ .





Dreptunghiul de dimensiune  $13 \times 11$  se compune din  $3 \times 3$  dreptunghiuri cu laturile puteri ale lui 2. Trebuie să însumăm valorile din colțurile jos-dreapta ale acestor dreptunghiuri (desenate mai întunecat). Codul este:

```
int prefix_sum(int row, int col) {
    int s = 0;

    for (int r = row; r; r &= r - 1) {
        for (int c = col; c; c &= c - 1) {
            s += mat[r][c];
        }
    }

    return s;
}
```

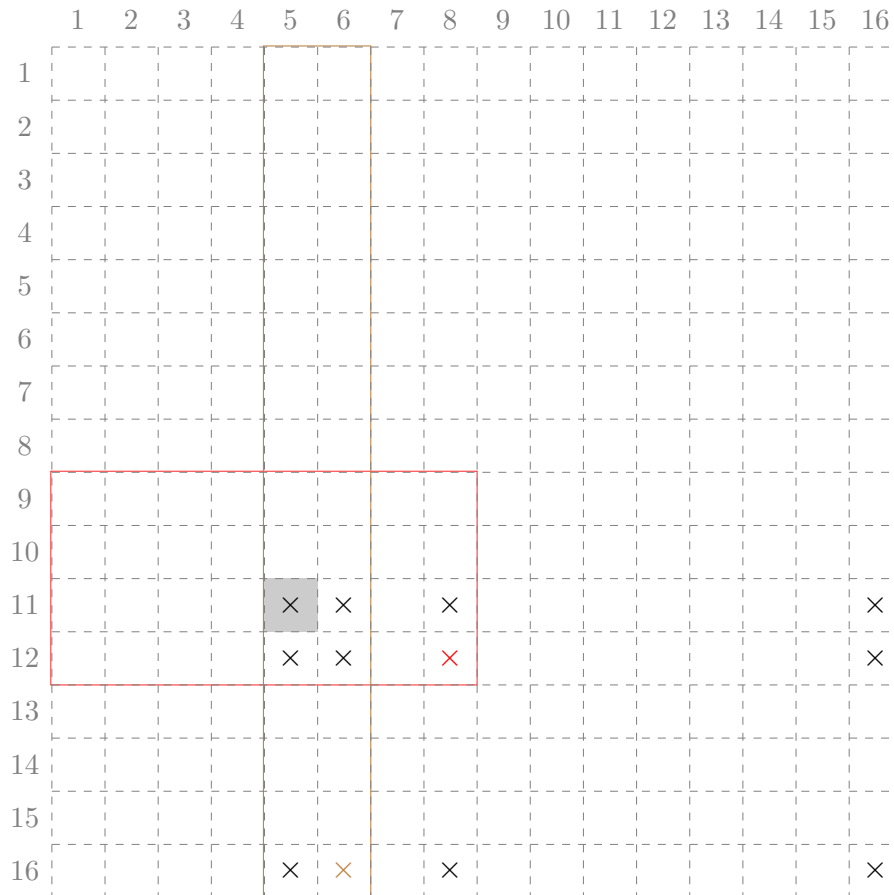
Desigur, putem calcula prin includeri și excluderi suma unui dreptunghi arbitrar:

```
int rectangle_sum(int row1, int col1, int row2, int col2) {
    return
        + prefix_sum(row2, col2)
        - prefix_sum(row2, col1 - 1)
        - prefix_sum(row1 - 1, col2)
        + prefix_sum(row1 - 1, col1 - 1);
}
```

}

### 3.13.3 Actualizări punctuale

Ca și la varianta 1D, când modificăm valoarea de la coordonatele  $(r, c)$  trebuie să modificăm corespunzător toate dreptunghiurile care includ acele coordonate. Iată un exemplu pentru linia 11, coloana 5:



Se observă că trebuie actualizate liniile 11, 12 și 16, adică exact cele care ar include poziția 11 într-un AIB unidimensional. Similar, trebuie actualizate coloanele 5, 6, 8 și 16, adică exact cele care ar include poziția 5. Am evidențiat cu roșu și cu auriu două dintre aceste coordonate,  $(12, 8)$  și  $(16, 6)$ , și dreptunghiurile aferente lor, pentru a evidenția că ele includ celula  $(11, 5)$ .

Codul pentru actualizare este:

```
void add(int row, int col, int val) {
    for (int r = row; r <= n; r += r & -r) {
        for (int c = col; c <= n; c += c & -c) {
            mat[r][c] += val;
        }
    }
}
```

### 3.13.4 Construcția în $\mathcal{O}(n^2)$

Și acest arbore poate fi construit in-place, refolosind matricea dată la intrare și în timp  $\mathcal{O}(1)$  per element.

În varianta unidimensională, trebuia să propagăm valoarea de la poziția  $x$  la poziția  $x + (x \& -x)$ .

În varianta bidimensională am vrea să procedăm astfel:

- Fie  $r' = r + (r \& -r)$  și  $c' = c + (c \& -c)$ .
- Propagăm valoarea de la poziția  $(r, c)$  la poziția  $(r', c')$ . De acolo, ea se va propaga automat la coloanele următoare.
- Propagăm valoarea de la poziția  $(r, c)$  la poziția  $(r', c)$ . De acolo, ea se va propaga automat la liniile următoare, iar pe fiecare linie pe coloanele următoare.

Dar apare o problemă: valoarea de la  $(r, c)$  se va propaga la  $(r', c')$  de două ori, pe căi diferite! Din fericire, este suficient să o scădem o dată. Iată codul:

```
void build() {
    for (int r = 1; r <= n; r++) {
        for (int c = 1; c <= n; c++) {
            int next_r = r + (r & -r);
            int next_c = c + (c & -c);

            if (next_r <= n) {
                mat[next_r][c] += mat[r][c];
            }

            if (next_c <= n) {
                mat[r][next_c] += mat[r][c];
            }

            if ((next_r <= n) && (next_c <= n)) {
                mat[next_r][next_c] -= mat[r][c];
            }
        }
    }
}
```

# Capitolul 4

## Descompunere în radical

Pe lângă faptul că oferă complexitate optimă pentru unele probleme, metoda oferă și un substitut bun pentru algoritmi în  $\mathcal{O}(n \log n)$  și în special  $\mathcal{O}(n \log^2 n)$ , în cazul în care nu găsim ideea. Descompunerea în radical este, în experiența mea, mult mai ușor de implementat.

### 4.1 Actualizări punctuale

Revenim la problema inițială: actualizări punctuale, sume pe interval. Împărțim vectorul în blocuri de lungime  $k = \sqrt{n}$ . Așadar, vor exista  $\lceil n/k \rceil$  blocuri (engl. *blocks* sau *buckets*). Pentru fiecare bloc, menținem o informație suplimentară: suma elementelor din acel bloc.

Memorie suplimentară:  $\mathcal{O}(\sqrt{n})$ .

```
int v[MAX_N];
int b[MAX_BUCKETS];
int bs, nb;

// Se poate implementa și cu împărțiri pentru concizie (sînt doar n).
void init_buckets() {
    nb = sqrt(n + 1);
    bs = n / nb + 1;

    for (int i = 0; i < nb; i++) {
        int bucket_start = i * bs;
        for (int j = 0; j < bs; j++) {
            b[i] += v[j + bucket_start];
        }
    }
}

int array_sum(int* v, int l, int r) {
    int sum = 0;
    while (l < r) {
        sum += v[l++];
    }
}
```

```

    }
    return sum;
}

int fragment_sum(int l, int r) {
    return array_sum(v, l, r);
}

int bucket_sum(int l, int r) {
    return array_sum(b, l, r);
}

int range_sum(int l, int r) { // [l, r)
    int bl = l / bs, br = r / bs;
    if (bl == br) {
        return fragment_sum(l, r);
    } else {
        return
            // capete
            fragment_sum(l, (bl + 1) * bs) +
            fragment_sum(br * bs, r) +
            // blocuri complete
            bucket_sum(bl + 1, br);
    }
}

void point_add(int pos, int val) {
    v[pos] += val;
    b[pos / bs] += val;
}

```

Vă recomand să lucrați pe intervale închise la stînga, deschise la dreapta, ca să simplificați aritmetica.

Încheiem secțiunea cu observația că funcția `range_sum` are complexitatea  $\mathcal{O}(k + n/k)$ : Ea iterează naiv prin blocurile acoperite parțial, așadar  $\mathcal{O}(k)$ , și iterează rapid prin blocurile acoperite complet, așadar  $\mathcal{O}(n/k)$ . Alegem  $k = \sqrt{n}$  ca să minimizăm acea sumă, dar vom vedea în unele exemple că pot lua naștere și alte sume care duc la valori diferite pentru  $k$ .

## 4.2 Actualizări pe interval

Folosim o informație suplimentară care amintește de informația propagată *lazy* din arborii de segmente. Pentru problema dată (sume pe interval), am denumit această informație **bdelta**. Ea are semnificația: `bdelta[j]` este o valoare care trebuie adăugată la fiecare element din blocul  $j$ . Așadar, valoarea reală a unui element  $i$  din blocul  $j$  este `v[i] + bdelta[j]`.

```

int fragment_sum(int l, int r, int bucket) {

```

```
    return
        (r - 1) * bdelta[bucket] +
        array_sum(v, l, r);
}

int bucket_sum(int l, int r) {
    return
        array_sum(bsum, l, r) +
        bs * array_sum(bdelta, l, r);
}

int range_sum(int l, int r) {
    int bl = l / bs, br = r / bs;
    if (bl == br) {
        return fragment_sum(l, r, bl);
    } else {
        return
            // capete
            fragment_sum(l, (bl + 1) * bs, bl) +
            fragment_sum(br * bs, r, br) +
            // blocuri complete
            bucket_sum(bl + 1, br);
    }
}

void array_add(long long* v, int l, int r, int val) {
    while (l < r) {
        v[l++] += val;
    }
}

void fragment_add(int l, int r, int bucket, int val) {
    bsum[bucket] += (r - l) * val;
    array_add(v, l, r, val);
}

void range_add(int l, int r, int val) {
    int bl = l / bs, br = r / bs;
    if (bl == br) {
        fragment_add(l, r, bl, val);
    } else {
        // capete
        fragment_add(l, (bl + 1) * bs, bl, val);
        fragment_add(br * bs, r, br, val);

        // blocuri complete
        array_add(bdelta, bl + 1, br, val);
    }
}
```

Paranteză: conceptual, aint-urile fac același lucru cu descompunerea în radical, deci multe concepte se translatează între cele două, cum ar fi propagarea *lazy*. Marea inovație a arborilor de intervale este că garantează descompunerea în  $\mathcal{O}(\log n)$  blocuri.

## 4.3 Optimizări

### 4.3.1 Evitați împărțirile!

Codul anterior face doar două împărțiri per operație. În general, aveți nevoie strict de o împărțire pentru fiecare indice primit ca parametru. Evitați stilul de mai jos, care face  $\mathcal{O}(\sqrt{n})$  împărțiri (sau operații modulo) per operație. El poate fi **de câteva ori mai lent** (vedeți *benchmark*-urile).

```
int bl = l / bs, br = r / bs;
int sum = 0;

// stînga
do {
    sum += v[l++];
} while (l % bs);

// dreapta
while (r % bs) {
    sum += v[--r];
}

// blocuri complete
for (int i = bl + 1; i < br; i++) {
    sum += b[i];
}

return sum;
```

### 4.3.2 Alegerea mărimii blocurilor

Am auzit că mărimea blocului merită declarată constantă, deoarece compilatorul va optimiza împărțirile. Am experimentat, dar diferențele nu sînt semnificative. Am încercat chiar să declar mărimea **o putere a lui 2**, pentru ca împărțirile să fie ieftine. Codul rezultat a fost mai lent! Cred că motivul este că se dezechilibrează acea funcție  $k + n/k$  pe care descompunerea în radical o optimizează.

Diferența de viteză este vizibilă cînd codul face multe împărțiri. Cînd codul face  $\mathcal{O}(1)$  împărțiri per operație, nu mai contează.

Are sens să declarați mărimea constantă dacă vi se pare codul mai simplu (evitați câteva calcule la inițializare). În acest caz, vă recomand să puneți constanta mică (3-4) cînd lucrați local și să-i

dați valoarea reală când trimiteți sursa. Altfel, dacă testați local pe teste mici și mărimea blocului 300, nu veți testa decât codul cu interogări și actualizări într-un singur bloc.

### 4.3.3 Alegerea mărimii blocurilor pentru operații inegale

Dacă programul vostru depășește timpul, merită să variați mărimea blocurilor în jurul lui  $\sqrt{n}$  ca să vedeți dacă se schimbă ceva. Fie  $b$  numărul de blocuri și fie  $l$  lungimea unui bloc. Operațiile pot depinde doar de una dintre aceste variabile sau pot depinde de ambele, dar în mod inegal. Exemplu: dacă constanta pentru cele două capete de segment (de lungime medie  $l/2$ ) este mult mai mare decât constanta pentru blocurile întregi, merită redus  $l$ -ul puțin.

Iată un exemplu mai interesant. Să spunem că nu știm să rezolvăm corect una dintre operații și găsim doar o implementare în  $\mathcal{O}(b + l^2)$ . Pare catastrofic: dacă alegem  $b = l = \sqrt{n}$ , avem de fapt o soluție în  $\mathcal{O}(n)$ . 🤔

Dar se poate asimptotic mai bine. Să alegem  $b = n^{2/3}$ , caz în care  $l = n/b = n^{1/3}$ . Dacă  $n = 100.000$ , atunci  $b = 2.174$  și  $l = 46$ . O soluție în  $\mathcal{O}(\sqrt{n})$  per operație ar face circa 600 de operații, pe când a noastră va face circa 4.300 de operații. Desigur, diferența este notabilă, dar, cu o implementare eficientă, avem șanse să „ținem aproape”.

Pauză de matematică: mai exact, noi vrem să găsim minimul funcției

$$f(x) = x^2 + \frac{n}{x}$$

Funcția își atinge minimul când derivata este zero, iar derivata este

$$f'(x) = 2x - \frac{n}{x^2} = \frac{2x^3 - n}{x^2}$$

Rezultă că  $l$  minim este  $\sqrt[3]{n/2} \approx 37$ , iar funcția va face sub 4.100 de operații.

## 4.4 Probleme

### 4.4.1 Problema Mexitate (ONI 2018 clasa a 9-a)

[enunț](#) • [surse](#)

Această problemă nu mi se pare nici în ruptul capului de clasa a 9-a. Posibil de baraj juniori.

Am notat cu  $m$  numărul de linii deoarece  $m$  vine înaintea lui  $n$  în alfabet, după cum și  $k$  vine înaintea lui  $l$  în alfabet.

Să luăm în calcul soluția naivă: calculăm mex-ul matricei din colțul stînga-sus, apoi translatăm în diverse feluri matricea pentru a recalcula incremental mex-urile celorlalte ferestre. De exemplu, putem urma un traseu șerpuit: translatăm matricea la dreapta pînă la capăt, apoi o dată în jos, apoi în stînga pînă la capăt etc.



La fiecare translație, menținem într-o structură  $S$  informații despre frecvența elementelor din matrice. Ștergem din structură elementele care ies din fereastră și le inserăm pe cele care intră în fereastră. Atunci complexitatea translatărilor va fi  $\mathcal{O}(mnk + ml)$ . Ca să minimizăm efortul, rotim sau transpunem matricea când  $k > l$ . Astfel,  $k \leq l$  și complexitatea translatărilor va fi  $\mathcal{O}(mn\sqrt{mn})$ .

Odată ce am adus raționamentul pînă aici, eu am și trimis o sursă, cu structura  $S$  implementată naiv ca vector de frecvențe. Astfel m-am asigurat că restul programului funcționează, căci el are suficient de multă logică (matrice de dimensiuni arbitrare, transpoziții, șerpuire...). Deoarece am gîndit totul modular, am programat structura `frequency_tracker` să expună funcțiile `add`, `remove` și `mex`. Pentru versiunea optimizată, doar am rescris acele funcții.

Pentru punctaj maxim, ce ne dorim de la structura  $S$ ? Dorim să facem  $\mathcal{O}(mn\sqrt{mn})$  inserări și ștergeri și  $\mathcal{O}(mn)$  calcule de mex. Rezultă că ne permitem  $\mathcal{O}(\sqrt{mn})$  per apel de mex, dar avem nevoie de  $\mathcal{O}(1)$  pe inserare și ștergere.

Atunci putem folosi descompunerea în radical. Stocăm vectorul naiv de frecvențe. În plus, în fiecare bloc stocăm numărul de valori nenule. Inițial această valoare este 0. Ea crește cu 1 ori de cîte ori frecvența unui element din bloc crește de la 0 la 1 și, invers, scade cu 1 ori de cîte ori frecvența unui element din bloc scade de la 1 la 0. Funcția mex caută din bloc în bloc pînă cînd găsește un bloc cu cel puțin o valoare nulă, apoi caută naiv prin acel bloc.

## 4.4.2 Problema Give Away (SPOJ)

[enunț](#) • [surse](#)

Problema are limită de timp mare (1-2 secunde, iar conform paginii *status*, chiar peste 6 secunde). Acesta este un indiciu bun că o soluție în  $\mathcal{O}((n+q)\sqrt{n})$  este arhisuficientă. Doar că pare mai rău de atît! Să presupunem că ținem pe fiecare bloc o structură  $S$  (nu știm încă ce). Atunci:

- Sigur putem procesa actualizările în  $\mathcal{O}(\sqrt{n})$ , chiar și naiv la o adică.
- La căutare, pare simplu să procesăm naiv blocurile acoperite parțial, în  $\mathcal{O}(\sqrt{n})$ .
- Dar ce facem cu blocurile acoperite complet? Dacă folosim orice structură echilibrată, introducem un factor logaritm în plus pentru căutarea lui  $c$ .

Rezultă o complexitate de  $\mathcal{O}(q\sqrt{n} \log n)$ . Dar în 6 secunde, este acceptabil.

### Mărimea blocurilor

Dacă am vrea să optimizăm suma  $k + n/k$ , am alege  $k = \sqrt{n} \approx 707$ . Dar noi dorim să optimizăm suma  $k + n/k \log k$ . Ochiometric log-ul va fi undeva între 7 și 12, deci este important să-l mărim pe  $k$ . Atunci  $\log k$  va crește lent, dar  $n/k$  va scădea rapid. Din cîteva încercări pe hîrtie aflăm că valoarea optimă pentru  $k$  este 2.000 sau 3.000. Într-adevăr, timpii de execuție pe acolo ating optimul.

## Detalii de implementare

Așadar, dorim o structură  $S$  care să admită inserări, ștergeri, și numărarea elementelor mai mari sau egale cu o valoare dată. Eu am izolat această structură într-un `struct` și am scris o primă [implementare naivă](#) ( $S$  este doar un vector). Cu doar 5 linii de cod în plus, sursa naivă mă ajută să verific corectitudinea restului programului.

A doua încercare a fost cu [structuri de date](#) din STL, care trece în 3 secunde. Dar este nevoie să memorăm papagalicește două noțiuni (le vom relua în capitolele viitoare):

1. `set`-ul simplu nu este suficient, căci el poate să caute valoarea  $c$ , dar nu și să numere elementele mai mari sau egale cu  $c$ . Este nevoie de structuri cu statistici de ordine (PBDS).
2. Blocurile pot conține valori egale, deci ne trebuie un multiset. Multisetul PBDS este o încropeală, iar ștergerea trebuie rescrisă.

Dar a treia încercare este elementară și trece în 1.3 secunde: pe fiecare bloc ținem vectorul original (ca să știm ce element înlocuim) și o copie sortată. Putem căuta binar în acea copie, iar la inserare/ștergere o actualizăm prin deplasări naive.

### 4.4.3 Problema Holes (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Îmi place această problemă pentru că este nestandard. Nu facem efectiv împărțirea în blocuri și nu stocăm informații agregate pe fiecare bloc. În loc de aceasta, fiecare poziție  $pos$  reține informații ca să își accelereze trecerea prin blocul său:

- care este ultima destinație din același bloc pe care o vizitează o bilă pornind de la  $pos$ ;
- câte salturi face bila pînă la acea destinație.

Atunci operațiile sînt:

- La interogare, urmărim traseul bilei din bloc în bloc, în timp  $\mathcal{O}(\sqrt{n})$ .
- La actualizare, trebuie să recalculăm poziția modificată și toate pozițiile din stînga ei, din același bloc, tot în  $\mathcal{O}(\sqrt{n})$ .

Sursa mea se apropie de limita de timp (700 ms din 1000 ms). Am încercat următoarea optimizare care cred că ajută. Am ales o mărime mai mare pentru blocuri, 1.000 în loc de cea teoretică ( $\sqrt{100.000} \approx 316$ ). Astfel accelerăm interogările, care traversează mai puține blocuri, în defavoarea actualizărilor, care au de recalculat mai multe poziții. Dar actualizările operează foarte local, pe 1.000 de poziții vecine și vor beneficia de cache. În schimb, interogările sar de colo-colo prin vector.

Remarc și că cele mai rapide soluții ajung la 122 ms. Ele folosesc *link-cut trees* pentru a obține  $\mathcal{O}(n \log n)$ . Putem percepe structura ca fiind arborescentă: părintele unei poziții este poziția unde sare bila. Atunci actualizările schimbă structura arborelui, ancorînd poziția modificată de un alt părinte. De aici (cred) decurge soluția cu *link-cut trees*.

#### 4.4.4 Problema Piezișă (Baraj ONI 2022)

enunț • surse

Un element comun tuturor soluțiilor este: renumerotăm vectorul de la 1. Acum, dacă xorul pe  $[l, r]$  este 0, atunci xorurile pe  $[0, l-1]$  și  $[0, r]$  sînt egale. Așadar, calculăm xorurile parțiale și le normalizăm, ca să fie indexabile. Acum răspunsul la orice interogare  $[l, r]$  este o pereche  $(x, y)$  cu  $0 \leq x < l, r \leq y \leq n$  și  $v[x] = v[y]$ .

##### Brute force de 100p

Menționez pentru completitudine că următorul *brute force* optimizat ia 100p: Răspundem la interogări online, imediat ce le primim. Fie o interogare  $[l, r]$ . Căutăm binar ultima apariție a lui  $v[r]$  pe o poziție anterioară lui  $l$  (pentru aceasta, colectăm în prealabil listele de poziții pentru fiecare valoare distinctă din  $v$ ). Fie această poziție  $q$ . Atunci avem o soluție de mărime  $r-q$ , posibil  $\infty$  dacă elementul  $v[r]$  nu apare înainte de poziția  $l$ . Repetăm aceeași întrebare la pozițiile  $r+1, r+2, \dots$ . Menținem minimul răspunsurilor la aceste căutări, fie el  $m$ . Ne oprim la poziția  $l+m$  (sau, desigur, la  $n$ ), deoarece dincolo de ea am putea primi doar răspunsuri mai mari decât optimul curent. Afișăm răspunsul  $m$ .

##### Metoda 1

Fără sortarea interogărilor nu am găsit nicio soluție. Așadar, să sortăm interogările după capătul stîng și să răspundem la ele baleind  $l$  de la 1 la  $n$ . Acum, pentru o interogare  $[l, r]$ , dorim ca pentru fiecare poziție  $r' \geq r$  să aflăm dacă valoarea  $v[r']$  există pe vreo poziție  $l' \leq l$ . Aceasta este mult prea scump, deci dorim cumva să răspundem la întrebări pentru mai multe poziții simultan.

Să descompunem vectorul în bucăți de mărime  $\sqrt{n}$ . Pentru o interogare  $[l, r]$ , fie blocurile celor două capete  $bl$  și  $br$ . Atunci răspunsul poate avea capătul stîng fie în blocul  $bl$  (în stînga lui  $l$ ), fie într-un bloc anterior. Similar pentru capătul drept. Cazul care ne încurcă este cel în care ambele capete sînt în blocurile  $bl$ , respectiv  $br$ . Vrem să evităm să comparăm naiv aceste  $\mathcal{O}(\sqrt{n} \times \sqrt{n}) = \mathcal{O}(n)$  posibilități.

Astfel ne vine ideea să calculăm o singură informație pentru toate pozițiile din stînga lui  $l$ . Fie  $left[x]$  ultima poziție (înaintea lui  $l$ ) pe care apare valoarea  $x$ . Evident, putem menține vectorul  $left$  în  $\mathcal{O}(1)$  pe măsură ce  $l$  avansează.

Capătul drept al interogării poate varia oricum, și aici intervine descompunerea în radical. Fie  $best[b]$  cea mai mică soluție cunoscută pînă în prezent între orice valoare din blocul  $b$  și orice valoare din stînga lui  $l$ . Putem menține vectorul  $best$  în  $\mathcal{O}(1)$  per bloc pe măsură ce  $l$  avansează (așadar efort  $\mathcal{O}(n\sqrt{n})$  efort global). Pentru aceasta, trebuie să cunoaștem, pentru elementul în curs de procesare  $v[l]$ , cea mai din stînga apariție a sa în fiecare bloc următor. Putem precalcuła această informație la început, într-o manieră similară cu colectarea listelor de apariții a fiecărei valori. Vezi vectorul `ptr` și funcția `preprocess_values`.

Cu aceste informații, răspunsul pentru interogarea curentă  $[l, r]$  este minimul dintre:

- Valorile *best* ale blocurilor mai mari decât *br*.
- Diferențele  $r' - left[v[r']]$  pentru elementele din blocul *br* începând cu poziția *r*.

Codul este lung, cam urât și cam lent, dar ia 100p.

## Metoda 2

Citind surse mai rapide decât a mea, am găsit-o [pe aceasta](#), care folosește o metodă mai simplă. Principala diferență este că sortează interogările diferit: crescător după blocul lui *l*, iar la egalitate descrescător după *r*. Această sortare amintește de algoritmul lui Mo, pe care îl vom discuta în curând.

Vectorul *left* are aceeași definiție ca mai înainte, dar include doar elementele dinaintea blocului *bl*.

La procesarea unui bloc, avem avantajul că toate *r*-urile scad. De aceea, și la dreapta putem ține un vector *right* similar cu *left*: *right*[*x*] indică prima apariție a lui *x* pe o poziție mai mare decât *r*-ul curent. Atenție, vectorul *right* trebuie golit și recalculat pentru fiecare bloc *bl*. Acest efort este  $\mathcal{O}(n\sqrt{n})$ , deci acceptabil.

Pe măsură ce *r* scade, menținem și valoarea minimă *m* a oricărei perechi *right*[*x*] − *left*[*x*]. Deoarece *r* doar scade, intervalele doar scad, deci *m* poate doar să scadă.

Acum, pentru [*l*, *r*], răspunsul poate fi:

- chiar *m*, dacă soluția are capătul stîng înaintea blocului *bl*;
- altfel, minimul dintre *right*[*x*] − *x* pentru toate valorile *x* din blocul *bl*, din stînga lui *l*.

Implementarea este conceptual mai simplă și de peste două ori mai rapidă!

## 4.5 Descompunere după operații

Iată acum o tehnică înrudită. Proiectăm o structură relativ naivă pentru procesarea operațiilor. Prin „naiv” înțelegem, de exemplu, inserarea într-un vector prin deplasarea elementelor, fără a folosi structuri de date echilibrate.

Facem aceste operații naive cîtă vreme ele se încadrează în  $\mathcal{O}(\sqrt{n})$  sau  $\mathcal{O}(\sqrt{q})$  per operație.

Periodic, trebuie să intervenim pentru ca structura naivă să nu degenereze în timp și să nu ajungă la  $\mathcal{O}(n)$  sau  $\mathcal{O}(q)$ . De aceea, aproximativ o dată la  $\sqrt{q}$  operații iterăm prin structură și o „consolidăm” (ce înseamnă asta depinde de la problemă la problemă). Această consolidare poate dura  $\mathcal{O}(n)$ , pentru ca efortul total al consolidărilor să fie  $\mathcal{O}(n\sqrt{q})$ . Această limită de timp face consolidările să fie facile, în general.

Să studiem o problemă concretă.

## 4.6 Probleme

### 4.6.1 Problema Serega and Fun (Codeforces)

[enunț](#) • [surse](#)

Trebuie să procesăm eficient operațiile:

1. Rotește circular la dreapta, cu o poziție, un interval  $[l, r]$ .
2. Raportează frecvența unei valori  $k$  într-un interval  $[l, r]$ .

Iată întâi soluția „clasică”, cu descompunere în blocuri de mărime egală. Soluția relativ directă. În fiecare bloc putem menține:

1. O listă a elementelor.
2. Informații despre frecvență (map sau vector simplu).

Atunci, la rotire, trebuie să:

1. Rotim naiv blocurile acoperite parțial.
2. Rotim eficient blocurile acoperite complet. La rotire, adăugăm la începutul listei elementul care ne parvine de la blocul anterior și trimitem ultimul element din listă în blocul următor.

La interogare, trebuie să:

1. Consultăm element cu element blocurile acoperite parțial.
2. Consultăm vectorii de frecvență ai blocurilor acoperite complet.

#### Discuție despre implementarea cu structuri STL

Putem rezolva problema și cu structuri ca deque, map sau unordered\_map, dar este nevoie de o implementare atentă ca să nu depășim timpul și memoria.

În particular, mare atenție la [operatorul \[\]](#)! Este tentant să îl folosim ca să aflăm frecvența unui element. Dacă elementul nu există în map, operatorul va returna 0, ceea ce este corect. Dar **operatorul inserează elementul** dacă nu exista deja.

Ce înseamnă asta? În mod normal, suma mărimilor tabelelor hash din toate blocurile va fi  $n$ . Dar, dacă pentru fiecare din cele  $q$  interogări noi căutăm o valoare inexistentă în fiecare dintre cele  $\sqrt{n}$  blocuri, și dacă toate acele valori sînt inserate, suma mărimilor tabelelor va ajunge la  $q\sqrt{n}$ . Necesarul de memorie va crește enorm. Este obligatoriu să folosim iteratori pentru căutarea sau decrementarea frecvențelor, pentru ca mărimea tabelelor să rămînă  $\mathcal{O}(\sqrt{n})$ .

#### Detalii de implementare

Prime sursă stochează lista de elemente din fiecare bloc într-un deque din STL. A doua sursă folosește un simplu buffer circular: un vector de mărime `BUCKET_SIZE` împreună cu un pointer la primul element din listă. Atunci putem face rotirea completă în  $\mathcal{O}(1)$  mutînd pointerul de start

cu un element spre stînga. Pe poziția noului element de start scriem valoarea provenită din blocul anterior.

O altă diferență este că prima sursă stochează frecvențele din fiecare bloc într-o tabelă hash, pe cînd a doua folosește un vector de frecvențe, căci elementele au valori de cel mult  $n$ . Necesarul de memorie crește la  $\mathcal{O}(n \times \text{numBuckets})$ . Din acest motiv, merită să experimentăm cu mai puține blocuri de dimensiune mai mare. Într-adevăr, pentru blocuri de mărime  $2\sqrt{n} \approx 640$ , timpul scade la jumătate față de  $\sqrt{n}$ .

Mai remarcăm că frecvența într-un singur bloc încapă pe tipul `short`, nu este nevoie de `int`. Doar cu această modificare am redus timpul de rulare cu 20%. Am experimentat și cu `unsigned char`, dar atunci frecvența maximă stocabilă ar fi 256, deci mărimea maximă a unui bloc ar trebui să fie 256, iar timpul se înrăutățește.

### Soluție cu descompunere după operații

Iată acum și rezolvarea în care lăsăm blocurile să fluctueze ca lungime. La rotire, extragem efectiv elementul de pe poziția  $r$  din blocul său și îl inserăm la indicele corect în blocul poziției  $l$ . Blocurile dintre  $l$  și  $r$  rămîn nemodificate. Ca fapt divers, complexitatea rotirii depinde doar de mărimea blocului, nu și de numărul de blocuri.

Cu timpul, lungimile blocurilor pot degenera, ceea ce poate încetini operațiile: dacă un bloc devine foarte mare, atunci inserarea, ștergerea și numărarea de elemente din acel bloc vor fi lente. De aceea, periodic refacem structura blocurilor:

1. Colectăm toate blocurile într-un vector. Acesta este chiar conținutul real al vectorului.
2. Redistribuim elementele în blocuri de mărime egală.

Putem face redistribuirea fie periodic (la fiecare  $\mathcal{O}(\sqrt{q})$  operații), fie la nevoie, cînd în momentul inserării detectăm că unul dintre blocuri a atins un anumit prag, să zicem dublu față de lungimea inițială. În ambele cazuri, complexitatea rămîne  $\mathcal{O}(q\sqrt{n})$ .

Această implementare este relativ elementară și se mișcă de circa două ori mai repede decît precedenta!

## 4.7 Procesări diferite înainte și după $\sqrt{n}$

Următoarele două secțiuni teoretice prezintă două tehnici care ating timp  $\mathcal{O}(n\sqrt{n})$  din motive matematice. Tehnicile nu duc la descompunere în radical „convențională”, cu blocuri, dar nu știu unde altundeva să le încadrez.

Prima tehnică pornește de la observațiile:

1. Între 1 și  $\sqrt{n}$  există  $\sqrt{n}$  valori<sup>1</sup>.
2. Valorile de forma  $\lfloor n/k \rfloor$ , cu  $k > \sqrt{n}$ , iau doar  $\mathcal{O}(\sqrt{n})$  valori distincte.

---

<sup>1</sup>From the Department of Redundancy Department.

## 4.8 Probleme

### 4.8.1 Problema Time to Raid Cowavans (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

În foarte multe cuvinte, problema ne dă un vector cu  $n$  elemente și  $q$  interogări  $\langle prim, pas \rangle$ . Răspunsul fiecărei interogări este suma valorilor de pe pozițiile care formează progresia cu primul termen  $prim$  și pasul  $pas$ .

Desigur, codul naiv care însumează progresiile este lent:

```
long long naive_prog_sum(int first, int step) {
    long long sum = 0;
    for (int i = first; i <= n; i += step) {
        sum += w[i];
    }
    return sum;
}
```

Dar... nu chiar atât de lent! Dacă pasul este cel puțin  $\sqrt{n}$ , progresia va avea cel mult  $\sqrt{n}$  termeni. Rămîne să tratăm progresiile cu pasul mic (așadar  $1, 2, \dots, \sqrt{n}$ ). Ne permitem să facem o preprocesare în  $\mathcal{O}(n)$  pentru fiecare din acești pași. Pentru un pas  $pas$ , preprocesăm efectiv  $prep[i] = \text{răspunsul la progresia cu primul termen } i \text{ și pasul } pas$ . Apoi putem răspunde la interogările pentru acel pas în  $\mathcal{O}(1)$ .

```
void preprocess(int step) {
    for (int i = n; (i > n - step) && (i >= 1); i--) {
        prep[i] = w[i];
    }
    for (int i = n - step; i >= 1; i--) {
        prep[i] = w[i] + prep[i + step];
    }
}
```

Complexitatea totală este:

- $\mathcal{O}(q\sqrt{n})$  pentru progresiile cu pas mare (calculate naiv);
- $\mathcal{O}(n\sqrt{n} + q)$  pentru preprocesarea tuturor răspunsurilor pentru pași mici.

Alte probleme similare:

- [Train Maintenance](#) (Codeforces);
- [Căsuța](#) (Lot juniori 2025) – atenție, la momentul scrierii acestei secțiuni problema nu are checker.

## 4.9 Descompunere în valori distincte

Această tehnică pornește de la observația: dacă suma unor numere naturale este  $n$ , atunci numerele au  $\mathcal{O}(\sqrt{n})$  valori distincte. Demonstrația decurge din inversa sumei Gauss.

### 4.10 Probleme

#### 4.10.1 Problema Sandor (Baraj ONI 2025)

[enunț](#) • [sursă](#)

Observăm că algoritmul lui Sandor este un algoritm *greedy* pentru problema rucsacului. Să facem trei experimente de gândire despre natura acestui algoritm.

În primul rînd, dacă eliminăm un obiect pe care algoritmul oricum nu l-ar selecta (pentru că nu încap), atunci vom obține aceeași sumă ca și cînd nu am elimina nimic. Practic, obiectul nu există pentru algoritm.

Mai interesant, putem generaliza prima observație. Dacă există  $k$  obiecte de aceeași greutate și, la acel pas în algoritm, în rucsac încap mai puțin de  $k$  din aceste obiecte, atunci pe oricare dintre ele încercăm să-l eliminăm vom obține aceeași greutate ca și cînd nu am elimina nimic. De ce? Dacă, de exemplu, există 5 obiecte identice și doar 3 încap în rucsac, atunci dacă îl eliminăm pe primul algoritmul îl va adăuga pe al 4-lea.

În sfîrșit, deoarece în rucsac punem obiecte cu greutatea totală cel mult  $g$ , rezultă că vom pune  $\mathcal{O}(\sqrt{g})$  greutăți distincte.

De aceea, merită să stocăm mai degrabă un vector de serii (în sursă le-am numit *runs*) de elemente egale,  $\langle val, cnt \rangle$ , decît valorile originale. Peste acest vector precalculăm niște *jump pointers*, adică răspunsurile la întrebări de tipul „Cu ce serie să continui algoritmul dacă rucsacul mai are capacitate rămasă  $c$ ?” Cu această reprezentare, evaluarea algoritmului lui Sandor este elementară și necesită timp  $\mathcal{O}(\sqrt{g})$ . Mai mult, putem parametriza algoritmul ca să-l putem rula începînd cu oricare dintre serii, nu neapărat cu prima.

#### Cerința 1

De aici rezultă un algoritm relativ naiv pentru cerința 1. El necesită  $\mathcal{O}(\sqrt{g}^2)$ , adică  $\mathcal{O}(g)$ .

Mergînd de la stînga la dreapta prin vector, considerăm fiecare serie  $\langle val, cnt \rangle$ . Dacă în prezent în rucsac încap mai puțin de  $cnt$  obiecte, atunci conform observației din preambul oricum am elimina un element din serie obținem tot soluția inițială (avem  $cnt$  astfel de moduri).

Dacă încap toate obiectele, atunci are sens să ne punem întrebarea „dar dacă eliminăm unul, ce obținem?”. Deci punem în rucsac doar  $cnt - 1$  obiecte și simulăm algoritmul lui Sandor (naiv) pentru restul vectorului. Apoi revenim la problema originală, punem în rucsac toate cele  $cnt$  obiecte și continuăm.



Așadar, facem  $\mathcal{O}(\sqrt{g})$  simulări ale algoritmului, pentru o complexitate totală de  $\mathcal{O}(g)$ . Este important să nu luăm în calcul valorile care nu încap în rucsac, deoarece complexitatea ar crește la  $\mathcal{O}(n\sqrt{g})$ . Acele valori le sărim folosind *jump pointers*. Doar le contorizăm, prin diferența între  $n$  și numărul de valori pe care le-am luat în calcul. Fiecare valoare sărită ne dă un mod de a obține greutatea algoritmului lui Sandor fără eliminări.

Vom parametriza și cerința 1 pentru a o putea rula începând cu orice serie și cu orice capacitate reziduală a rucsacului, nu neapărat cu prima serie și cu capacitatea  $g$ .

## Cerința 2

Dacă reușim să facem același gen de trecere prin vector și pentru cerința 2, și să delegăm subprobleme la algoritmul naiv (fără eliminări) și la cerința 1 (o eliminare), atunci vom obține o complexitate de  $\mathcal{O}(g\sqrt{g})$ . Pentru aceasta, trebuie să analizăm cazurile posibile.

În primul rînd, cîtă vreme din seria curentă nici măcar un obiect nu încapă în rucsac, trecem la seria următoare și contorizăm numărul de obiecte ignorate. Fie acest contor *mult*. Să spunem că avem capacitatea  $c = 100$  și am ignorat serii de greutate 200, 150 și 130, totalizînd  $mult = 10$  obiecte. Atunci avem  $C_{mult}^2 = 45$  de moduri de a elimina două din aceste obiecte. Rulăm algoritmul lui Sandor naiv și vedem ce sumă obținem. Adăugăm 45 la răspunsul pentru acea sumă.

Dacă măcar un exemplar încapă în rucsac, atunci putem încerca să eliminăm un obiect din seriile anterioare și unul din seria curentă. Deci apelăm cerința 1 începînd cu poziția curentă, și îi transmitem că fiecare soluție găsită trebuie socotită de *mult* ori, deoarece există *mult* moduri de a elimina un obiect dinaintea seriei curente.

Dacă seria curentă include cel puțin două obiecte, putem încerca să eliminăm două obiecte din seria curentă, punînd  $cnt - 2$  în rucsac. Desigur, există  $C_{cnt}^2$  moduri de a face asta, iar pentru restul vectorului rulăm Sandor varianta de bază. Îi trimitem algoritmului parametrizat multiplicatorul  $C_{cnt}^2$  pentru soluția pe care o va găsi.

Similar, putem elimina doar un obiect din grupa curentă, punînd  $cnt - 1$  în rucsac, ceea ce putem face în  $cnt$  moduri distincte. Iar pentru seriile următoare apelăm cerința 1, spunîndu-i că soluțiile găsite trebuie numărate de cîte  $cnt$  ori.

În sfîrșit, putem să punem toate obiectele în rucsac și să reconsiderăm cerința 2 de la seria următoare.

### 4.10.2 Problema Puzzle-bila (Lot 2025)

[enunț](#) • [sursă](#)

#### Formularea programării dinamice

Vom denumi **fereastră** o serie de celule libere consecutive.

Pare firesc să ne dorim să calculăm valori de următorul tip. Fie  $C_{r,c}$  costul pentru a aduce bila pe rîndul  $r$ , coloana  $c$ . E destul de clar că  $C_{r,c}$  va depinde doar de valori din  $C$  de pe rîndul  $r - 1$ . Dacă  $C_{r,c}$  va depinde de  $C_{r-1,c'}$ , atunci va trebui să calculăm și costul de a aduce pe rîndul  $r$  o fereastră pe intervalul  $[c', c]$ .

Așadar, să definim și  $D_{r,c,l}$  ca fiind costul de a aduce pe rîndul  $r$  o fereastră de lățime (cel puțin)  $l$  terminată la coloana  $c$ . Acum putem defini recurența pentru  $C$ :

$$C_{r,c} = \min_{c'=1}^c (C_{r-1,c'} + D_{r,c,c-c'+1})$$

Recurența modelează ideea că mergem pe rîndul  $r - 1$  pînă la coloana  $c'$ , apoi coborîm pe rîndul  $r$  unde am pregătit o fereastră care ne duce pînă la coloana  $c$ .

### Reducerea complexității

O soluție în  $\mathcal{O}(nm^2)$  procedează astfel: pentru fiecare celulă  $(r, c)$  considerăm fiecare fereastră de pe rîndul  $r$ . Dacă fereastra are lățime  $l$  și trebuie deplasată cu  $p$  celule pentru a o alinia la dreapta cu coloana  $c$ , atunci putem optimiza  $C_{r,c}$  cu cantitatea:

$$p + \text{rmq}(C_{r-1,c-l+1}, \dots, C_{r-1,c})$$

, unde desigur  $\text{rmq}$  este funcția de minim pe interval. Doar că există  $\mathcal{O}(m)$  ferestre pe fiecare rînd, deci complexitatea este prea mare. Aici intervine descompunerea în valori distincte! Există doar  $\mathcal{O}(\sqrt{m})$  lățimi distincte de ferestre pe fiecare rînd. De aceea putem itera doar prin aceste lungimi. Pentru o lungime fixată  $l$ , nu are sens să testăm decît cele mai apropiate ferestre din stînga, respectiv din dreapta coloanei curente  $c$ . De aici rezultă complexitatea totală  $\mathcal{O}(nm\sqrt{m})$ .

Implementarea nu este deloc simplă datorită următoarei situații pe care o enunțăm, dar nu o detaliam (ea este descrisă cu exemple în cea de-a doua sursă). Cînd aducem o fereastră din stînga coloanei  $c$ , decizia este simplă: trebuie să o deplasăm pînă cînd capătul ei drept atinge coloana  $c$ . Dar, cînd aducem o fereastră din dreapta coloanei  $c$ , avem libertatea să o deplasăm fie pînă cînd capătul ei stîng atinge coloana  $c$ , fie mai mult de atît. Depinde ce coloană  $c' < c$  ne interesează să „prindem” în recurență. Poate există o valoare  $c'$  destul de mică (costul deplasării pînă acolo este mare), dar unde  $C_{r-1,c'}$  este foarte mic și justifică costul deplasării. Ia naștere un al doilea tabel RMQ construit nu peste valorile  $C_{r-1,c}$ , ci peste  $C_{r-1,c} - c$ .

### Cîteva cuvinte despre Arpa's trick

Eu sînt mereu în căutare de noi structuri pentru RMQ. 😊 Îmi displace tabela rară deoarece folosește  $\mathcal{O}(n \log n)$  memorie și evit să mă reped la ea. Iată o structură interesantă, numită Arpa's trick. Aparent, și alte nații au șmenurile lor... CP Algorithms are [o lecție](#) foarte bună.

Algoritmul răspunde la interogări în ordine crescătoare după capătul drept. Deci putem întîi să sortăm interogările sau să le distribuim în liste după capătul drept. Apoi folosim o pădure de

mulțimi disjuncte, pe care o instanțiem pe măsură ce baleiem poziția capătului drept.

Cînd ajungem la o poziție nouă  $p$  unde se află valoarea  $x$ , în primul rînd instanțiem o nouă rădăcină în DSF: părintele lui  $p$  este  $p$ . În plus,  $p$  devine părinte și pentru toate rădăcinile anterioare  $p'$  care aveau valori  $x' > x$ . Procedăm astfel deoarece, pentru orice interogări viitoare, valoarea  $x'$  nu va fi niciodată RMQ, deoarece  $x$  va face și ea parte din orice interogare care îl conține pe  $x'$ . Pentru implementarea acestei părți folosim o stivă ordonată.

La interogarea  $\text{rmq}[p', p]$ , unde  $p$  este poziția curentă, răspunsul este rădăcina arborelui lui  $p'$ . Într-adevăr, dorim cea mai mică valoare cu care a fost  $p'$  unit la orice moment.

Am rezolvat problema Puzzle-bila folosind *Arpa's trick*. Implementarea este dificilă și ineficientă, deoarece colectarea în avans și ordonarea interogărilor de care vom avea nevoie îngreunează codul (ca să folosesc un eufemism). Dar codul pentru *Arpa's trick* în sine este scurt și clar. El funcționează în  $\mathcal{O}(\log^* n)$  amortizat cu memorie  $\mathcal{O}(n)$ .

```
struct arpa_s_trick {
    int val[MAX_N];
    int parent[MAX_N];
    int n;

    // 0 stivă cu pozițiile care încă nu au un element mai mic la dreapta.
    int st[MAX_N], ss;

    void reset() {
        ss = 0;
        n = 0;
    }

    void append(int x) {
        while (ss && (val[st[ss - 1]] >= x)) {
            parent[st[--ss]] = n;
        }
        st[ss++] = n;
        parent[n] = n;
        val[n++] = x;
    }

    int find(int p) {
        return (parent[p] == p)
            ? p
            : (parent[p] = find(parent[p]));
    }

    int rmq(int p) {
        return val[find(p)];
    }
};
```

# Capitolul 5

## Algoritmul lui Mo

Algoritmul lui Mo atinge tot complexitatea de  $\mathcal{O}((q + n)\sqrt{n})$ , ca și metoda descompunerii în radical, dar printr-o metodă destul de diferită. El duce adesea la cod mai simplu, dar necesită ca interogările să fie date în avans (*offline*).

### 5.1 Algoritmul lui Mo fără actualizări

Algoritmul lui Mo ordonează interogările și le procesează în această ordine:

1. După blocul capătului stâng.
2. La egalitate, după capătul drept.

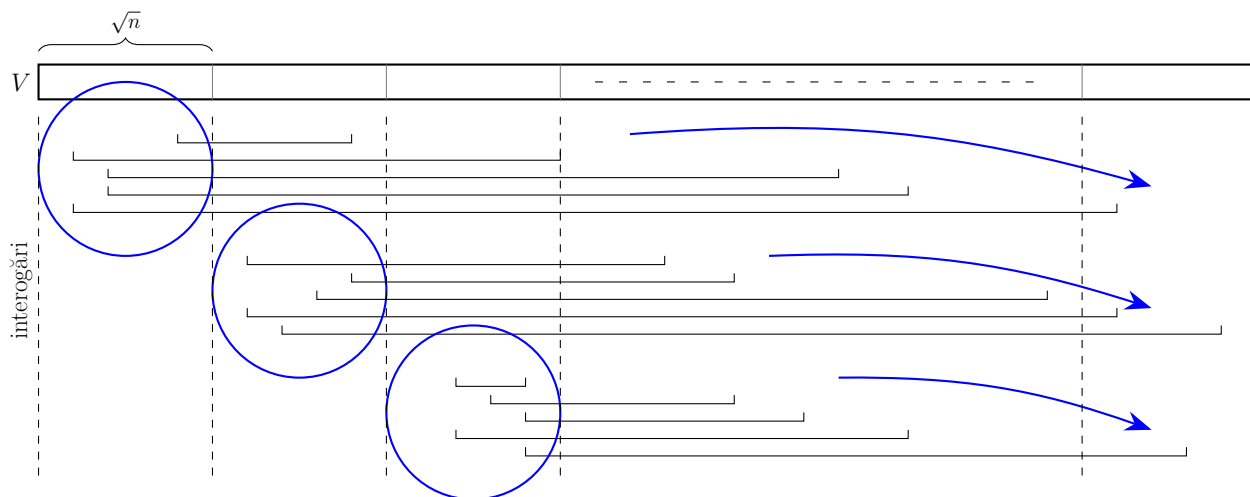


Figura 5.1: Ordonarea interogărilor în algoritmul lui Mo.

Algoritmul lui Mo ține minte informații despre interogarea curentă (răspunsul, dar posibil și alte informații). Pentru a trece la următoarea interogare, algoritmul:

1. Extinde intervalul curent cu câte un pas, pînă cînd ajunge să includă și următoarea interogare.

2. Restrînge intervalul curent cu cîte un pas, pînă cînd ajunge să coincidă cu următoarea interogare.

Atenție! Pașii trebuie executați în această ordine. Altfel puteți ajunge la intervale negative, din care încercați să eliminați elemente care nu au fost adăugate, cu consecințe neprevăzute.

Vom relua problema [D-query](#) (SPOJ) și vom examina [implementarea](#) algoritmului lui Mo. Logica este considerabil mai simplă decît la implementarea cu AIB, în  $\mathcal{O}(n \log n)$ . Surprinzător, timpul de rulare este identic!

### 5.1.1 Analiză de complexitate

La fiecare interogare, trebuie să deplasăm capetele intervalului curent ca să se suprapună cu interogarea. Care este efortul total?

- Capătul stîng se poate deplasa cu cel mult  $\sqrt{n}$  la fiecare interogare, plus  $n$  pași pentru toate trecerile între blocuri. Efortul total este de cel mult  $q\sqrt{n} + n$  pași.
- Capătul drept se deplasează cu cel mult  $n$  pași la dreapta pentru toate interogările dintr-un bloc, apoi cu cel mult  $n$  pași înapoi la stînga la trecerea între blocuri. Există  $\sqrt{n}$  blocuri, deci efortul total este de cel mult  $2n\sqrt{n}$  pași.

Să spunem că includerea sau excluderea unei poziții durează  $\mathcal{O}(f(n))$ . Pentru problema Dquery efortul este  $\mathcal{O}(1)$ , dar pentru alte probleme costul poate diferi. Atunci complexitatea totală a algoritmului lui Mo este:

$$\mathcal{O}((q + n)\sqrt{n}f(n))$$

### 5.1.2 Optimizare de viteză

Nu ne costă aproape nimic (doar un `if` în plus la sortare) ca, în cadrul unui bloc, să ordonăm interogările astfel:

- crescător după capătul drept în blocurile impare;
- descrescător după capătul drept în blocurile impare.

Atunci nu mai plătim costul deplasării spre stînga „în gol” a capătului drept al intervalului curent. Iată [o sursă](#) cu această optimizare la problema Dquery. Timpii de rulare nu diferă, dar în general optimizarea poate ajuta.

De amorul artei, strict pentru problema Dquery, am [normalizat](#) valorile din vectorul dat. Pot fi cel mult 30.000 de valori distincte, ceea ce înseamnă că vectorul de frecvențe (pe [short](#)) poate ocupa doar 60 kB, în loc de 2 MB. Din nou, timpii nu diferă.

Aș preciza, tot pentru Dquery, că soluțiile țin foarte bine pasul cu soluția cu AIB (70-75 ms în loc de 60-65).

## 5.2 Algoritmul lui Mo cu actualizări

Algoritmul lui Mo se pretează și la probleme care au actualizări, cu o complexitate de  $\mathcal{O}((q+n)n^{2/3})$ . El este în continuare offline, avînd nevoie să citească și să sorteze interogările (și, posibil, să normalizeze valorile).

Esența este să introducem o nouă dimensiune pentru operații, în afară de capetele de interval  $l$  și  $r$ : timpul  $t$ , adică indicele operației (între 1 și  $q$ ). Structura de date curentă stochează informații despre un interval  $[L, R]$  la un moment de timp  $T$ , adică despre vectorul cu toate actualizările cu indici mai mici sau egali cu  $T$ . Pentru a răspunde la interogarea  $[l, r]$  la momentul  $t$ , trebuie să:

1. Extindem intervalul curent pînă îl include pe  $[l, r]$  (ca și pînă acum).
2. Restrîngem intervalul curent pînă devine egal cu  $[l, r]$  (ca și pînă acum).
3. „Avansăm” timpul dacă  $T < t$ , procesînd actualizările din intervalul  $(T, t]$ .
4. „Dăm înapoi” timpul dacă  $t < T$ , inversînd actualizările din intervalul  $[t, T)$ .

Dacă actualizările efectuate sau inversate se întîmplă în intervalul curent  $[l, r]$ , actualizăm și structura de date, altfel nu.

### 5.2.1 Mărimea blocului, ordinea operațiilor, complexitate

Să alegem  $B$  blocuri de mărime  $S$ . Acum, să sortăm operațiile după blocul lui  $l$ , apoi după blocul lui  $r$ , apoi după  $t$ . Atunci:

Poziția lui  $l$  se schimbă cu  $\mathcal{O}(S)$  la fiecare operație, plus  $\mathcal{O}(n)$  la toate trecerile între blocuri, așadar cu  $\mathcal{O}(n + qS)$  în total.

Poziția lui  $r$  se schimbă cu  $\mathcal{O}(S)$  la fiecare operație. În plus, pentru fiecare bloc al lui  $l$  (deci de  $B$  ori),  $r$  va face o trecere prin cele  $n$  poziții cu un efort total de  $\mathcal{O}(qS + nB)$ .

Pentru fiecare pereche de blocuri,  $t$  poate trece prin toate cele  $q$  operații, cu un efort total de  $\mathcal{O}(qB^2)$ .

Așadar, complexitatea algoritmului este  $\mathcal{O}(qS + nB + qB^2)$ . De aceea dorim ca  $B^2 \approx S$  și alegem  $B \approx n^{1/3}$  și  $S \approx n^{2/3}$ , pentru o complexitate totală de  $\mathcal{O}((q+n)n^{2/3})$ .

## 5.3 Probleme

### 5.3.1 Problema Powerful Array (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema este o aplicație directă a algoritmului lui Mo. Am copiat sursa de la D-query și am adaptat-o. Atenție doar la lucrul pe 64 de biți.

### 5.3.2 Problema Most Frequent Value (SPOJ)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema este doar puțin mai complicată decât precedentele. Odată ce ne vine ideea că am putea-o rezolva cu algoritmul lui Mo, întrebarea este: ce ne trebuie ca să menținem cea mai mare frecvență?

Răspunsul, desigur, este: menținem toate frecvențele. Dar nu este suficient. Când frecvența lui  $x$  crește, să spunem de la 7 la 8, atunci frecvența maximă:

- se păstrează dacă era deja 8 sau mai mare;
- crește la 8 dacă era 7 (notă: nu putea fi mai mică de 7, căci  $x$  avea frecvența 7).

Pînă aici, toate bune. Dar când frecvența lui  $x$  scade, să spunem de la 8 la 7? Atunci frecvența maximă:

- se păstrează dacă era mai mare decât 8 (un alt element  $y$  avea frecvență maximă);
- se păstrează dacă era 8 și mai există un alt element  $y$  cu frecvență 8;
- altfel scade la 7.

Cazul al doilea este critic. Cum aflăm dacă alt element are frecvența egală cu frecvența elementului care iese din interval? Răspunsul este: menținem numărul de elemente care au fiecare frecvență. Un fel de frecvență a frecvențelor, dacă vreți. 😊 Când frecvența lui  $x$  scade de la 8 la 7, decrementăm numărul de elemente cu frecvență 8 și îl incrementăm pe cel cu frecvență 7. Dacă frecvența maximă era 8, dar acum nu mai există elemente cu frecvență 8, atunci ne aflăm în cazul al treilea.

### 5.3.3 Problema RangeMode (Infoarena Cup 2013)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema seamănă cu precedenta, dar nu cere frecvența maximă, ci elementul minim care atinge această valoare. Nu mai putem folosi fix aceeași abordare din cauza ștergerilor. Dacă există mai multe elemente cu frecvența maximă, și dacă cel mai mic dintre ele dispare, care este următorul minim?

Soluția este simplă: nu facem ștergeri! 😓 Glumesc, iar soluția nu este deloc evidentă. Ea împrumută sortarea interogărilor din algoritmul lui Mo. Atunci o interogare  $[l, r]$  constă din:

1. „Partea stîngă”: porțiunea de la  $l$  pînă la sfîrșitul blocului curent, care poate varia cu  $\mathcal{O}(\sqrt{n})$  elemente între interogări.
2. „Partea dreaptă”: porțiunea de la începutul blocului următor pînă la  $r$ , care poate doar să crească între interogări.

Desigur, mai există și cazul particular în care  $l$  și  $r$  se află în același bloc.

Încercăm să aflăm răspunsul la fiecare interogare aditiv, compunînd partea dreaptă cu partea stîngă. Structura de date pe care o proiectăm,  $S$ , menține pentru partea dreaptă un vector de

frecvențe simplu, în  $\mathcal{O}(n)$  pentru toate interogările din bloc. Când trecem la blocul următor de interogări, golim acest vector. Așadar, efortul total pentru partea dreaptă este  $\mathcal{O}(n\sqrt{n})$ .

Ce facem cu partea stângă? Dacă adăugăm elemente în  $S$ , va trebui să le ștergem la final. Am vrea să clonăm  $S$  pentru fiecare interogare, dar acea operație este scumpă. Iată o soluție struțo-cămilă, dar care funcționează:

1. După ce terminăm de adăugat elementele din partea dreaptă, salvăm din structura  $S$  doar răspunsul (elementul cu frecvența maximă).
2. Continuăm să adăugăm în  $S$  elementele din partea stângă și să recalculăm răspunsul.
3. La final, notăm răspunsul. Acesta este răspunsul la interogare.
4. Eliminăm din  $S$  elementele din partea stângă, fără să mai recalculăm răspunsul.
5. Restaurăm răspunsul salvat la pasul (1).

Soluția merge pentru că face ștergeri, dar evită componenta pe care nu știm s-o rezolvăm, a recalculării răspunsului la ștergere.

### 5.3.4 Problema Machine Learning (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema cere să admitem 100.000 operații de două tipuri pe un vector cu 100.000:

1. Pentru un interval  $[l, r]$  tipărește mex-ul frecvențelor acelui interval. Așadar, tipărește valoarea minimă  $f > 0$  pentru care nu există un element de frecvență  $f$  în intervalul  $[l, r]$ .
2. Modifică punctual vectorul,  $a[i] = x$ .

Implementarea mea este școlărească și medie ca eficiență. Iată ce am învățat din ea.

Pare mai natural să stocăm separat actualizările și interogările.

Ca să pot face *undo* la actualizări, cel mai simplu mi s-a părut să stochez și vechea valoare în fiecare operație de actualizare. Putem obține vechile valori în mod elementar, scriind actualizările într-un vector pe măsură ce le facem (avem nevoie de o copie a vectorului original, pe care o distrugem).

Ca să descriu momentul curent, am ales să mențin un indice în vectorul de actualizări, care pointează la prima operație încă neaplicată. Ca să „derulez” sistemul la momentul de timp  $t$ , avansează spre dreapta în vectorul de actualizări dacă timpul operației neaplicate este mai mic decât  $t$ , respectiv avansează spre stînga dacă timpul ultimei operații aplicate este mai mare decât  $t$ . Ca fapt divers, timpii nu pot fi egali, căci  $t$  este timpul unei interogări, care nu va apărea în vectorul de actualizări.

Mi-a fost mai simplu să adaug santinele la timpii 0 și  $q + 1$ , ca să nu verific condiții suplimentare de ieșire din vector.

Strict referitor la problema Machine Learning: funcția mex pare greu de menținut incremental. Dacă o frecvență  $f$  încetează să mai aibă elemente, iar  $f$  este mai mic decât mex-ul curent, atunci



$f$  devine noul mex. Aceasta este partea simplă. Dar dacă apare un nou element de frecvență mex-ului, cum recalculăm noul mex? Riscăm să introducem un factor suplimentar la complexitate.

Soluția este de fapt brutală. Pot exista cel mult  $\sqrt{n}$  frecvențe diferite (deoarece suma frecvențelor este  $n$ , așa cum am arătat în capitolul de descompunere în radical). De aceea, putem calcula funcția mex naiv pentru fiecare interogare cu o complexitate totală de  $\mathcal{O}(q\sqrt{n})$ , care nu este dominantă.

O ultimă observație specifică problemei: ne interesează doar frecvențele valorilor, nu ordinea lor relativă. De aceea, am ales o variantă mai simplă pentru codul de normalizare.

## Partea II

### Măiestrie pe biți

Tehnici pentru calcule compacte și eficiente

# Capitolul 6

## Operații pe biți. Compactarea variabilelor

### 6.1 Operații elementare

Multe dintre structurile de date pe care le folosim au legătură cu puterile lui 2: arborii indexați binar, arborii de segmente, heapurile, *bitsets*... De aceea, este important să fiți familiari cu o listă de operații utile.

Această listă este inspirată din articolele [Bit Twiddling Hacks](#) și [Bit manipulation](#).

#### 6.1.1 Noțiuni de bază

- C are suport pentru constante hexazecimale (`0xdeadbeef`) și binare (`0b1100101101`).
- De asemenea, puteți tipări valori în bazele 8 și 16 cu `printf` sau folosind STL.
- O cifră hexa are 4 biți în baza 2. Deci `0xce = 0b1100'1110`.
- Uneori valorile hexa ajută la claritate. `0xff'ffff` arată că avem 24 de biți 1, poate mai clar decât `((1 << 24) - 1)`. Dar depinde de gusturi.

#### 6.1.2 Măști

Conceptual, o mască pe  $n$  biți este un număr binar care descrie o submulțime a unei mulțimi cu  $n$  elemente, indexate de la 0 la  $n - 1$ . Bitul  $k$  are valoarea 1 dacă și numai dacă submulțimea descrisă include elementul  $k$ . Măștile se pretează la submulțimi mici (32 sau 64 de biți). Dincolo de aceasta avem nevoie de vectori de măști (cum ar fi `bitset` din STL).

Exemple din lumea reală:

- Multe constante predefinite în limbajele de programare ocupă un singur bit (sînt puteri ale lui 2), iar programatorul le poate combina cu OR pe biți. Vezi [codurile de eroare](#) din PHP. Programatorul poate decide să afișeze sau să ascundă anumite tipuri de eroare. De exemplu, apelînd funcția `error_reporting(E_ALL & ~E_NOTICE & ~E_DEPRECATED)`, programatorul

arată că vrea să vadă toate erorile în afară de cele minore (E\_NOTICE) și cele despre perimare (E\_DEPRECATED).

- În multe programe, utilizatorii au permisiuni, care sînt definite ca puteri ale lui 2, iar permisiunile unui utilizator sînt o mască (o submulțime din mulțimea totală).
- Programele de șah moderne descriu tabla ca pe o colecție de măști pe 64 de biți: una pentru pozițiile pionilor albi, una pentru pozițiile pionilor negri etc. Este foarte convenabil că tabla de șah are fix 64 de pătrate.

Măștile au anumite avantaje, cum ar fi:

1. Este foarte ușor să facem operații de intersecție, reuniune, diferență folosind operatorii pe biți `&`, `|`, `^` și `~`.
2. Valoarea numerică a măștii creează o bijecție naturală între mulțimea  $\{0, 1, \dots, 2^n - 1\}$  și mulțimea submulțimilor unei mulțimi. Deci putem stoca eficient informații despre toate submulțimile într-un vector de  $2^n$  elemente indexate după ordinea lexicografică a submulțimii.

### 6.1.3 Operații pe măști de biți

operația	efectul
<code>x &amp; 0x1f</code> sau <code>x &amp; 0x1f</code>	Restul împărțirii lui $x$ la 32.
<code>x &amp; 1</code>	Test de (im)paritate.
<code>x &amp; (1 &lt;&lt; k)</code>	Test dacă al $k$ -lea bit este 1. Atenție, nu returnează 0/1, ci $0/2^k$ .
<code>(x &gt;&gt; k) &amp; 1</code>	Test dacă al $k$ -lea bit este 1. Returnează 0/1.
<code>x  = (1 &lt;&lt; k)</code>	Setează bitul $k$ pe 1.
<code>x &amp;= ~(1 &lt;&lt; k)</code>	Setează bitul $k$ pe 0.
<code>x ^= (1 &lt;&lt; k)</code>	Neagă bitul $k$ .
<code>x &amp; (x-1)</code>	Elimină ultimul bit 1 din $n$ . Util și ca test dacă $n$ este putere a lui 2.

Tabela 6.1: Operații pe măști de biți.

## 6.2 Numărarea biților de 1 dintr-o valoare (popcount)

De exemplu, pentru 187, care în binar este 10111011, dorim răspunsul 6. Vom discuta metodele de mai jos și vom studia codul. Puteți citi și [programul complet](#) care măsoară timpii de rulare.

### 6.2.1 Metoda naivă

Shiftăm în mod repetat numărul la dreapta și numărăm biții de 1.

```
pop = 0;
while (x) {
    pop += x & 1;
    x >>= 1;
}
```

```
}
```

---

### 6.2.2 Metoda Kernighan

Eliminăm și contorizăm câte un bit de 1.

### 6.2.3 Funcții built-in

Folosim funcțiile `__builtin_popcount` (pentru `int`) și `__builtin_popcountll` (pentru `long long`) sau `std::popcount` din STL. Atenție, aceasta din urmă apare doar în standardul C++20.

### 6.2.4 Tabel precalculat

Construim un tabel de 256 de valori care precalculează rezultatul pentru un octet. Extragem octeții numărului prin shiftare.

### 6.2.5 Tabel precalculat + conversie

Construim același tabel de 256 de valori. Extragem octeții numărului prin conversia la `char*`.

### 6.2.6 Calcul paralel

Iată o metodă bazată pe calcul paralel, care face  $\log(\text{sizeof}(n))$  operații.

## Partea III

### Arbori

# Capitolul 7

## Unelte și algoritmi esențiali

Acest curs presupune deja cunoscute reprezentarea arborilor și parcurgerile DFS și BFS. De aceea, în acest capitol vom prezenta doar o unealtă pentru depanare (generatoarele de arbori) și vom rezolva câteva probleme de bază.

### 7.1 Generatoare de arbori aleatorii

Generarea unor arbori aleatorii este și interesantă din punct de vedere teoretic, dar vă poate ajuta și la depanarea problemelor pe arbori.

Dacă nu ne interesează forma arborelui, generatoarele de arbori sînt la fel de ușor de scris ca generatoarele de vectori + interogări. Iată [un generator de bază](#) care generează un arbore cu  $n$  noduri și  $k$  interogări de tip pereche de noduri. L-am folosit la problema [Max Flow](#) (USACO).

În schimb, dacă dorim să testăm viteza unei soluții, sau dacă compunem o problemă și dorim date de test greu de fentat, avem nevoie ca:

- Arborele să aibă un lanț foarte lung.
- Arborele să aibă un nod cu foarte mulți vecini.
- Aceste structuri să nu poată fi decelate din datele de intrare (de exemplu, lanțul să nu conțină fix nodurile  $1, 2, \dots, n/2$ ).
- Generarea să dureze  $\mathcal{O}(n)$ .

Iată [un generator avansat](#) care răspunde acestor nevoie și poate genera, la cerere, și interogări sau actualizări. El poate fi apelat în trei moduri și poate fi ușor adaptat la altele:

1. Doar structura arborelui, fără valori în noduri, fără operații.
2. Valori inițiale în fiecare nod, actualizări în noduri, interogări în noduri.
3. Fără valori în noduri, interogări pe căi (perechi de noduri).

El acceptă trei parametri pentru definirea structurii:

1.  $n$ : numărul de noduri;
2.  $c$ : lungimea minimă garantată a cel puțin unui lanț;

3.  $d$ : gradul minim garantat al cel puțin unui nod.

Generatorul funcționează astfel:

- Generează o permutare aleatorie a nodurilor.
- Unește primele  $c$  noduri în lanț.
- Unește următoarele  $n - d - c$  noduri de noduri dinaintea lor, alese aleatoriu.
- Unește ultimele  $d$  noduri de un nod dintre primele  $n - d$ , ales aleatoriu.
- După ce a generat cele  $n - 1$  muchii, le amestecă, astfel încât primele  $c - 1$  muchii tipărite să nu formeze un lanț etc.

## 7.2 Probleme

### 7.2.1 Problema Subordinates (CSES)

[enunț](#) • [surse](#)

Cerința este clasică: aflarea mărimii subarborului fiecărui nod. Am inclus două implementări: cu vectori STL și cu liste înlănțuite scrise de la zero. Implementarea cu liste este de două ori mai rapidă.

### 7.2.2 Problema Tree Matching (CSES)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema se rezolvă cu un singur DFS. Ea este un bun exemplu de raționament recursiv pe arbore. Ca în multe alte situații, putem trata nodul curent în relație cu fiul său (dacă nodul și fiul sînt necuplați, cuplează-i) sau în raport cu părintele (dacă nodul și părintele sînt necuplați, cuplează-i).

### 7.2.3 Problema Tree Diameter (CSES)

[enunț](#) • [surse](#)

Există două soluții relativ diferite. Una face două parcurgeri DFS (puteți citi aici [o demonstrație](#) de corectitudine):

- Facem un DFS pornind din orice nod  $x$ . Fie  $a$  nodul cel mai depărtat de  $x$ .
- Facem un al doilea DFS pornind din  $a$ . Fie  $b$  nodul cel mai depărtat de  $a$ .
- $a \rightsquigarrow b$  este unul dintre diametrele arborelui.

Soluția cu o singură parcurgere este cu 20% mai rapidă (ambele neoptimizate). Implementăm recursiv observația că diametrul constă din două lanțuri descendente care pornesc dintr-un strămoș comun  $u$ . (Este ușor de tratat și cazul cînd diametrul este doar un lanț pornind din rădăcină, considerînd atunci al doilea lanț ca fiind rădăcina însăși, o cale de lungime zero.) Atunci fiecare nod are două sarcini:



- Să actualizeze un maxim global cu suma maximă a căilor raportate de oricare doi fii distincți. La fiecare cale,  $u$  adaugă 1 (muchia care pleacă din  $u$  însuși).
- Să raporteze la părinte distanța maximă de la  $u$  pînă la orice frunză din subarbore.

Ambele soluții trebuie să fie scurte (5-6 linii în plus față de șablonul de declarații, citire, DFS).

Discuție secundară: pentru claritate, `diam` nu trebuia să fie variabilă globală, ci DFS-ul trebuia să-l returneze, ca maxim dintre valorile raportate de fii. Pentru viteză, însă, și pentru economisirea memoriei pe stivă, cred că putem face concesia să-l declarăm pe `diam` global. Cititorii mai pedanți decît mine 😊 pot încapsula `diam` și parcurgerea DFS într-o clasă.

## 7.2.4 Problema Tree Distances II (CSES)

[enunț](#) • [sursă](#)

Pentru un nod fixat (să zicem 1), putem calcula răspunsul cu un singur DFS. Apoi, vom introduce un concept întîlnit ocazional: recalcularea unei valori la schimbarea rădăcinii. Să spunem că suma cerută pentru nodul  $u$  este  $S_u$  și dorim să o calculăm pe  $S_v$  pentru nodul  $v$ , vecin cu  $u$ . Să spunem că, raportat la muchia  $u - v$ , de partea lui  $u$  avem  $n_u$  noduri, iar de partea lui  $v$  avem  $n_v = n - n_u$  noduri. Atunci, ca să trecem din  $S_u$  în  $S_v$ , observăm că:

- pentru  $n_v$  noduri distanțele scad cu 1;
- pentru  $n_u$  noduri distanțele cresc cu 1;

Rezultă tranziția simplă  $S_v = S_u - n_v + n_u = S_u + n - 2n_v$ .

Dacă facem toate tranzițiile dinspre rădăcina inițială (1) spre fii, atunci  $n_v$  va fi întotdeauna mărimea subarborelui lui  $v$ .

## 7.2.5 Problema White-Black Balanced Subtrees (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Includ această problemă pentru a discuta o altă parcurgere decît DFS, în cazul în care arborele este dat printr-un vector de părinți. Am ales o problemă simplă. Pentru una cu mai multă substanță, vedeți [Arbsumpow](#) (baraj ONI 2021).

Avantajul acestei reprezentări este că simplitatea și memoria redusă:  $n - 1$  întregi în loc de  $2(n - 1)$ .

Desigur, puteți converti formatul dat la cel obișnuit (liste de vecini). Dar uneori vectorul de părinți este suficient. În multe probleme trebuie să calculăm pentru fiecare nod o valoare care depinde, recurent, de valorile fiilor. Atunci putem folosi codul:

```
for (int u = 1; u <= n; u++) {
    scanf("%d", &p[u]);
    num_children[p[u]]++;
}
```

```
for (int u = 1; u <= n; u++) {
    int s = u;
    while (s && !num_children[s]) {
        process(s); // raportează la părinte ce trebuie raportat
        s = p[s];
        num_children[s]--;
    }
}
```

Rolul funcției `process` este să raporteze la părinte informațiile dintr-un nod. Pe parcurs, valoarea `num_children[u]` arată câți fii ai lui  $u$  încă nu și-au raportat informațiile. Astfel, când îi va veni rîndul părintelui să fie procesat, el va fi acumulat informațiile de la toți fiii.

Ordinea nodurilor este *bottom-up*. Programul încearcă vizitarea fiecărui nod de cel mult două ori: fie când îi vine rîndul în ordine numerică, fie în momentul în care ultimul său fiu este vizitat.

## 7.2.6 Problema Blood Cousins (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Soluția propusă în [editorial](#), în  $\mathcal{O}(q \log n)$ , procedează astfel.

- Măsoară timpii DFS și adîncimea fiecărui nod.
- Pentru a afla eficient al  $p$ -lea strămoș, construiește în fiecare nod lista strămoșilor de gradele  $1, 2, \dots, 2^k$ .
- Colectează nodurile arborelui, în ordinea DFS, în liste separate pentru fiecare adîncime. Așadar  $L[0]$  va conține doar rădăcina,  $L[1]$  va conține fiii rădăcinii etc.
- Pentru a afla numărul de descendenți la distanță  $p$  ai unui nod  $u$  care are timpii DFS  $t_i[u]$  și  $t_o[u]$ , căutăm binar în lista  $L[d[u] + p]$  primul și ultimul nod cu timpi DFS între  $t_i[u]$  și  $t_o[u]$ .

Iată și o soluție în timp liniar. Mi se pare mai simplă, căci folosește doar liste și două parcurgeri DFS.

- Distribuim interogările  $(v, p)$  în liste după nodul  $v$ .
- Rulăm un DFS în care menținem o stivă explicită de noduri în curs de vizitare. Concret, la intrarea în nodul  $u$  la adîncime  $d[u]$  notăm  $st[d[u]] = u$ .
- La intrarea în nodul  $v$ , procesăm toate interogările  $(v, p)$ . Al  $p$ -lea strămoș al lui  $v$  este  $st[d[v] - p]$  (dacă există). Înlocuim fiecare  $p$  cu acest strămoș.

Astfel, după un prim DFS, toate interogările au luat forma: câți descendenți are nodul  $v$  la adîncime  $p$ ? Vom scădea 1 pentru a răspunde la cerința problemei. Putem răspunde la aceste întrebări cu un al doilea DFS.

- Redistribuim interogările  $(v, p)$  în liste după noul nod  $v$ .

- Rulăm un DFS în care menținem numărul de noduri vizitate pe fiecare nivel. Concret, la intrarea în nodul  $u$  la adâncime  $d[u]$  îl incrementăm pe  $st[d[u]]$ .
- Acum răspunsul pentru o interogare  $(v, p)$  este diferența între  $st[d[v] + p]$  la intrarea și la ieșirea din nodul  $v$ . Iterăm prin toate interogările referitoare la nodul  $v$  la intrarea și la ieșirea din recursivitate.

# Capitolul 8

## Liniazarea arborilor

Să considerăm un arbore cu  $n$  noduri și cu valori în noduri. Liniazarea acestui arbore este o parcurgere DFS care calculează informații suplimentare. Putem folosi aceste informații ca să gestionăm operații pe arbore, cum ar fi:

- Modificarea valorii unui nod sau a unei muchii.
- Modificarea valorilor pe calea de la un nod la rădăcină.
- Modificarea valorilor în tot subarborele unui nod.
- Interogări despre valoarea unui nod.
- Interogări despre valorile pe calea de la un nod spre rădăcină.
- Interogări despre valorile din subarborele unui nod.

### 8.1 Timpi de intrare și de ieșire din DFS

Să considerăm următoarea parcurgere DFS. Ea este elementară, cu o singură noutate: menține un contor global pe care îl incrementează la intrarea și la ieșirea dintr-un nod. (Din motive ingineresti, ca să evidențiez că variabila `time` este folosită doar în funcția `dfs`, nu am declarat-o globală, ci statică în funcție. Efectul este același.)

```
void dfs(int u, int parent) {
    static int time = 0;

    time_in[u] = ++time;
    for (int v: adj[u]) {
        if (v != parent) {
            dfs(v, u);
        }
    }
    time_out[u] = ++time;
}
```

Dacă vrei, `time` este un metronom care bate la fiecare parcurgere a unei muchii, fie în jos (la

intrarea într-un nod), fie în sus (la ieșirea dintr-un nod). Toate valorile din vectorii `time_in` și `time_out` vor fi distincte și cuprinse între 1 și  $2n$ . Iată un exemplu.

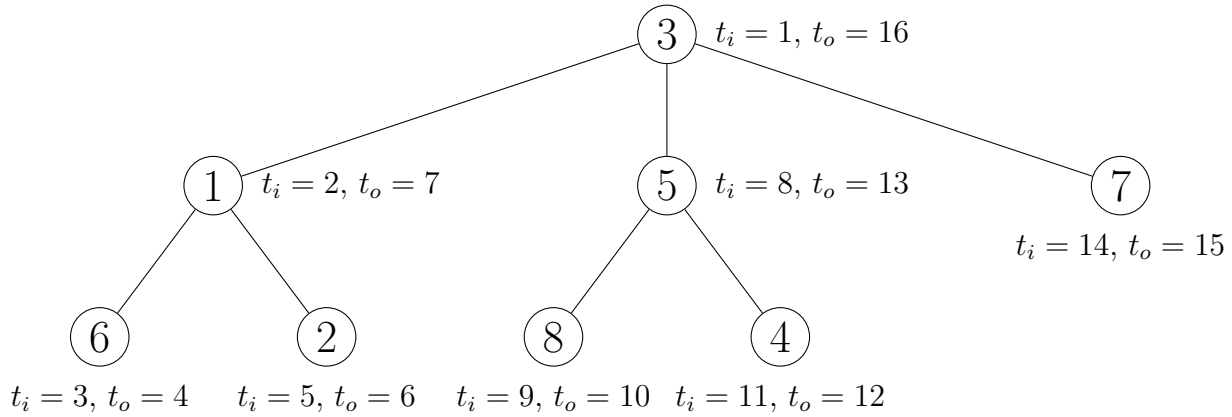


Figura 8.1: Timpii de intrare și de ieșire din noduri, varianta 1.

Într-o altă variantă, incrementăm timpul numai la intrarea în nod, nu și la ieșire. Atunci în vectorii  $t_i$  și  $t_o$  vom avea valori între 1 și  $n$ . Iată aceste valori pentru același arbore:

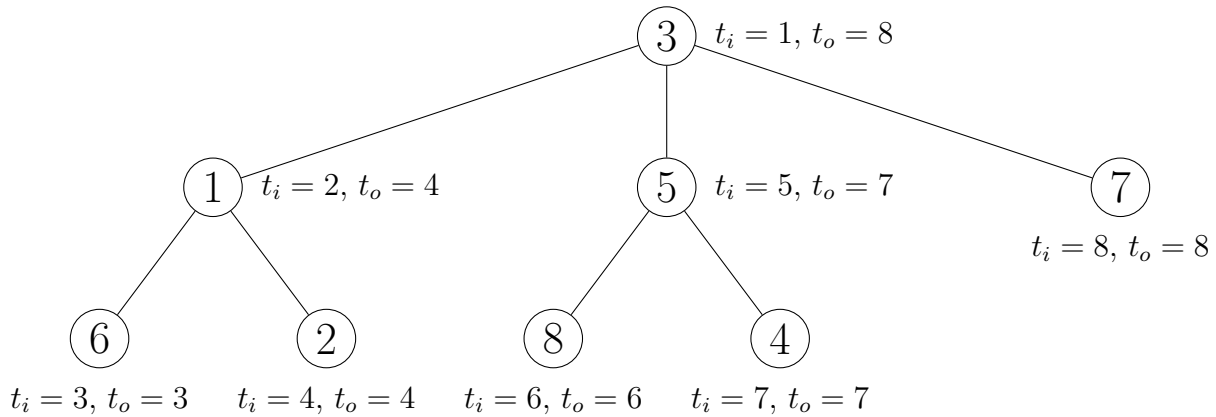


Figura 8.2: Timpii de intrare și de ieșire din noduri, varianta 2.

## 8.2 Testul de strămoș

O aplicație directă a timpilor de intrare și de ieșire este că putem decide în  $\mathcal{O}(1)$  dacă un nod  $u$  este strămoș al altui nod  $v$ . Este necesar ca  $t_i[u] < t_i[v] < t_o[v] < t_o[u]$ . Inegalitatea poate fi strictă ( $<$ ) sau permisivă ( $\leq$ ) în funcție de varianta aleasă mai sus și dacă dorim ca  $u$  să fie considerat propriul său strămoș sau nu.

## 8.3 Liniarizarea. Tipuri de liniarizare

Liniarizarea unui arbore este un vector. Obținem acest vector printr-o parcurgere DFS în care emitem, la anumite momente, numărul nodului curent. Acest instrument puternic ne permite

să rezolvăm probleme pe arbori folosind structuri familiare pe vectori: AIB, arbori de segmente, căutări binare, algoritmul lui Mo...

Există trei tipuri de liniarizări, foarte asemănătoare și la fel de ușor de obținut. Fiecare este utilă în alte situații.

### 8.3.1 Liniarizarea DFS

În această liniarizare, emitem nodul curent (adică îl adăugăm la vectorul rezultat) când intrăm în nod. Pentru arborele din Figura 8.2, vectorul este:

poziție	1	2	3	4	5	6	7	8
nod	3	1	6	2	5	8	4	7

Tabela 8.1: Liniarizarea de tip DFS.

Cu alte cuvinte, această liniarizare constă din nodurile arborelui în ordinea în care le descoperă DFS-ul. Tocmai de aceea, fiecare nod  $u$  apare în vector la poziția  $t_i[u]$  (în varianta 2, din figura 8.2). De altfel, pentru acest tip de liniarizare în practică nu vom construi efectiv vectorul, ci doar vectorii  $t_i$  și  $t_o$ .

O observație importantă pentru toate liniarizările este că subarborele oricărui nod corespunde unui interval contiguu din vector. De exemplu, nodurile 5, 8 și 4 apar pe poziții consecutive. În liniarizarea DFS, subarborele oricărui nod  $u$  acoperă pozițiile dintre  $t_i[u]$  și  $t_o[u]$  inclusiv. De exemplu, subarborele nodului 5 ocupă pozițiile de la 5 la 7. Pentru a exploata această structură, în probleme de arbori cu valori în noduri vom stoca într-un vector valoarea fiecărui nod  $u$  pe poziția  $t_i[u]$ . Atunci, folosind structurile cunoscute pe vector, putem face actualizări și interogări pe subarbori întregi.

### 8.3.2 Liniarizarea Euler

În această liniarizare, emitem nodul curent de două ori: la intrare și la ieșire. Pentru arborele din Figura 8.1, vectorul este:

poziție	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16
nod	3	1	6	6	2	2	1	5	8	8	4	4	5	7	7	3

Tabela 8.2: Liniarizarea de tip Euler.

Observăm că pozițiile nodului  $u$  în vector sînt  $t_i[u]$  și  $t_o[u]$ . Vom studia probleme care arată cum folosim această liniarizare pentru a admite actualizări și interogări pe calea de la rădăcină la un nod oarecare  $u$ .

### 8.3.3 Liniarizarea Euler cu repetiție

Pe Internet nu am găsit o distincție clară între liniarizarea anterioară și aceasta, așa că am inventat un nume, sper că acceptabil. În această liniarizare, emitem nodul curent la intrare și la revenirea

din fiecare fiu. În particular, emitem frunzele o singură dată. Pentru arborele din Figura 8.1, vectorul este:

poziție	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
nod	3	1	6	1	2	1	3	5	8	5	4	5	3	7	3

Tabela 8.3: Liniarizarea de tip Euler cu repetiție.

Lungimea acestei liniarizări este întotdeauna  $2n - 1$ . Emitem fiecare nod la intrare, ceea ce ocupă  $n$  poziții. În plus, emitem fiecare nod de atâtea ori câți fii are. Dar suma numărului de fii pentru toate nodurile este  $n - 1$ , deoarece fiecare nod este fiul cuiva, cu excepția rădăcinii.

Folosim această liniarizare cu preponderență pentru interogări de LCA (engl. *lowest common ancestor*), pe care le vom studia în capitolul 10.

## 8.4 Probleme

### 8.4.1 Problema Tree Queries (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Probabil am putea implementa următoarea soluție. Pentru fiecare interogare, pornim din cel mai de jos dintre noduri, mergînd pînă la rădăcină, și vedem dacă întîlnim toate celelalte noduri sau părinții acestora. Dar această soluție necesită  $\mathcal{O}(n)$  per interogare pentru un arbore degenerat. Probabil ea poate fi adusă la  $\mathcal{O}(\sqrt{n})$  sau  $\mathcal{O}(\log n)$  prin tehnici mai complicate.

În loc de acesta, să procedăm astfel. Fie  $u$  cel mai de jos nod dintr-o interogare. Atunci toate celelalte noduri **sau** părinții lor trebuie să se afle pe calea de la  $u$  la rădăcină. Cu alte cuvinte, să fie strămoși ai lui  $u$ . Mai mult, decizia se simplifică astfel: dacă un nod  $v$  este pe calea de la  $u$  la rădăcină, atunci și părintele lui  $v$  se va afla pe calea de la  $u$  la rădăcină. Deci este suficient să testăm doar părinții și să răspundem la întrebarea: Sînt părinții tuturor nodurilor dintr-o interogare strămoși ai celui mai de jos nod? (Complicația cu noduri și părinți este mai mult un *red herring*, o diversiune care poate păcăli pe cineva.)

Vom folosi testul de strămoș studiat anterior:  $v$  este strămoș al lui  $u$  dacă și numai dacă  $t_i[v] < t_i[u] < t_o[u] < t_o[v]$ .

#### Detalii de implementare

Am preferat să declar variabila `time` statică, în interiorul funcției `euler_tour`, ca să evidențiez că nu este folosită altundeva.

Nodurile dintr-o interogare nu trebuie stocate, sortate etc. Nu avem nevoie de adîncimea nodurilor. Pur și simplu îl reținem pe cel mai de jos găsit pînă atunci, fie el  $l$ . Cînd citim un nod nou,  $u$ , îi aflăm părintele  $p$ . Pot lua naștere trei cazuri:

- Dacă  $p$  este strămoș al lui  $l$ , atunci  $l$  nu se modifică, iar calea care conține toate nodurile de pînă acum rămîne calea de la  $l$  la rădăcină.
- Dacă  $l$  este strămoș al lui  $p$ , atunci  $p$  îl înlocuiește pe  $l$ , iar calea care conține toate nodurile de pînă acum este calea de la  $p$  la rădăcină.
- Altfel nu există nicio cale care să le conțină pe  $l$  și pe  $p$ , deci răspunsul la interogarea curentă este NO.

### 8.4.2 Problema Subtree Queries (CSES)

[enunț](#) • [sursă](#)

Această problemă este o aplicație directă a liniarizării. Facem o liniarizare de tip DFS pentru a calcula doar vectorul  $t_i$  (timpul de intrare în fiecare nod). Apoi construim un vector indexat după timp, în care notăm valoarea fiecărui nod  $u$  la poziția  $t_i[u]$ . Peste acest vector construim un simplu arbore Fenwick sau orice structură preferați care să ofere actualizare punctuală + sumă pe interval.

O altă variantă clasică a acestei probleme ar fi ca operațiile de actualizare să fie pe subarbore: atribuie tuturor nodurilor din subarboarele lui  $u$  o valoare  $x$ , incrementează toate nodurile cu o cantitate  $x$  etc. Desigur, aceste operații s-ar traduce în operații de actualizare pe interval, pentru care putem folosi un arbore de intervale cu propagare *lazy*.

### 8.4.3 Problema Path Queries (CSES)

[enunț](#) • [sursă](#)

Această problemă ne arată utilitatea liniarizării Euler. Să considerăm momentul în care DFS-ul intră în nodul  $u$ , adică  $t_i[u]$ . El corespunde prefixului din liniarizare de la poziția 1 pînă la poziția  $t_i[u]$ . Observăm că:

1. Nodurile complet vizitate înainte de intrarea în  $u$  (numite și *noduri negre*) apar de cîte două ori.
2. Nodurile în curs de vizitare (calea de la  $u$  la rădăcină, numite și *noduri gri*) apar cîte o dată.
3. Nodurile încă nevizitate (numite și *noduri albe*) nu apar niciodată.

Putem exprima punctul (2) și în termeni de strămoși, discutați anterior: strămoșii lui  $u$  sînt singurele noduri ale căror intervale cuprind intervalul lui  $u$ .

De aici rezultă cum putem folosi paritatea aparițiilor ca să notăm informații de pe calea spre rădăcină. Notăm valoarea fiecărui nod  $v$  cu semnul  $+$  la poziția  $t_i[v]$  și cu semnul  $-$  la poziția  $t_o[v]$ . Astfel, suma prefixului  $[1, t_i[u]]$  va fi exact suma valorilor pe calea de la  $u$  la rădăcină.

### 8.4.4 Problema New Year Tree (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)



Problema este relativ directă, doar cu puțin mai complicată decât precedentele. După liniarizare, avem nevoie de o structură de date care să admită operațiile:

1. `range_set(l, r, val)`: scrie valoarea `val` pe tot intervalul  $[l, r]$
2. `range_count_distinct(l, r)`: returnează numărul de valori distincte din intervalul  $[l, r]$ .

Problema numărării de elemente distincte cu actualizări nu este trivială, dar varianta de față are un avantaj: valorile sînt între 1 și 60, deci putem folosi măști de biți. Rezultă că avem nevoie de un arbore de intervale cu propagare *lazy*, cu operațiile:

1. atribuire pe interval;
2. OR pe biți pe interval.

### 8.4.5 Problema Max Flow (USACO)

[enunț](#) • [surse](#)

#### Metoda 1: Vectori de diferențe pe arbore

O primă soluție aduce cu vectori de diferențe („șmenul lui Mars”), dar în varianta arborescentă. Pentru fiecare nod dorim să calculăm numărul de căi care trec prin acel nod. Atunci, pentru fiecare cale  $(u, v)$ , dorim să incrementăm valorile tuturor nodurilor de pe cale. Fie  $w$  cel mai de jos strămoș comun (LCA) al perechii  $(u, v)$ . Atunci dorim, echivalent,

- Să incrementăm toate valorile de la  $u$  la rădăcină.
- Să incrementăm toate valorile de la  $v$  la rădăcină.
- Să scădem cu 1 valoarea lui  $w$  (care a fost incrementat de două ori).
- Să scădem cu 2 valorile de la părintele lui  $w$  la rădăcină.

Putem face asta adunînd  $\pm 1$  în nodurile respective, apoi propagînd în sus acele valori. Implementarea este lungă întrucît trebuie să calculeze LCA și am ales să fac asta cu algoritmul lui Tarjan, cel mai eficient în situația offline (vom detalia în viitorul apropiat).

#### Metoda 2: AIB peste liniarizare

La momentul vizitării nodului  $u$ , putem împărți arborele în 3 zone disjuncte:

1. Zona 1 este porțiunea vizitată înainte de  $u$ .
2. Zona 2 este subarborele lui  $u$ .
3. Zona 3 este porțiunea care va fi vizitată după revenirea din  $u$ .

Atunci, căile care trec printr-un nod  $u$  sînt de trei feluri:

1. Cele care încep în zona 1 și se termină în zona 2.
2. Cele care încep în  $u$ , indiferent dacă se termină în zona 2 sau în zona 3.
3. Cele care pornesc dintr-un descendent al lui  $u$  și trec prin  $u$ , fie că se termină în alt descendent al lui  $u$ , fie în zona 3.

Pentru a afla aceste informații pentru fiecare nod, facem întâi o liniarizare de tip DFS imediat ce citim arborele. Reamintim că subarboarele fiecărui nod ocupă un interval contiguu în această liniarizare.

Abia acum citim restul datelor (căile). Pentru fiecare nod  $u$  colectăm lista de căi care încep din  $u$  și lista de căi care se termină în  $u$ . Mai exact, pentru fiecare cale  $(u, v)$ , cunoscând liniarizarea, ne asigurăm că  $t_i[u] < t_i[v]$  (le interschimbăm la nevoie). Apoi adăugăm  $v$  la lista de căi care pornesc din  $u$  și  $u$  la lista de căi care se termină în  $v$ .

Acum putem rula o a doua parcurgere DFS în care ținem evidența căilor active. La intrarea într-un nod marcăm ca active căile care pornesc din  $u$ . La ieșire, marcăm ca inactive căile care se termină în  $u$  (adică le ștergem din evidență).

Care este structura necesară pentru această evidență? De exemplu, pentru întrebarea (1) de mai sus avem nevoie să știm ce căi active se termină în zona 2. Putem folosi un arbore Fenwick peste liniarizare în care notăm  $+1$  la momentul nodului de sfârșit al căilor active. Atunci răspunsul la (1) este suma pe  $[t_i[u], t_o[u]]$ .

Pentru (2) răspunsul este pur și simplu lungimea listei de căi care încep în  $u$ .

Pentru (3), la revenirea dintr-un fiu  $v$  avem nevoie să știm ce căi active au început în subarboarele lui  $v$ . De aceea, vom folosi un al doilea arbore Fenwick în care notăm  $+1$  la momentul nodului de început al căilor active.

Această metodă nu mai necesită calculul LCA.

### Metoda 3 (cred): *Small to large*

Cred că fiecare nod își poate menține colecția de căi care trec prin el. Un părinte va unifica aceste colecții, eliminându-le pe cele care apar de două ori (pentru care părintele este LCA). Dacă folosim cea mai mare colecție dintre cele ale fiilor, timpul rezultat va fi  $\mathcal{O}(n + q \log q)$ .

## 8.4.6 Problema Distinct Colors (CSES)

[enunț](#) • [sursă](#)

După liniarizare și după normalizarea culorilor, problema se reduce destul de direct la numărarea culorilor distincte dintr-un interval. O variantă este cu algoritmul lui Mo, în  $\mathcal{O}(n\sqrt{n})$ . O altă variantă posibilă este cu tehnica *small to large* (vom reveni când studiem tehnica).

Soluția mai eficientă, în  $\mathcal{O}(n \log n)$ , este cea studiată în capitolele anterioare (problema [D-query](#)). Procesăm interogările în ordinea crescătoare a capătului drept. Pe parcursul procesării, într-un AIB ținem valori de 1 pentru poziția celei mai din dreapta apariții a fiecărei culori.

În practică implementarea se simplifică mult, căci interogările pe liniarizare au o structură foarte specială. Dacă răspundem la interogări la revenirea din nod, atunci în mod evident ele vor fi ordonate după capătul drept, deoarece capătul drept este dat de timpul curent din DFS, care poate doar să crească! De aceea,

1. Nu mai este nevoie să colectăm și să sortăm interogările. Le putem procesa chiar în DFS.
2. Putem renunța complet la stocarea timpilor de intrare în nod.
3. Nu (prea) mai are sens să normalizăm culorile în prealabil. Putem extinde AIB-ul să se ocupe de asta.

De aceea vă încurajez mereu să adaptați cunoștințele voastre la particularitățile problemei. Per ansamblu, veți câștiga timp și eficiență.

### 8.4.7 Problema Disconnect (Infoarena)

[enunț](#) • [sursă](#)

Precizez că testele par incorect alese. Soluțiile [cele mai rapide](#) traversează naiv arborele. Ne facem că n-am observat. 😊

O rezolvare directă este similară cu problema Max Flow. Marcăm muchiile șterse cu 1. Apoi, două noduri sînt conectate dacă suma pe calea dintre ele este 0. Pentru a calcula suma pe o cale, calculăm sumele de la fiecare nod pînă la rădăcină, minus dublul sumei de la LCA la rădăcină.

Iată și o altă rezolvare, care evită nevoia de a calcula LCA. Alegem o rădăcină oarecare (1). Cînd ștergem o muchie, marcăm nodul de adîncime mai mare ca șters. Acum definim un concept clasic: pentru orice nod  $u$ , fie  $LMA(u)$  (engl. *lowest marked ancestor*) cel mai de jos nod marcat pe calea de la  $u$  la rădăcină, inclusiv.

Pentru a răspunde la o interogare de conectivitate  $(u, v)$ , considerăm 4 cazuri:

1.  $LMA(u)$  și  $LMA(v)$  sînt nedefinite. Atunci, desigur, calea este liberă și  $u$  și  $v$  sînt conectate.
2. Exact unul dintre  $LMA(u)$  și  $LMA(v)$  este definit. Atunci nodul marcat există undeva mai jos de  $LCA(u, v)$ , așadar el deconectează  $u$  de  $v$ .
3.  $LMA(u)$  și  $LMA(v)$  există și sînt egale. Atunci nodul marcat există undeva mai sus de  $LCA(u, v)$ , deci nu există alte obstacole.  $u$  și  $v$  sînt conectate.
4.  $LMA(u)$  și  $LMA(v)$  există și sînt diferite. Atunci fiecare nod are propriul său blocaj mai jos de  $LCA(u, v)$ , deci nodurile sînt deconectate.

Condiția este mai ușor de testat decît pare. Dacă lăsăm  $LMA(u) = 0$  pentru valori nedefinite, atunci trebuie doar să testăm dacă  $LMA(u) = LMA(v)$ .

Cum menținem informația de LMA? Este suficient un singur arbore de segmente, fără propagare *lazy*, construit peste liniarizare. La marcarea unui nod  $u$  ca șters, marcăm tot intervalul subîntins de  $u$  chiar cu valoarea  $u$ . La interogarea  $LMA(v)$ , pornim din frunza din AINT corespunzătoare nodului  $v$  și raportăm prima valoare întîlnită (sau 0 dacă nu întîlnim valori scrise).

Mai există un singur aspect important. Un nod din AINT poate fi acoperit de mai multe noduri din arbore. Dacă mai multe actualizări (ștergeri) acoperă același nod, cînd suprascriem valori și cînd nu? Este important că nodurile respective din arbore sînt toate în relația strămoș-descendent. De aceea, cele mai de jos au prioritate. Echivalent, cele care subîntind un interval mai mic în

AINT au prioritate. AINT-ul procedează exact astfel: acordă valorilor scrise priorități egale cu lungimea intervalului scris.

# Capitolul 9

## Tehnica small-to-large

### 9.1 Generalități

Există o clasă de probleme pe arbori care, implementate naiv, au complexitate  $\mathcal{O}(n^2)$ . În aceste probleme, informația pentru un nod are mărime  $\mathcal{O}(n)$  și trebuie compusă din informațiile fiilor. Exemplu: fiecare nod  $u$  dorește să-și cunoască frecvențele adâncimilor nodurilor din subarbore, raportate la  $u$ . Cu alte cuvinte,  $u$  dorește să știe câți fii, nepoți, strănepoți etc. are. Pentru a calcula acest vector,  $u$  trebuie:

1. să însumeze vectorii primiți de la fii;
2. să translateze cu 1 toate valorile (fiul fiului lui  $u$  este nepotul lui  $u$ );
3. să se adauge pe sine însuși la distanță 0.

Pentru un arbore degenerat (un lanț de lungime  $n$ ), o implementare naivă va copia și modifica succesiv vectori de lungime  $1, 2, 3, \dots, n$ , așadar  $\mathcal{O}(n^2)$  în total.

Tehnica *small-to-large* spune: este OK să transferăm  $\mathcal{O}(\text{mărimea fiului})$  informații de la fiecare fiu la părinte, **câtă vreme ne asigurăm că transferăm din structura mai mică în cea mai mare**. Astfel, fiecare informație va fi transferată într-o structură de (cel puțin) două ori mai mare, deci numărul de transferuri este limitat la  $\log n$ . Complexitatea totală este  $\mathcal{O}(n \log n)$  sau, în unele cazuri, chiar  $\mathcal{O}(n)$ .

Pentru exemplul de mai sus, am putea stoca vectorii de frecvență ca liste, astfel încât părintele să se poată adăuga la începutul listei. Aceasta rezolvă cerințele (2) și (3) în  $\mathcal{O}(1)$ . Pentru cerința (1), este suficient ca părintele să compare acumulatorul (lista cu frecvențele fiilor văzuți până acum) cu lista primită de fiul curent și să o adune pe cea mai scurtă la cea mai lungă.

### 9.2 Probleme

#### 9.2.1 Problema Fixed-Length Paths I (CSES)

[enunț](#) • [sursă](#)

Putem rezolva problema exact cu ideile expuse teoretic. Fiecare nod raportează la părintele său o listă cu numărul de noduri aflate la distanțe 0 (el însuși), 1 (fiii), 2 (nepoții) etc. Pentru a-și calcula lista, fiecare nod:

1. Însurează listele primite de la toți fiii.
2. Deplasează lista rezultată cu o poziție (fiul fiului meu este nepotul meu).
3. Se adaugă pe sine însuși la distanță 0.

Pentru implementare, putem folosi un deque, care oferă inserarea la început în  $\mathcal{O}(1)$ . Pentru însumarea listelor, adăugăm mereu lista mai scurtă la cea mai lungă. În plus, fiecare nod  $u$  răspunde la întrebarea: pentru câte căi de lungime  $k$  sînt eu LCA (nodul cel mai de sus de pe cale)? Apoi adaugă această valoare la un contor global. Pentru a calcula răspunsul, nodul  $u$  confruntă lista primită de la fiecare fiu  $v$  cu listele obținute și însumate anterior: dacă fiul  $v$  raportează  $a$  noduri la o distanță  $l$  și fiii anteriori raportaseră  $b$  noduri la o distanță  $k - 2 - l$ , adăugăm  $a \cdot b$  la contorul global.

Care este complexitatea? Pare că ar fi  $\mathcal{O}(n \log n)$ , după cum spuneam: cînd copiem un nod din lista  $L_1$  în lista  $L_2$ , la final  $L_2$  va stoca informații (frecvențe) despre cel puțin dublul numărului de noduri din  $L_1$ . Deci fiecare nod poate fi copiat de cel mult  $\log n$  ori.

Dar putem da o limită și mai strînsă. Pentru această problemă soluția este, de fapt,  $\mathcal{O}(n)$ ! Programul nu operează cu noduri, ci doar cu distanțe. Cînd frecvența unei distanțe  $d$  în  $L_1$  este 2 sau mai mare, nu mai pierdem timp individual ca să copiem acele noduri din  $L_1$  în  $L_2$ , ci le „copiem” pe toate simultan, însumînd niște frecvențe. Practic, fiecare nod este copiat o singură dată. Vă puteți convinge de asta adăugînd contoare globale în interiorul buclelor critice și verificînd că ele nu depășesc valoarea totală  $n$ .

Notă: pentru a interschimba două liste, folosiți întotdeauna metoda `swap()`, care doar schimbă pointeri între ei. Niciodată nu folosiți operatorul `=`, care face copieri de elemente și are complexitate  $\mathcal{O}(\text{lungime})$ !

### 9.2.2 Problema Distinct Colors (CSES) (din nou)

[enunț](#) • [sursă](#)

Să reluăm această problemă și să o rezolvăm cu tehnica *small-to-large*. O variantă ar fi ca fiecare nod să țină o listă sortată de culori. Atunci părintele trebuie să interclaseze listele fiilor. Dar nu putem face interclasarea în  $\mathcal{O}(\text{lista mai scurtă})$ , ci doar în  $\mathcal{O}(\text{suma lungimilor})$ . Aceasta duce la o soluție în  $\mathcal{O}(n^2)$ . Exemplu:  $n = 1.000.000$ , iar rădăcina are 1.000 de fii, fiecare cu câte 1.000 de noduri în subarbore. Toate culorile sînt distincte. Atunci costul total al interclasărilor în rădăcină ar fi:

$$2.000 + 3.000 + \dots + 1.000.000$$

Ca să combinăm doi fii în  $\mathcal{O}(\text{fiul mai mic})$ , putem menține culorile într-o tabelă hash (`unordered_set`).


Atunci este ușor să „vărsăm” tabela mai mică în cea mai mare.

Două observații de implementare:

1. Această variantă consumă mai mult spațiu pe stivă, căci are variabile locale mai mari. Pe calculatorul meu local, testele mari chiar umplu stiva!
2. Această variantă este mai lentă decât cea cu AIB (nicio surpriză).

### 9.2.3 Problema Lomsat Gelral (Codeforces)

[enunț](#) • [surse](#)

Folosim tehnica *small-to-large*, așa cum se poate deduce și din numele problemei . Este important ca fiecare fiu să stocheze  $\mathcal{O}(\text{subarbore})$  informații, nu  $\mathcal{O}(n)$ . Deci vom folosi o tabelă hash de culori cu frecvențele lor.

Ca observație interesantă, este mult mai eficient să calculați și să returnați din DFS tabela hash și celelalte informații, decât să le stocați în fiecare nod. Iată și o astfel de [implementare](#), considerabil mai lentă.

Există și o soluție cu algoritmul lui Mo, puțin mai lentă, dar care consumă mai puțină memorie. Este necesară atenție la detalii. Ce informații stochează intervalul curent? Vă recomand să izolați acele structuri de date într-un [struct](#) sau o clasă separată.

Problemă similară: [Christmas Balls](#) (IIOT 2021/22 runda 2).

### 9.2.4 Problema Tokens on a Tree (CodeChef)

[enunț](#) • [surse](#)

O problemă echivalentă este [Short Code](#) (inspirată din viața reală, avînd în vedere cum își denumesc unii elevi variabilele).

Să demonstrăm teoretic ce avem de făcut. Iată diverse observații.

**Observația 1.** O monedă  $A$  poate „sări” aparent peste altă monedă  $B$ : practic, monedele fiind identice, o urcăm pe  $B$  pînă la destinația dorită, apoi pe  $A$  în locul lui  $B$ .

**Observația 2.** În orice soluție, monedele se vor afla la vîrfurile arborelui. Niciodată nu vom avea o monedă sub un nod gol, căci am putea face o mutare în plus.

**Observația 3.** Dacă rădăcina conține inițial o monedă, atunci acea monedă nu pleacă nicăieri și nicio altă monedă nu îi va lua locul. Deci putem rezolva problema independent pentru subarbori.

**Observația 4.** Dacă rădăcina nu conține inițial o monedă, atunci dintr-unul dintre subarborii fiilor o monedă va urca în rădăcină. Restul fiilor vor fi rezolvați independent, conform Observației 3. Moneda care va urca în rădăcină este cea de adîncime maximă după ce rezolvăm fiii, ca să facem cît mai mulți pași în plus. Urcarea este aparentă, conform Observației 1.

Așadar, implementarea trebuie să combine în mod eficient fiii unui nod, apoi să găsească cea mai de jos monedă și să o urce în părinte. Am găsit două variante de implementare.

### Implementare cu *small-to-large*

Fiecare nod  $u$  calculează un vector/listă  $f$  unde  $f[i]$  pentru  $i \geq 0$  este numărul de monede la distanță  $i$  de  $u$ . Fiecare părinte însumează listele fiilor așa cum știm, iar algoritmul este  $\mathcal{O}(n)$ , căci nodurile odată comasate își pierd identitatea. În plus, nodul  $u$  se adaugă pe sine însuși la începutul listei și, dacă este loc, simulează urcarea unei monede transferând o unitate de pe ultima poziție din  $f$  pe prima.

**Detalii de implementare.** Implementarea cu `std::list` este cu vreo 25 de linii mai scurtă decât cea cu liste proprii, dar este de două ori mai lentă și consumă dublul memoriei. Implementarea cu `std::deque` este nefolosibilă ca timp și ca memorie (spre 1 GB). Probabil, clasa `deque` are costuri fixe, iar multe `deque`-uri mici sînt foarte scumpe.

### Implementare cu liniarizare + RMQ

Construim o liniarizare DFS și notăm, în nodurile care conțin monede, adîncimea acelor noduri. În nodurile care nu conțin monede nu notăm nimic. Pentru a găsi cea mai de jos monedă din subarborele unui nod  $u$ , găsim maximul pe intervalul subîntins de  $u$ . Pentru a muta moneda, scriem 0 în locul acelui maxim (moneda dispare) și scriem adîncimea lui  $u$  la poziția nodului  $u$  (moneda apare acolo). Apoi creștem numărul total de mutări cu diferența dintre cele două adîncimi. Avem nevoie de RMQ cu actualizare, deci putem folosi varianta pe arbori de segmente. Rezultă o complexitate de  $\mathcal{O}(n \log n)$ . Codul este de 2-3 ori mai lent și consumă mai multă memorie decât implementarea cu *small-to-large*.

## 9.2.5 Problema Blood Cousins Return (Codeforces)

[enunț](#) • [surse](#)

Toate soluțiile încep prin a transforma numele în numere. Cea mai la îndemînă implementare folosește un `unordered_map`.

### Implementarea cu *small-to-large*

O soluție destul de brutală cu *small-to-large* este: fiecare nod  $u$  ține un vector de set-uri, unde setul de pe poziția  $i$  reține numerele distincte regăsite la adîncime  $i$  (raportat la adîncimea lui  $u$ ) în subarborele lui  $u$ . Cînd combinăm doi vectori, combinăm două cîte două seturile reprezentînd aceeași adîncime. Trebuie să avem grijă să folosim *small-to-large* în două locuri:

1. Copiem vectorul mai mic în cel mai mare.
2. Pentru fiecare pereche de seturi, îl copiem pe cel mai mic în cel mai mare.

Note de implementare:



1. `unordered_set` este mai lent decât `set`, deși algoritmic vorbind ne-ar trebui prima, care oferă timp constant. Dar tabelele hash (adică `unordered_set`) au o mărime minimă dată de vectorul pe care se bazează.
2. Reprezentarea listelor de seturi cu `deque` este de două ori mai lentă decât cu `vector`.

Implementarea este rezonabil de scurtă, dar nu prea eficientă.

### Implementarea cu tehnici de bază

Iată și o abordare care necesită doar parcurgeri, liniarizare și căutare binară. Soluția este greu de codat, dar este mai rapidă.

1. Calculăm ordinea BFS. Atunci răspunsul la orice interogare se va traduce în numărarea elementelor distincte de pe un interval contiguu din BFS. Știm să facem asta folosind un simplu AIB și ordonând interogările după capătul drept (vezi problema [D-query](#)).
2. Pentru fiecare interogare, rămîne să aflăm primul și ultimul nod de la o anumită adîncime din subarborele lui  $u$ , ca să știm pe ce interval din BFS facem numărarea. Putem face asta cu două parcurgeri DFS și o stivă. La intrarea în fiecare nod, notăm valoarea sa pe stivă în dreptul adîncimii sale. La revenirea din nod, lăsăm stiva intactă. Atunci, la revenirea într-un nod  $u$  aflat la adîncimea  $d$ , putem ști care este **ultimul** său descendent de la adîncimea  $d'$ : fie nu există, fie este nodul de la poziția  $d'$  de pe stivă. Pentru a afla **primul** descendent de la adîncimea dorită, facem același DFS, dar iterînd prin fiii nodurilor în ordine inversă.

Sună rezonabil din vorbe, dar [prima implementare](#) a fost migăloasă.

O soluție considerabil mai scurtă (cea inclusă în anexă) procedează astfel:

1. Calculăm aceeași ordine BFS.
2. Înlocuim fiecare interogare  $\langle u, d \rangle$  cu interogarea  $\langle depth[u] + d, t_{in}[u], t_{out}[u] \rangle$ . Cu alte cuvinte, fiecare interogare interoghează un interval aflat la o anumită adîncime și cu noduri între timpii dați. Sortăm și procesăm interogările cu un AIB ca de obicei.

O a treia implementare este: colectăm nodurile separat pe fiecare nivel, în ordinea timpilor de vizitare (care este chiar ordinea DFS). Acum intervalul de interes pentru o interogare referitoare la nodul  $u$  este pe un nivel cunoscut și este delimitat de timpii de intrare și de ieșire din  $u$ .

Este greu să construim cîte un AIB pe fiecare nivel, dar putem folosi un `set` cu aceeași informație: pozițiile ultimelor apariții ale fiecărui element distinct. Iată [o implementare](#) curată a fostului olimpic Alex Nuță.

## 9.3 DFS exclusiv

Am învățat această tehnică din [sursa](#) unui legendary grandmaster. 😊 Ulterior am aflat că ea se mai numește și [Sack sau DSU pe arbori](#). Pot fi de acord cu prima denumire, dar nu și cu a doua, în primul rînd pentru că DSU este un nume greșit pentru DSF (engl. *disjoint set forest*) și în al doilea rînd pentru că structura face adăugări și ștergeri care n-au nicio legătură cu implementarea

canonică de mulțimi disjuncte. Prefer să îi spun **DFS exclusiv**, care descrie mult mai bine cum funcționează tehnica.

Implementarea din acel tutorial mi se pare criptică. Sper că o pot clarifica.

Să ne gândim la clasa de probleme care fac interogări pe subarbore: frecvențe, sume, numere distincte etc. De exemplu, problema următoare, *Tree and Queries*, face interogări pe un arbore cu valori în fiecare nod. Interogările au forma  $(v, k) =$  numărul de valori distincte care apar de cel puțin  $k$  ori în subarboarele lui  $v$ . Multe din aceste probleme se pot rezolva cu tehnica *small-to-large* deja studiată.

Iată și o rezolvare cu un DFS „pe steroizi”. În loc să calculăm câte o structură în fiecare nod, vom menține o singură structură globală,  $S$ . DFS-ul va adăuga și va șterge din  $S$  informații despre noduri la diverse momente. El garantează că, pentru orice nod  $u$ , va exista un moment în DFS când  $S$  va conține informații exact despre subarboarele lui  $u$ . La acel moment vom putea răspunde la interogările despre  $u$ .

Desigur, nu putem face un DFS simplu, căci atunci la intrarea într-un nod  $S$  va fi deja populată cu date din afara subarboarelui său, ceea ce va da răspunsuri incorecte la orice interogări despre  $u$ . În loc de aceasta, începem prin a calcula pentru fiecare nod  $u$  care este fiul său cu subarboarele cel mai mare. Notăm această informație cu  $h[u]$  (de la *heavy*). Acum,  $DFS(u)$  procedează astfel:

1. Apelează recursiv toți fiii cu excepția lui  $h[u]$ .
2. La revenirea din fiecare fiu  $v$ , elimină recursiv din  $S$  toate nodurile din subarboarele lui  $v$ .
3. Apelează recursiv  $DFS(h[u])$ . De data aceasta, lasă informațiile în  $S$ .
4. Adaugă la loc subarborii eliminați la pasul (2).
5. Adaugă în  $S$  nodul  $u$  însuși.
6. Răspunde la interogări despre subarboarele lui  $u$ .

Se nasc două întrebări. Prima: de ce funcționează corect algoritmul? Mai exact, de ce la pasul (6) vectorii conțin doar informații despre subarboarele lui  $u$ ? Să considerăm un alt nod  $w$ , din afara subarboarelui lui  $u$ . Există trei posibilități.

1.  $w$  este strămoș al lui  $u$  („nod gri”). Atunci, în mod garantat,  $w$  nu apare în structura de date la momentul procesării lui  $u$ , deoarece  $w$  este adăugat în structură doar la finalul recursivității.
2.  $w$  este un „nod negru” într-un subarbore deja vizitat. Fie  $a$  strămoșul comun al lui  $u$  și  $v$  și fie  $a_w$  și  $a_u$  fiii lui  $a$  care pornesc către  $w$ , respectiv către  $u$ . Deoarece sîntem în procesul de vizitare a lui  $a_u$ , înseamnă că  $a_w$  și tot subarboarele său (inclusiv  $w$ ) au fost temporar șterși din structură.
3.  $w$  este un „nod alb”, undeva într-un subarbore încă nevizitat. Atunci  $w$  încă nu a fost descoperit de DFS.

A doua întrebare: care este complexitatea algoritmului? Dacă nu am trata special nodul  $h[u]$ , atunci complexitatea ar fi pătratică. Fiecare nod este eliminat la pasul (2) și readăugat la pasul (5) pentru fiecare strămoș al său.

Dacă tratăm special fiii *heavy*, să analizăm numărul de eliminări și readăugări. Ori de câte ori un strămoș  $w$  cauzează eliminarea unui descendent  $u$ , înseamnă că  $w$  **nu** este fiu *heavy* al părintelui său. Echivalent, părintele lui  $w$  este cel puțin de două ori mai mare decât  $w$ . Așadar, eliminarea nodului  $u$  poate fi cauzată de cel mult  $\log n$  dintre strămoșii săi. Complexitatea parcurgerii este  $\mathcal{O}(n \log n)$ .

Cum fiecare eliminare și adăugare necesită o operație în AIB, rezultă că complexitatea întregului algoritm este  $\mathcal{O}(n \log^2 n)$ .

Vom citi codul care rezolvă problema următoare.

## 9.4 Probleme

### 9.4.1 Problema Tree and Queries (Codeforces)

[enunț](#) • [surse](#)

#### Implementare brută

Să vedem mai întâi abordarea cu *small-to-large* clasic. Proiectăm o structură de date care:

1. Să mențină frecvențele culorilor din subarborele curent.
2. Să raporteze numărul de frecvențe cel puțin egale cu o valoare dată.

Pentru (2) am dori un vector de frecvențe ale frecvențelor:  $g[x]$  stochează numărul de culori care au frecvența  $x$ . Pe acest vector, răspunsul la o interogare  $(u, x)$  este suma pe sufixul  $g[x \dots n]$ . Dar implementarea este alunecoasă, căci dorim ca structura să ocupe spațiu  $\mathcal{O}(\text{subarbore})$ , nu  $\mathcal{O}(n)$ . Deci orice AIB sau arbore de intervale construit peste  $g$  trebuie extins dinamic pe măsură ce urcăm în arbore.

În schimb, putem folosi un multiset: un set ordonat al tuturor frecvențelor (nenule). Ca să putem răspunde la întrebarea „câte frecvențe mai mari sau egale cu  $x$  există?”, avem nevoie de PBDS (*policy-based data structure*), o colecție extinsă de structuri de date din STL. Ne-am mai întâlnit cu seturi PBDS la problema [Give Away](#), în capitolul de descompunere în radical.

Soluția este relativ directă, dar ca să o puteți scrie în timp de concurs trebuie să memorați două lucruri:

1. Incantația magică necesară pentru a declara o structură de date PBDS.
2. Codul necesar pentru ștergerea dintr-un multiset. Când o frecvență se modifică, noi dorim să ștergem din multiset o singură apariție a vechii frecvențe, dar un simplu apel la `erase` le-ar șterge pe toate.

#### Implementare cu DFS exclusiv

Vom menține aceleași informații, dar global:

- un vector de frecvențe;
- un AIB peste vectorul de frecvențe ale frecvențelor.

Notă de implementare: putem stoca listele de adiacență și listele de interogări ca `vector` sau ca `list`, căci nu avem nevoie de acces aleatoriu. [Implementarea](#) cu `list` este considerabil mai lentă și consumă mai multă memorie.

# Capitolul 10

## Cel mai apropiat strămoș comun

Dat fiind un arbore cu rădăcină, pentru orice două noduri  $u$  și  $v$  definim **cel mai apropiat strămoș comun** ca fiind nodul de adâncime maximă (sau nodul „cel mai jos”) care îi are ca descendenți atât pe  $u$ , cât și pe  $v$ . Considerăm că un nod este propriul său descendent, ceea ce înseamnă că cel mai apropiat strămoș comun al lui  $u$  și  $v$  poate fi chiar unul dintre aceste noduri, dacă este strămoș al celuilalt.

În literatura română am întâlnit și denumirea „cel mai mic strămoș comun”, doar că această denumire mi se pare improprie. Nu comparăm nodurile ca mărime, ci ca adâncime. Pentru abreviere, o vom folosi pe cea din limba engleză (LCA - *lowest common ancestor*).

Formal, dat fiind un arbore cu  $n$  noduri, dorim să răspundem la  $q$  întrebări de forma:

- $LCA(u, v)$ : găsește nodul de adâncime maximă care este strămoș atât al lui  $u$ , cât și al lui  $v$ .

[CP Algorithms](#) inventariază multe dintre metodele disponibile.

O aplicație directă a LCA-ului este aflarea distanțelor între noduri. Notăm cu  $d[u]$  adâncimea unui nod  $u$ . Atunci

$$dist(u, v) = (d[u] - d[LCA]) + (d[v] - d[LCA]) = d[u] + d[v] - 2 \cdot d[LCA]$$

### 10.1 Sumar: RMQ (*range minimum query*)

RMQ este o problemă clasică pe vectori. Dat fiind un vector  $V$  cu  $n$  elemente, trebuie să răspundem la  $q$  întrebări de forma  $\langle l, r \rangle$  cu semnificația: să se găsească minimul valorilor  $V[l \dots r]$ .

Problema are diverse variațiuni. Ni se poate cere *valoarea* minimă sau *poziția* valorii minime. Vectorul poate fi static sau poate avea actualizări.

Acest curs nu are un capitol dedicat pentru RMQ, dar o vom trata superficial aici întrucât ea se leagă de algoritmi pentru LCA. Iată un sumar al metodelor folosite în programarea competitivă.

Precizări:

metodă	preprocesare	interogări	memorie extra
Arbore de intervale	$\mathcal{O}(n)$	$\mathcal{O}(q \log n)$	$\mathcal{O}(n)$
Arbore Fenwick (AIB)	$\mathcal{O}(n)$	$\mathcal{O}(q \log n)$	0
Descompunere în radical	$\mathcal{O}(n)$	$\mathcal{O}(q\sqrt{n})$	$\mathcal{O}(\sqrt{n})$
Tabelă rară ( <i>sparse table</i> )	$\mathcal{O}(n \log n)$	$\mathcal{O}(q)$	$\mathcal{O}(n \log n)$
Stivă ordonată	$\mathcal{O}(q \log q)$	$\mathcal{O}(n + q \log n)$	$\mathcal{O}(n)$

Tabela 10.1: Metode pentru problema RMQ.

- Tabela rară și stiva ordonată nu permit actualizări.
- Arborele Fenwick permite doar interogări pe prefix și doar actualizări descrescătoare.

Să trecem în revistă, doar pentru completitudine, structurile de date.

### 10.1.1 RMQ cu arbore de intervale

Construim un arbore de intervale în care nodul părinte reține minimul fiilor săi. Admite actualizări punctuale sau, în varianta cu propagare *lazy*, și actualizări pe interval. Am tot studiat aceste structuri de date, nu mai detaliem aici.

### 10.1.2 RMQ cu arbore indexat binar

Construim un AIB peste vector. Admite doar interogări pe prefix și doar actualizări descrescătoare.

### 10.1.3 RMQ cu descompunere în radical

Pentru fiecare bloc reținem minimul. Asimptotic operațiile sînt mai lente, dar așa zice că actualizarea pe interval este mai simplă de codat decît la arborii de intervale.

### 10.1.4 RMQ cu tabelă rară

Elevii se dau în vînt după această metodă. Codul este aproximativ:

```
void compute_rmq(int* v, int n) {
    // r[p][i] = minimul pe intervalul v[i]...v[i + 2^p - 1]
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        r[0][i] = v[i];
    }
    for (int p = 1; (1 << p) <= n; p++) {
        for (int i = 0; i + (1 << p) <= n; i++) {
            r[p][i] = min(r[p - 1][i], r[p - 1][i + (1 << (p - 1))]);
        }
    }
}
```

```
int rmq(int left, int right) { // inclusiv
    int p = 31 - __builtin_clz(right - left + 1); // log_2 din lungime
    return min(r[p][left], r[p][right - (1 << p) + 1]);
}
```

Totuși, consumul de memorie al metodei *sparse table* este enorm. În afară de cazul în care avem multe interogări, timpul de  $\mathcal{O}(1)$  per interogare nu justifică risipa de memorie. Exemplu: Cu *sparse table*, pentru  $n = 200\,000$  vom folosi  $200\,000 \times 18$  întregi, adică 14,4 MB. Pentru arborele de intervale, presupunând că îl completăm pînă la 256K elemente, vom folosi 512K întregi, adică 2 MB. Nu am rulat benchmark-uri, dar mă aștept să existe o diferență de viteză din cauza cache-ului.

### 10.1.5 RMQ cu stivă ordonată

Includ și această metodă ad-hoc. Ordonăm interogările după capătul drept. Parcurgem vectorul de la stînga la dreapta și menținem o stivă crescătoare de minime parțiale. La poziția  $r$  putem răspunde la toate interogările  $[l, r]$ . Răspunsul este valoarea minimă din stivă aflată pe o poziție mai mare sau egală cu  $l$ . Așadar este suficientă o căutare binară.

Exemplu: fie vectorul  $V = (6, 3, \mathbf{2}, 10, 8, \mathbf{6}, 9, 15, \mathbf{9}, \mathbf{20}, \dots)$ . Cînd ajungem la elementul 20, stiva constă din valorile trecute cu aldin. Cînd răspundem la interogările cu capătul  $r$  pe elementul 20, răspunsul va fi una dintre valorile din stivă, în funcție de poziția capătului  $l$ .

## 10.2 LCA cu liniarizare

Facem o liniarizare Euler cu repetiție. În vector notăm nodurile, dar ne interesează de fapt adîncimea acelor noduri. Astfel, putem reformula interogările LCA ca „găsește nodul de adîncime minimă dintre ultima apariție a lui  $u$  și prima apariție a lui  $v$ ”. Așadar, toate metodele de RMQ pe vector se aplică și aici.

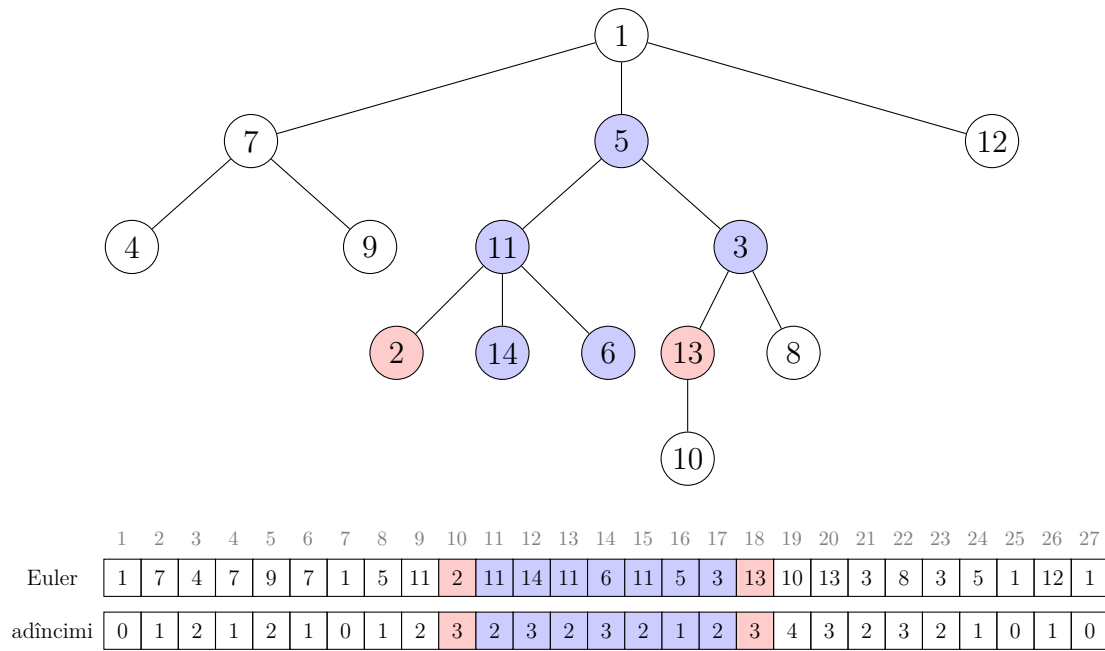


Figura 10.1: Aflarea LCA printr-o liniarizare Euler cu repetiție.  $LCA(2,13)$  se reduce la o interogare de minim pe intervalul  $[10,18]$ . Adâncimea minimă este 1, corespunzătoare nodului 5.

În continuare, vom mai discuta patru metode specifice arborilor, respectiv:

metodă	preprocesare	interogări	memorie extra
Descompunere în radical	$\mathcal{O}(n)$	$\mathcal{O}(q\sqrt{n})$	$\mathcal{O}(n)$
Binary lifting ( $\log n$ pointeri)	$\mathcal{O}(n \log n)$	$\mathcal{O}(q \log n)$	$\mathcal{O}(n \log n)$
Binary lifting (2 pointeri)	$\mathcal{O}(n)$	$\mathcal{O}(q \log n)$	$\mathcal{O}(n)$
Tarjan offline	$\mathcal{O}(q + n \log^* n)$	—	$\mathcal{O}(n)$

Tabela 10.2: Metode pentru aflarea LCA.

### 10.3 LCA cu descompunere în radical

Următoarele trei metode folosesc noțiunea de *jump pointers*: pointeri la strămoși care ne ajută să accelerăm urcarea din  $u$  și din  $v$  în căutarea LCA-ului. Pentru descompunerea în radical,

- Fiecare nod ține un pointer la părinte și unul la strămoșul aflat cu  $\sqrt{n}$  noduri mai sus.
- Construcția evidentă durează  $\mathcal{O}(n\sqrt{n})$ : din fiecare nod, urcăm  $\sqrt{n}$  niveluri. Ea poate fi redusă la  $\mathcal{O}(n)$  dacă menținem stiva DFS pe durata parcurgerii.
- Fiecare interogare durează  $\mathcal{O}(\sqrt{n})$ .
- Variantă: fiecare nod stochează un pointer la cel mai de jos strămoș de adâncime multiplu de  $\sqrt{n}$ .

[implementare](#)



## 10.4 LCA cu binary lifting ( $\log n$ pointeri per nod)

- Fiecare nod ține pointeri la strămoșii aflați mai sus cu 1, 2, 4, 8... niveluri.
- Construcția durează  $\mathcal{O}(n \log n)$ , similară algoritmului de RMQ.
- Necesită  $\mathcal{O}(n \log n)$  memorie.
- Fiecare interogare durează  $\mathcal{O}(\log n)$ .
  - Deci nu prea mai merită. Pe vector plăteam memoria  $\mathcal{O}(n \log n)$  pentru că interogările durau  $\mathcal{O}(1)$ .

### Detaliu de implementare

Metodele cu *jump pointers* pot fi implementate în două feluri:

1. Aducem nodurile la aceeași adâncime. Apoi urcăm în paralel cu ambele până la strămoșul comun.
2. Îl urcăm pe  $u$  cât timp nu devine strămoș al lui  $v$ . La final,  $u$  este LCA-ul.

A doua implementare (cu test de strămoș) este mai scurtă și puțin mai rapidă.

[implementări](#)

## 10.5 LCA cu binary lifting (2 pointeri per nod)

- Un [articol](#) bun pe Codeforces (imaginile sînt foarte utile).
- Fiecare nod  $x$  ține un pointer la părinte și un pointer numit *jump*, construit după regula:
- Fie  $y$  părintele lui  $x$ , fie  $z = \text{jump}[y]$  și fie  $t = \text{jump}[z]$ .
- Dacă distanțele între  $y-z$  și  $z-t$  sînt egale, atunci  $\text{jump}[x] = t$ .
- Altfel  $\text{jump}[x] = y$ .
- Iau naștere niște pointeri cu o [structură](#) curioasă. Cei pasionați pot citi despre secvență pe OEIS, secvențele [A082850](#) și [A182105](#).
- Folosim această informație pentru a găsi LCA în  $\mathcal{O}(\log n)$ .
- Orice structură de pointeri „aproximativ” logaritmică funcționează aici. Am făcut și un experiment cu formula LSB (exemplu: un nod la adâncime  $20 = 10100_2$  va pointa patru nivele mai sus).

[implementări](#)

## 10.6 LCA cu algoritmul lui Tarjan (offline)

- Funcționează cînd interogările sînt date în avans.
- Distribuie interogările după noduri. Interogarea  $(u, v)$  este distribuită în listele lui  $u$  și  $v$ .
- Răspunde la interogări într-un singur DFS (!).
- Principiu de bază: grupăm nodurile deja vizitate („negre”) și pe cele în curs de vizitare („gri”) în mulțimi disjuncte (cu *union-find*).

- Fiecare mulțime va conține exact un nod gri, plus toți descendenții săi, cu excepția nodului gri în care se află acum DFS-ul. La terminarea unui nod gri, el este unit cu părintele său.
- Putem răspunde la o interogare  $(u, v)$  în momentul în care  $v$  este negru, iar pe  $u$  tocmai îl vizităm. Răspunsul (LCA) este nodul gri din mulțimea lui  $v$ .

[implementare](#)

## 10.7 Benchmarks

Am făcut aceste teste pe un arbore cu 200.000 de noduri, cu un lanț de cel puțin 150.000 de noduri. Fișierele de intrare au 5,2 MB.

- Tarjan: 160 ms
- *binary lifting*, doi pointeri (cu test de strămoș sau nu): 190 ms
- *binary lifting*, doi pointeri (metoda LSB): 250 ms
- *binary lifting*,  $\log n$  pointeri, cu test de strămoș: 290 ms
- *binary lifting*,  $\log n$  pointeri: 320 ms
- descompunere în radical: 900 ms

Concluzii: când interogările sînt date în avans, Tarjan cîștigă. În rest, metodele cu *binary lifting* cu doar doi pointeri per nod sînt mai rapide și consumă mai puțină memorie decît metoda cu  $\log n$  pointeri per nod.

## 10.8 Probleme

### 10.8.1 Problema Gold Transfer (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Atenție mare la garanția din enunț:  $c_i > c_{p_i}$ . Cu alte cuvinte, pentru orice operație de cumpărare trebuie să pornim din rădăcină spre nodul  $u$  și să cumpărăm orice cantități disponibile, pînă satisfacem cererea.

Cu timpul, nodurile de la rădăcină se vor goli, deci pare o idee bună să găsim rapid cel mai de jos strămoș care încă are aur disponibil. Dacă reușim să-l găsim în  $\mathcal{O}(f(n))$  (intenția problemei fiind  $f(n) = \log n$ ), atunci complexitatea globală va fi  $\mathcal{O}(q \cdot f(n) + n)$ . De ce? Din acel strămoș putem parcurge lanțul în jos pas cu pas, cumpărînd tot aurul disponibil, pînă satisfacem cererea. Fiecare nod poate fi golit cel mult o dată, iar ultimul nod din fiecare interogare poate păstra niște aur. De aceea, efortul total pentru parcurgerea lanțurilor este  $\mathcal{O}(n + q)$ .

#### Detalii de implementare

Arborele este dinamic, deci nu putem construi o liniarizare.

Am ales să accelerez urcarea în arbore cu *binary lifting* cu doi pointeri, dar orice altă metodă este acceptabilă.

Odată ce golim un nod, avem nevoie să coborâm în fiul său care duce spre nodul original. Am ales să fac acest lucru cu o stivă, dar soluția este cam lentă (2x față de altele).

Întrucât nu avem de ce să parcurgem toți fiii unui nod, nu avem nevoie de liste de adiacență, ci doar de pointeri la părinte.

## 10.8.2 Problema A and B and Lecture Rooms (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema cere să răspundem la  $m$  întrebări de forma: Date fiind nodurile  $u$  și  $v$  (posibil egale), câte noduri din arbore se află la distanță egală de  $u$  și de  $v$ ?

Pentru soluția teoretică, următoarea vizualizare este utilă. Să „atîrnăm” arborele de nodurile  $u$  și  $v$ , ca pe o ghirlandă bine întinsă. Atunci calea cea mai scurtă  $u - v$  va fi orizontală, iar de lanțurile de pe cale vor atîrna restul subarborilor.

Dacă distanța  $u - v$  este impară, atunci răspunsul este 0. Dacă distanța este pară, atunci fie  $w$  nodul de la jumătatea distanței. Nodurile aflate la distanță egală de  $u$  și de  $v$  vor fi  $w$  și orice nod din subarborii care atîrnă din  $w$ .

În practică vom alege o rădăcină și vom precalcuła informații pentru LCA. Apoi, eu am redus problema la următoarele cazuri (poate se poate și mai simplu):

1. Dacă distanța  $u - v$  este impară, răspunsul este 0.
2. Dacă  $u = v$ , răspunsul este  $n$ .
3. Dacă  $u$  și  $v$  au adîncimi egale, atunci răspunsul este: mărimea subarborului lui  $LCA(u, v)$  minus mărimea subarborilor fiilor lui  $LCA(u, v)$  care pornesc către  $u$ , respectiv către  $v$ .
4. Altfel, să presupunem că  $u$  are adîncime mai mare decît  $v$ . Atunci nodul  $w$  este undeva mai jos de LCA, mergînd către  $u$ . Răspunsul este: mărimea subarborului lui  $w$  minus mărimea subarborului fiului lui  $w$  care pornește către  $u$ .

### Detalii de implementare

Punctul (4) presupune să calculăm al  $k$ -lea strămoș. De exemplu, dacă adîncimile sînt  $d[u] = 50$ ,  $d[v] = 20$  și  $d[LCA] = 10$ , atunci distanța  $u - v$  este  $40 + 10 = 50$ , jumătatea distanței este 25, iar nodul  $w$  este al 25-lea strămoș al lui  $u$ .

De aceea, metoda lui Tarjan nu ne prea ajută, ci avem nevoie de o metodă cu *jump pointers*.

La punctele (3) și (4), pentru a afla „fiul lui  $w$  care pornește către  $u$ ”, putem refolosi informațiile pentru al  $k$ -lea strămoș. Dacă notăm cu  $k$  diferența pe înălțime între  $w$  și  $u$ , atunci răspunsul este al  $k - 1$ -lea strămoș al lui  $u$ .

La arbori, multe informații sînt redundante și putem stoca doar o submulțime. Exemple:

- Mărimea subarborelui lui  $u$  nu trebuie stocată implicit dacă cunoaștem timpii DFS, ci poate fi calculată ca  $t_o[u] - t_i[u] + 1$ .
- Paritatea distanței poate fi calculată fără a calcula distanța efectivă. Calculăm doar suma adâncimilor.
- Al  $k$ -lea strămoș al unui nod poate fi găsit ca strămoșul de la adâncimea  $d[u] - k$  al unui nod, dacă cunoaștem adâncimile nodurilor.

### 10.8.3 Problema Company (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema poate fi rezumată astfel: dintre toate nodurile cu numere de la  $l$  la  $r$ , cum putem elimina un nod astfel încât LCA-ul celor rămase să aibă o adâncime cât mai mare, raportată la rădăcină?

Întrebarea teoretică la care trebuie să răspundem este: care este LCA-ul unei submulțimi de noduri? Observăm că nu este nevoie să iterăm prin toate, ci este suficient să calculăm LCA-ul între primul și ultimul nod în ordinea descoperirii lor în DFS. De aceea, ca să încercăm să coborîm LCA-ul, trebuie să eliminăm unul dintre aceste noduri. Altfel LCA-ul submulțimii după eliminarea unui nod va rămîne nemodificat față de LCA-ul original.

Să presupunem că găsim aceste noduri, fie ele  $x$  și  $y$ . Încercăm să îl eliminăm pe  $x$  și să calculăm LCA-ul submulțimii  $[l, x - 1] \cup [x + 1, r]$ . Apoi îl eliminăm pe  $y$  și calculăm LCA-ul submulțimii  $[l, y - 1] \cup [y + 1, r]$ . Afișăm varianta care duce la un LCA de adâncime maximă.

#### Detalii de implementare

Ca să găsim timpii DFS minim/maxim ai nodurilor din intervalul  $[l, r]$ , putem construi un vector  $t[]$  unde  $t[u]$  este timpul vizitării nodului  $u$ . Astfel reducem subproblema la una de RMQ. Pentru a deduce, din acești timpi, nodul efectiv (primul nod vizitat dintre toate din  $[l, r]$ ) este suficient un vector  $inv[]$  unde  $inv[i]$  este nodul vizitat la momentul  $i$ . Practic  $t$  și  $inv$  sînt permutări inverse.

Pentru intervalele la care ajungem după eliminarea lui  $x$  și  $y$  (respectiv  $[l, x - 1]$ ,  $[x + 1, r]$  și celelalte) avem nevoie să aflăm LCA-ul, deci avem nevoie tot de RMQ ca să aflăm primul și ultimul nod în ordinea DFS. Dar am făcut următoarea observație care reduce mult numărul de interogări.

Fie  $a, b, c, d$  primul, al doilea, penultimul și respectiv ultimul nod din intervalul  $[l, r]$ , în ordinea DFS. Atunci iau naștere două cazuri:

- Dacă îl eliminăm pe  $a$ , LCA-ul nodurilor rămase este  $LCA(b, d)$ .
- Dacă îl eliminăm pe  $d$ , LCA-ul nodurilor rămase este  $LCA(a, c)$ .

De aceea, am proiectat o structură de date care să returneze, pentru o interogare  $[l, r]$ , primele două minime și primele două maxime din intervalul  $[l, r]$ . Practic structura returnează exact cele patru valori  $a, b, c, d$ .

Putem folosi RMQ cu sparse table, cu atenție la detalii la calculul celui de-al doilea maxim/minim (intervalele de lungime putere a lui 2 pot fi suprapuse). Dar nu-mi place ideea de a consuma memorie  $\mathcal{O}(n \log n)$  fără rost. 😞 De aceea, am implementat structura ca pe un arbore de intervale. Operația critică este combinarea a două tupluri  $(a', b', c', d')$  și  $(a'', b'', c'', d'')$ . Implementarea este relativ ușoară:

- Dacă  $a' < a''$  atunci primul minim este  $a'$ , iar al doilea minim este  $\min(b', a'')$ .
- Dacă  $a' \geq a''$  atunci primul minim este  $a''$ , iar al doilea minim este  $\min(b'', a')$ .
- Similar pentru maxime.

Sursa mea este printre cele mai rapide, cu excepția celor care parsează intrarea. Suspectez că ajută mult (1) economia de memorie și (2) calculul simultan al minimelor și al maximelor, în aceeași structură de date.

### 10.8.4 Problema Duff in the Army (Codeforces)

enunț • sursă • coloană sonoră 😊

Rezumat: Se dă un arbore cu  $n$  noduri și  $m$  locuitori. Locuitorul  $i$  locuiește în orașul  $c_i$ . Răspundeți la  $q$  interogări de forma  $(u, v, a)$  cu semnificația: tipăriți primii  $a$  locuitori, ordonați după ID, care locuiesc pe calea  $(u, v)$ . Notă:  $a \leq 10$ .

Problema se duce tot în direcția aflării LCA. Dacă  $LCA(u, v) = w$ , și dacă aflăm populațiile pe căile  $(u, w)$  și  $(v, w)$ , putem să le interclasăm în  $\mathcal{O}(a)$  și să păstrăm cele mai mici  $a$  valori.

Cum aflăm populația pe o cale? Nu văd o soluție în  $\mathcal{O}(a + \log n)$ , dar  $\mathcal{O}(a \log n)$  este facilă. Orice algoritm de LCA ne oferă această complexitate dacă precalculăm, împreună cu pointerii în sus, și populația acoperită de acei pointeri. De exemplu, cu metoda *binary lifting*, fiecare din pointerii peste 1, 2, 4, 8, ... niveluri rețin și primii  $a$  membri ai populației de pe acea cale. Populația pe calea de lungime 16 se obține interclasând cele două populații pe căile de lungime 8 și păstrând cel mult 10 minime.

Atenție la metoda folosită! *Binary lifting* cu memorie  $\mathcal{O}(n \log n)$  va necesita  $100\,000 \times 18 \times 10$  întregi, adică 72 MB în plus. Este fezabil, dar este de evitat. Implementarea mea este printre cele mai rapide și nu face nimic deosebit, doar folosește *binary lifting* cu doi pointeri. Economia de memorie înseamnă economie de timp.

Ne întâlnim, din nou, cu o situație care cere să particularizați structurile de date, nu doar să le pictați. Un alt exemplu de astfel de problemă este: să se preproceseze un arbore astfel încât să putem răspunde eficient la interogări de forma  $(u, v) = \text{maximul pe calea } u - v$ . Și aici putem face fiecare *jump pointer* să rețină maximul pe calea subîntinsă. Problema are și soluții mai eficiente, dar aceasta este relativ elementară.

# Capitolul 11

## Algoritmul lui Mo pe arbore

### 11.1 Limitele liniarizărilor

Ca o scurtă recapitulare, liniarizările ne ajută:

- pentru interogări pe subarbore: liniarizarea DFS atribuie fiecărui subarbore un interval compact din vector;
- pentru interogări pe calea de la un nod la rădăcină: liniarizarea Euler + vectorii de diferențe atribuie fiecărei căi un prefix din vector.

Uneori știm să procesăm și interogări pe căi arbitrare, vezi problema [Max Flow](#). Dar algoritmi funcționează exprimând calea  $(u, v)$  ca pe o combinație de căi  $(u, r)$ ,  $(v, r)$  și  $(l, r)$ , unde  $r$  este rădăcina arborelui, iar  $l = LCA(u, v)$ . Așadar, avem nevoie ca funcțiile pe fiecare cale să fie **inversabile** (sume, xor-uri). În probleme de minim/maxim, valori distincte etc., ce știm până acum este insuficient.

### 11.2 Reducerea la algoritmul lui Mo

Putem folosi algoritmul lui Mo pentru a răspunde la interogări pe căi în unele cazuri neinvertibile. Găsiți [un tutorial](#) destul de bun pe Codeforces, pe care îl vom relua aici. În esență,

1. Construim o liniarizare de tip Euler (două apariții pentru fiecare nod).
2. Transformăm interogările pe căi  $(u, v)$  în interogări pe intervale în liniarizare.
3. Sortăm interogările și le aflăm răspunsurile cu algoritmul lui Mo.

Desigur, misterul este la pasul 2. De aceea, să considerăm...

## 11.3 Un exemplu

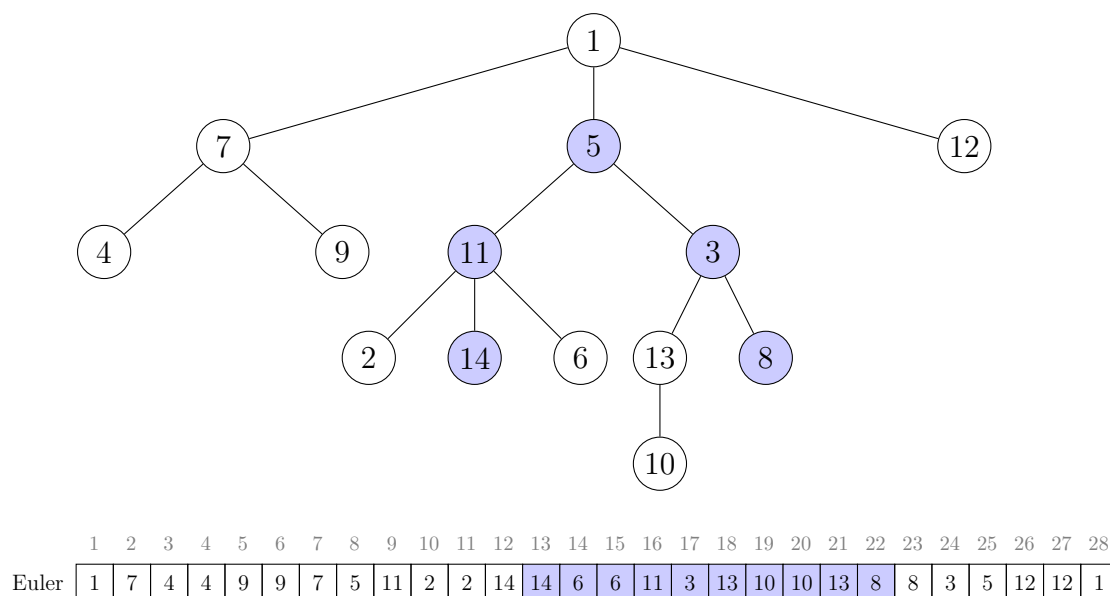


Figura 11.1: Un arbore cu liniarizarea Euler și intervalul corespunzător interogării pe calea (14, 8).

Să considerăm interogarea (14, 8), privitoare la nodurile 14, 11, 5, 3, 8. În liniarizarea Euler, ne interesează intervalul dintre timpii 13 și 22. Am ales acest interval deoarece el se întinde de la **ultima** apariție a lui 14 până la **prima** apariție a lui 8. Să facem niște observații privitoare la acest interval.

1. Nodurile 14, 11, 3 și 8 apar exact o dată.
2. Nodul 5 =  $LCA(14, 8)$  nu apare.
3. Nodurile 6, 13 și 10 apar de două ori.
4. Celelalte noduri (1, 2 etc.) nu apar.

Ne putem convinge ușor că aceste observații sînt generale. Trebuie doar să urmărim evoluția DFS-ului. De exemplu, observația (1): pornim de la momentul cînd DFS-ul părăsește nodul 14, deci va părăsi în curînd și nodul 11. Apoi explorează nodurile 3 și 8, dar nu apucă să le părăsească în intervalul ales. De aceea, toate aceste noduri apar exact o dată.

## 11.4 Un caz particular

Mai trebuie să tratăm și cazul cînd, pentru o interogare  $(u, v)$ , avem  $LCA(u, v) = u$ , cu alte cuvinte  $u$  este strămoș al lui  $v$ .

Clarificare: mereu vom ordona perechea  $(u, v)$  în ordinea descoperirii în DFS. De aceea LCA-ul poate fi doar  $u$ , niciodată  $v$ . Aceasta deoarece un nod este descoperit înaintea tuturor descendenților săi.

Pentru interogarea (5, 14), privitoare la nodurile 5, 11, și 14, vom considera intervalul de timp [8,

12], cuprins între primele apariții ale lui 5 și 14. Se schimbă doar observația (2): LCA-ul apare și el exact o dată.

## 11.5 Descrierea completă

Pentru o interogare  $(u, v)$  cu  $t_i[u] < t_i[v]$ :

1. Dacă  $u$  este strămoș al lui  $v$ , atunci considerăm intervalul din liniarizare  $[t_i[u], t_i[v]]$ . Nodurile de pe cale sînt cele care apar exact o dată în acest interval.
2. Dacă  $u$  **nu** este strămoș al lui  $v$ , atunci considerăm intervalul  $[t_o[u], t_i[v]]$ . Nodurile de pe cale sînt cele care apar exact o dată, plus nodul  $LCA(u, v)$ .

## 11.6 Structura de date necesară

Acum putem specifica ultimul amănunt: ce anume stochează structura de date pentru intervalul curent? Desigur, depinde de problemă, dar un mecanism este general.

Structura trebuie să țină minte ce noduri apar în ea exact o dată. De exemplu, pentru subsecvența (5 11 2 2 14), structura trebuie să știe că nodurile 5, 11 și 14 apar exact o dată. Dacă extindem spre dreapta secvența și încorporăm încă un 14, informația despre nodul 14 trebuie **ștearsă** din structură, căci 14 nu mai este pe cale.

Pe măsură ce extindem și contractăm intervalul cu algoritmul lui Mo, la anumite momente structura va reține date pentru intervale care nu corespund unor căi. Dar asta este OK cîtă vreme, în momentul unei interogări, structura este coerentă.

## 11.7 Probleme

### 11.7.1 Problema Dating (Codeforces)

[enunț](#) • [surse](#)

Dacă doriți probleme suplimentare, puteți încerca:

- ușoară: [Count on a Tree II](#) (SPOJ)
- grea: [So Close Yet So Far](#) (CodeChef)

Problema se încadrează destul de clar în situația sus-menționată. Interogările sînt pe cale și nu sînt ușor de combinat din bucăți. Dacă notăm cu  $l = LCA(u, v)$ , nu este evident cum am putea calcula, apoi însuma, valorile pe căile  $(u, l)$  și  $(l, v)$ .

În schimb, dacă ne vine ideea să încercăm algoritmul lui Mo pe arbore, soluția este facilă. Structura curentă menține

- un boolean pentru fiecare nod, ca să știm ce noduri se află în structură;
- frecvența numerelor favorite, separat pentru fete și pentru băieți.



Includerea / excluderea unui nod este ușoară. Pe parcurs, menținem în permanență răspunsul (numărul de perechi pe care le putem forma).

Anexa include tot codul, dar esența este:

```
struct mo_tracker {
    bool on[MAX_NODES + 1]; // nodurile care apar exact o dată în interval
    int f[MAX_NODES + 1][2]; // frecvența numerelor favorite pentru fiecare gen
    int l, r;
    unsigned num_pairs;

    void init() {
        l = 1;
        r = 0;
    }

    void toggle(int pos) {
        int u = euler[pos];
        on[u] = !on[u];
        int sign = on[u] ? +1 : -1;
        f[nd[u].fav][nd[u].gender] += sign;
        num_pairs += sign * f[nd[u].fav][!nd[u].gender];
    }

    unsigned query(int target_l, int target_r, int extra_fav, bool extra_gender) {
        while (l > target_l) {
            toggle(--l);
        }
        while (r < target_r) {
            toggle(++r);
        }
        while (l < target_l) {
            toggle(l++);
        }
        while (r > target_r) {
            toggle(r--);
        }

        if (extra_fav) {
            return num_pairs + f[extra_fav][!extra_gender];
        } else {
            return num_pairs;
        }
    }
};
```

### Comparația implementărilor

Implementarea pe care o consideram mai eficientă este cea cu Tarjan pentru LCA și cu liste proprii. Dar ea este doar cu 10% mai rapidă decât implementarea mai scurtă, cu metoda celor doi pointeri pentru LCA și cu vectori STL. Fie Codeforces este foarte consecvent, fie eu nu mai înțeleg lumea. 😊

# Capitolul 12

## Descompunere *heavy-light*

Descompunerea *heavy-light* (engl. *heavy-light decomposition* sau HLD, numită și *heavy path decomposition*) este încă o tehnică de liniarizare a arborilor, utilă pentru interogări pe căi.

HLD costă un factor suplimentar de  $\mathcal{O}(\log n)$ , așadar genul de întrebări la care răspundem în  $\mathcal{O}(\log n)$  pe vector ne vor costa  $\mathcal{O}(\log^2 n)$  pe arbore.

Înainte de a studia HLD, subliniez că este o unealtă puternică, dar greu de codat și lentă. Înainte de a vă repezi la ea, întrebați-vă dacă nu există o soluție mai simplă, adaptată nevoilor problemei. HLD intră doar în materia de lot (nu de baraj).

### 12.1 Limitările structurilor anterioare

Să pornim de la următoarea cerință. Se dă un arbore cu  $n$  noduri. Fiecare nod are o valoare. Trebuie să procesăm  $q$  operații de două tipuri:

1. `update(v, x)`: Valoarea nodului  $v$  devine  $x$ .
2. `max(u, v)`: Găsește valoarea maximă de pe lanțul  $u - v$ .

Să trecem în revistă uneltele pe care le-am studiat pînă acum.

- Un simplu DFS nu pare că poate propaga suficiente informații.
- Liniarizarea DFS se pretează la interogări pe subarbore, nu pe cale.
- Liniarizarea Euler se pretează la interogări pe calea de la un nod  $u$  la rădăcină. Pentru interogări de maxime, nu putem descompune căi arbitrare în diferențe de căi pînă la rădăcină.
- Tehnica *small-to large* nu ne ajută aici.
- `LCA + binary lifting` rezolvă doar problema fără actualizări. Fiecare pointer notează și maximul nodurilor peste care trece. Dar la actualizare, dacă avem un nod cu  $\mathcal{O}(n)$  fii, vom fi nevoiți să actualizăm informația din  $\mathcal{O}(n)$  pointeri.
- Similar și pentru orice tentativă de descompunere în radical.
- Algoritmul lui Mo pe arbore funcționează, dar lent. Structura pentru intervalul curent

trebuie să admită inserarea și ștergerea de valori și interogarea de maxim. Complexitatea va fi  $\mathcal{O}(q\sqrt{n}\log n)$ .

## 12.2 Descompunerea

Știm deja că liniarizarea DFS garantează că orice subarbore corespunde unui interval compact. Dar dorim mai mult de atât. Să examinăm Figura 12.1

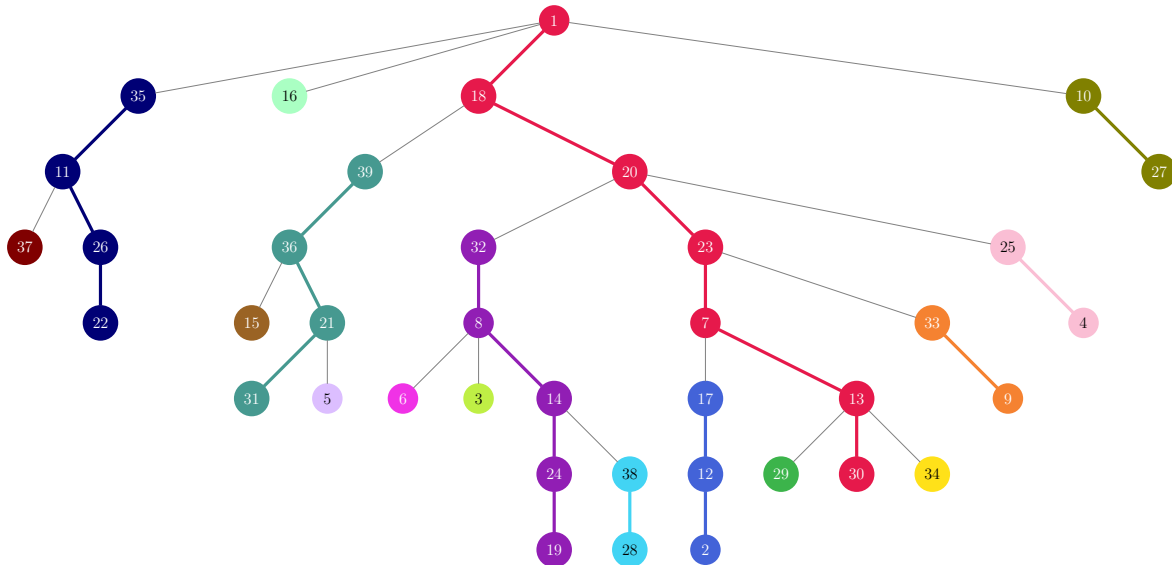


Figura 12.1: Un arbore în care muchia grea a fiecărui nod este îngroșată și colorată. Fiecare culoare indică un lanț de muchii grele consecutive.

Pentru fiecare nod intern  $u$  din arbore, identificăm fiul  $v$  cu subarborile maxim (cu cele mai multe noduri). Numim nodul  $v$  **fiu greu** (engl. *heavy*) al lui  $u$ , iar muchia  $(u, v)$  **muchie grea**. Ceilalți fii ai lui  $u$  și celelalte muchii care coboară din  $u$  se numesc **fii ușori** (engl. *light*), respectiv **muchii ușoare**. De exemplu, fiul greu al rădăcinii 1 este 18. Figura 1 indică muchiile ușoare cu linii subțiri, iar muchiile grele cu linii groase și colorate. Dacă un nod are mai mulți fii cu același număr maxim de noduri în subarbore, îl putem alege pe oricare ca greu.

Observăm că, dacă pornim din orice nod, putem urma muchia grea până la o frunză. Astfel iau naștere **lanțuri grele**. Am colorat muchiile grele din același lanț folosind aceeași culoare.

Mai facem un pas esențial: reorganizăm lista de adiacență a fiecărui nod ca să mutăm fiul greu primul (vom vedea cum implementăm asta în practică). Este important că această modificare nu schimbă răspunsurile la problemele tipice de arbori. Ordinea fiilor nu contează. Pentru arborele din Figura 12.1, versiunea reorganizată apare în Figura 12.2.

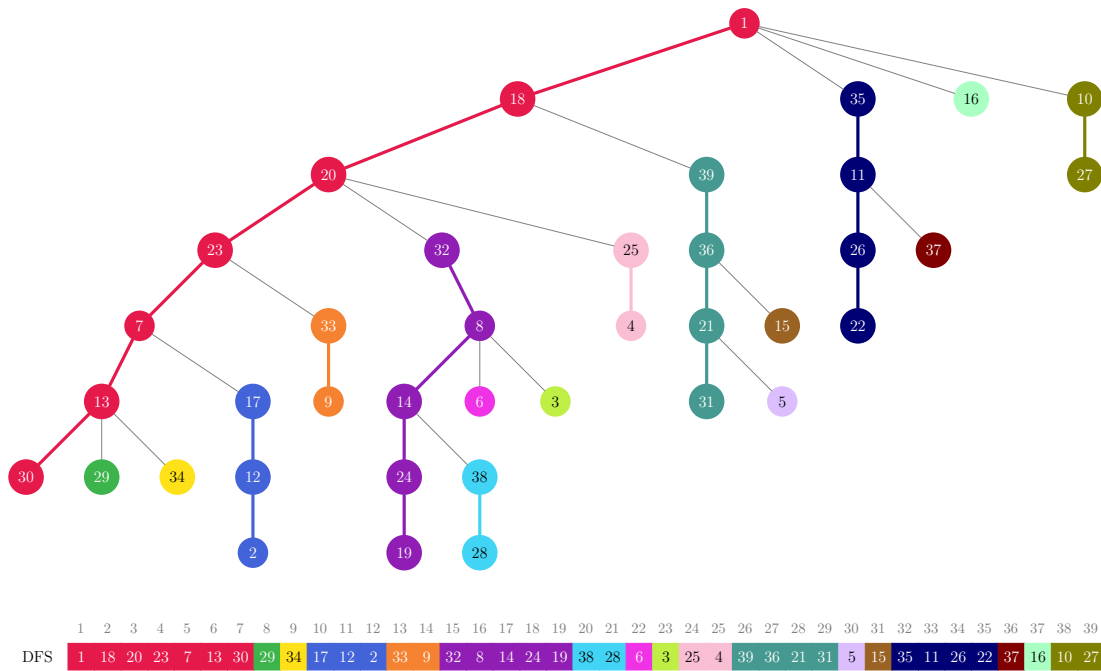


Figura 12.2: Același arbore în care, în fiecare listă de adiacență, am mutat fiul greu primul. Lanțurile corespund la intervale contigue în liniarizarea DFS.

Despre acest arbore putem da două garanții foarte puternice.

1. Lanțurile formate din muchii grele corespund la intervale contigue în liniarizare. Într-adevăr, fiecare fiu greu este primul nod pe care îl vizitează părintele său. De exemplu, la intrarea în nodul 32, următoarele noduri vizitate vor fi 8, 14, 24 și 19.
2. Calea de la orice nod la rădăcină vizitează, total sau parțial, cel mult  $\log n$  lanțuri. Echivalent, calea conține cel mult  $\log n$  muchii ușoare. Demonstrația este identică cu cea de la metoda small to large: când urcăm dintr-un fiu  $v$  în părintele  $u$  aflat pe alt lanț, prin definiție traversăm o muchie ușoară. Deci  $v$  este fiu ușor al lui  $u$ , ceea ce înseamnă că  $v$  are un frate greu  $h$ . Subarboarele lui  $h$  este cel puțin la fel de mare ca al lui  $v$ , deci subarboarele lui  $u$  este cel puțin dublu față de subarboarele lui  $v$ .

Proprietatea (1) ne spune că putem trata lanțurile ca pe niște vectori. În particular, putem construi peste ele structuri de date ca arbori Fenwick sau arbori de intervale, care ne dau informații despre porțiuni de lanțuri în  $\mathcal{O}(\log n)$ . Proprietatea (2) ne spune că orice cale  $u - v$  vizitează  $\mathcal{O}(\log n)$  lanțuri. Avem, așadar, o metodă generală de a răspunde la interogări pe căi în  $\mathcal{O}(\log^2 n)$ .

## 12.3 Detalii de implementare

Facem întâi un DFS pentru calcularea mărimii subarborilor și a fiilor grei. Nu modificăm listele de adiacență, ci doar calculăm un câmp `heavy` pe fiecare nod. Apoi facem un al doilea DFS, care liniarizează arborele, apelând întâi fiul greu, apoi pe ceilalți.

Nu construim câte o structură (AIB, AINT etc.) pe fiecare lanț! Ca la orice liniarizare, construim

o singură structură peste toate cele  $n$  noduri. Este datorită programului să nu acceseze intervale care „încăleacă” mai multe lanțuri.

Ce structură folosim depinde de natura problemei. Dacă problema cere informații pe căi de la noduri la rădăcină, atunci căile vizitează doar prefixe (capetele de sus) ale lanțurilor. Deci s-ar putea ca un AIB să fie suficient. Dacă problema cere informații între orice două noduri, atunci căile pot vizita și porțiuni din mijlocul lanțurilor. Deci probabil avem nevoie de arbori de segmente.

Nu este necesar să implementăm LCA. În loc de asta, fiecare nod menține un pointer la capătul superior al lanțului. Astfel urcăm „naiv” din lanț în lanț, căci știm deja că numărul de lanțuri este logaritm.

## 12.4 Probleme

### 12.4.1 Problema Heavy Path Decomposition (Infoarena)

[enunț](#) • [surse](#)

Aceasta este exact problema studiată la teorie. Vom citi codul.

Prima versiune este cea „canonică”. A doua versiune face o optimizare minoră care elimină nevoia calculării înălțimii nodurilor. Ea pornește de la următoarea observație. Dorim ca, odată ce  $u$  ajunge pe lanțul comun, să se oprească din urcat și să-l aștepte și pe  $v$  (pe acel lanț comun vom face ultima interogare). Dar, dacă  $u$  a ajuns pe lanțul comun, iar  $v$  încă nu, atunci în mod necesar  $t_{in}[u] < t_{in}[v]$ , căci toate nodurile de pe acel lanț sînt vizitate primele în DFS, fiind noduri heavy. Așadar, este suficient să comparăm timpii DFS ai lui  $u$  și  $v$ .

Subliniem că în funcția `query` parcurgem mereu lanțul al cărui capăt de sus are adîncime mai mare. De ce nu comparăm pur și simplu înălțimile lui  $u$  și  $v$ ? Dați un contraexemplu!

O problemă echivalentă este [Path Queries II](#) (CSES).

### 12.4.2 Problema Disruption (USACO)

[enunț](#) • [surse](#)

Vom discuta trei soluții, de amorul artei.

#### Soluția cu HLD

Să considerăm o cale de înlocuire  $(u, v)$ . Căror muchii le poate ea suplini dispariția? Doar celor de pe calea  $u - v$  din arbore. Așadar, o soluție teoretică este: pentru fiecare cale de înlocuire  $(u, v)$  de cost  $c$ , notifică toate muchiile de pe calea  $u - v$  că au la dispoziție o înlocuire de cost  $c$ . După procesarea tuturor căilor, pentru fiecare muchie tipărește costul minim despre care a fost notificată, sau -1 dacă muchia nu a primit notificări.

Concret, ce înseamnă aceste notificări? Fie  $l = LCA(u, v)$ . Atunci vrem să marcăm costul  $c$  pe căile  $u - l$  și  $v - l$ . De aici ne poate veni ideea descompunerii *heavy-light*, care garantează că o cale de înlocuire va genera cel mult  $\mathcal{O}(\log n)$  intervale de actualizat.

Ce structură folosim? Pe fiecare lanț avem nevoie de operațiile:

1. `range_set(l, r, c)`: pe fiecare poziție  $l \leq i \leq r$ , atribuie  $v[i] = \min(v[i], c)$ .
2. `query(i)`: returnează  $v[i]$ .

Desigur, `range_set` va descompune  $[l, r]$  în niște intervale și va scrie valoarea  $c$  pe acele intervale. Cum procedăm după aceasta? Nu vă repeziți la implementarea cu propagare *lazy*! Interogările sînt punctuale, nu pe interval, deci este suficient să vizităm toți strămoșii unui nod (din aint) și să returnăm minimul valorilor găsite. Mai mult, toate interogările vor veni după toate actualizările. Deci putem face o singură propagare top-down la sfîrșitul actualizărilor. Atunci în fiecare frunză din aint vom avea exact răspunsul dorit.

Mai sînt două mici goluri de umplut:

1. Arborele de intervale trebuie inițializat cu  $\infty$ .
2. Conceptual, problema cere informații despre muchii. Dar, datorită DFS-ului, fiecare muchie unește un fiu de părintele său. Vom stoca informațiile în fiu.

### Soluția cu *small-to-large*

Soluția oficială pornește de la altă observație teoretică. Orice muchie  $(u, v)$  poate fi înlocuită de o cale de înlocuire  $(x, y)$  cu proprietatea că  $x$  și  $y$  se află de părți diferite ale muchiei  $(u, v)$ . Formulată în termeni de DFS, condiția este: muchia de la orice nod  $u$  la părintele său poate fi înlocuită de orice cale de înlocuire  $(x, y)$  care are **exact** un capăt în subarborele lui  $u$ . Să denumim o astfel de cale de înlocuire **viabilă pentru  $u$** .

Așadar, dorim ca fiecare nod  $u$  să-și calculeze mulțimea de căi viabile și să o raporteze pe cea de cost minim. Atunci mulțimea unui nod  $u$  provine din:

1. reuniunea mulțimilor fiilor,
2. plus căile care au un capăt chiar în  $u$ ,
3. minus căile care apar de două ori în (1) și (2), deoarece o cale care începe și se termină în subarborele lui  $u$  nu este viabilă pentru  $u$ .

Putem folosi tehnica *small-to-large* pentru a garanta că fiecare element este transferat între mulțimi de cel mult  $\log m$  ori. Mulțimile însăși trebuie să poată raporta valoarea minimă, deci vor avea un cost logaritm (de exemplu, cu `std::set`). Complexitatea totală este  $\mathcal{O}(n \log m + m \log^2 m)$ .

Puteți găsi o implementare foarte concisă (dar cam lentă) [aici](#). Ea stochează în seturi perechi  $(cost, id)$ : costul unei căi servește la găsirea costului minim, iar ID-ul servește la găsirea duplicatelor, pentru eliminarea lor. Eu am ales o modalitate diferită: am sortat căile de înlocuire după cost, astfel încît ID-urile mai mici să corespundă la costuri mai mici.

Iată încă un detaliu de folosire a `set`-urilor. O implementare naivă va insera sau șterge căi cu următorul cod:

```
if (s.count(id)) {
    s.erase(id);
} else {
    s.insert(id);
}
```

Totuși, acest cod face două căutări per operație: una pentru găsirea elementului și a doua pentru inserare sau ștergere, după caz. Dar se poate și cu o singură căutare! Funcția `insert`, dacă eșuează, returnează un iterator la elementul care a cauzat eșecul.

```
std::pair<set::iterator, bool> p = s.insert(id);
if (!p.second) {
    // Inserarea a eșuat, iar p.first pointează chiar la elementul-duplicat.
    s.erase(p.first);
}
```

### Soluția cu DFS exclusiv

Dacă vă amintiți, la problema [Tree and Queries](#) am discutat un DFS special care folosește o singură structură de date globală. DFS-ul garantează că fiecare nod  $u$  va avea acces, la un moment dat în timp, la structura de date care conține informații doar despre subarborele lui  $u$ .

Putem folosi acest algoritm și aici. Avem nevoie să includem/excludem noduri din structură, ceea ce presupune să includem/excludem căile care au un capăt în acele noduri. Așadar, avem nevoie de o structură de date cu operațiile:

1. Activează/dezactivează o poziție.
2. Returnează poziția minimă activă (sau o valoare specială dacă nu există poziții active).

Un AIB este suficient, cu căutare binară pentru (2). Ce complexitate are această soluție?

### Benchmarks

Testele sînt mici, deci nu prea concludente, dar iată rezultatele:

- Cu descompunere *heavy-light*: 30 ms, 7 MB.
- Cu *small-to-large*: 74 ms, 18 MB.
- Cu *small-to-large* exclusiv: 55 ms, 12 MB.

### 12.4.3 Problema Rafaela (Lot 2014)

[enunț](#) • [surse](#)



Ca observație preliminară, interogările pot fi reformulate astfel: dacă aș înrădăcina arborele în nodul  $u$ , care este populația maximă a unui subarbore al rădăcinii?

În practică vom fixa rădăcina în nodul 1. Fie  $S(u)$  populația subarborelui nodului  $u$ . Iau naștere două cazuri:

1. Răspunsul la interogare este  $S(1) - S(u)$  dacă populația maximă sosește pe muchia de la  $u$  la părinte. Desigur,  $S(1)$  este populația întregului arbore, care este trivial de întreținut.
2. Răspunsul la interogare este  $\max S(v)$ , unde  $v$  este un fiu al lui  $u$ .

### Soluție doar cu arbore de intervale

Pare natural să încercăm să menținem  $S(u)$  pentru toate nodurile. Când populația lui  $u$  se modifică cu  $\Delta$ , toți strămoșii lui  $u$  câștigă  $\Delta$  populație, deci parcurgem toate lanțurile de la  $u$  la rădăcină și adăugăm  $\Delta$  pe prefixele corespunzătoare ale acestor lanțuri.

Cum stabilim maximul pentru cazul (2) de mai sus? Este nevoie de puțin spirit de observație. Dacă insistăm să interogăm doar fiii lui  $u$ , aceștia sînt dispersați prin liniarizare. Dar este suficient să interogăm **tot subarboarele** lui  $u$ , fără  $u$  însuși. Nu avem cum să greșim, căci, dacă maximul s-ar afla într-un nepot sau strănepot al lui  $u$ , cu atît mai mult fiul din care provine acel nepot sau strănepot ar avea populație și mai mare. Așadar, aflăm subarboarele maxim cu o interogare pe intervalul  $[t_{in}[u] + 1, t_{out}[u]]$ .

Implementarea necesită doar un arbore de intervale cu adăugare pe interval și maxim pe interval.

### Soluție cu arbore de intervale + caz separat pentru fiul greu

Nu-mi place să dau doar soluții de idee. Pentru aceea există matematica. 😊 Iată și o soluție mai muncitorească.

Din nou, la actualizarea unui nod facem operații de adăugare pe interval pe toate lanțurile. Acum diferențiem cazul (2) în două subcazuri: Subarboarele cu populație maximă îl are fiul greu sau unul dintre fiii ușori. Ca să evităm confuzia, reamintesc că fiul greu este ales după numărul de noduri, care nu are neapărat și populația maximă.

Fiul greu îl putem interoga în  $\mathcal{O}(\log n)$ . Putem chiar să folosim doar un arbore Fenwick (AIB) cu actualizare pe interval și interogare punctuală.

Nu ne permitem să interogăm toți fiii ușori, dar este suficient să-l aflăm eficient pe cel mai populat. Cel mai „ciobănește”, fiecare nod poate menține un `std::multiset` cu mărimile subarborilor ușori (așadar nu și mărimea subarborelui greu). Atunci pentru a răspunde la interogări comparăm trei valori:

1. Părintele (populația totală minus populația nodului însuși).
2. Fiul greu.
3. Fiul ușor (maximul din `multiset`).

Ce implică actualizările în această structură? Partea frumoasă este că **nu** trebuie să actualizăm seturile nodurilor de pe fiecare lanț vizitat, căci acele lanțuri constau, prin definiție, din muchii grele. Trebuie actualizate doar nodurile-părinte ale fiecărui lanț, căci doar acele muchii sînt ușoare.

De amorul artei, putem folosi și o structură mai elegantă decît seturile STL. O parcurgere BFS este suficientă, căci în acea parcurgere fiii fiecărui nod devin vecini. Așadar, ne este suficient un arbore de intervale peste parcurgerea BFS, cu actualizare punctuală și interogare de maxim pe interval. Iată [o implementare](#).

Am observat că testele nu pedepsesc iterarea naivă prin fiii ușori. Am trimis și [o ultimă sursă](#) care ia 100p astfel.

### Soluție cu descompunere în radical

Includ și această soluție pentru familiarizarea cu astfel de alternative la HLD. Ea obține 70 de puncte.

Procesăm operațiile în blocuri de mărime circa  $\sqrt{q}$ . La începutul fiecărui bloc facem un DFS ca să calculăm  $S(u)$  pentru toate nodurile. Acum, pentru o interogare în nodul  $u$ , am dori să luăm maximum dintre valorile pentru fiii lui  $u$  ai căror arbori nu au suferit modificări (valori pe care le știm deja) și valorile fiilor modificați, aduse la zi. Similar, exteriorul subarborului lui  $u$  poate să fi suferit modificări.

Dacă avem 10 interogări într-un singur nod  $u$ , pe permitem să consultăm toți fiii lui  $u$  **o singură dată**. Asta face, de exemplu, DFS-ul, al cărui efort total este  $\mathcal{O}(n)$ . Nu ne permitem să iterăm prin toți fiii lui  $u$  pentru fiecare interogare, căci ajungem la  $\mathcal{O}(q \cdot n)$ , de exemplu pentru un arbore-stea cu toate interogările în centrul arborelui.

Observațiile-cheie sînt că există interogări despre cel mult  $\sqrt{q}$  noduri, iar pentru fiecare nod  $u$  cel mult  $\sqrt{q}$  dintre subarborii lui  $u$  au modificări.

Restul nu este trivial, dar sînt doar detalii de implementare care urmăresc să obțină:

1. Efort  $\mathcal{O}(n)$  la începutul blocului.
2. Vizitarea fiilor nemodificați ai lui  $u$  o singură dată per bloc  $\rightarrow$  efort total  $\mathcal{O}(n)$  per bloc.
3. Vizitarea fiilor modificați o dată per interogare  $\rightarrow$  efort  $\mathcal{O}(\sqrt{q})$  per interogare.

Dacă facem asta, obținem complexitatea totală  $\mathcal{O}((n + q)\sqrt{q})$ .

Distribuim actualizările din bloc în noduri. Colectăm actualizările din bloc și le sortăm după timpul DFS. Este important să avem în vedere că nu toate actualizările se aplică tuturor interogărilor. Depinde de ordinea lor cronologică dinaintea sortării. Din punct de vedere al unui nod  $u$ , actualizările vor fi:

- actualizări în afara subarborului lui  $u$ ;
- actualizări în  $u$  însuși;
- actualizări în primul fiu al lui  $u$ ;

- ...
- actualizări în ultimul fiu al lui  $u$ ;
- actualizări în afara subarborelui lui  $u$ .

Astfel putem afla trei cantități pentru fiecare interogare

1. modificările din afara subarborelui (spre părinte);
2. modificările pe cel mai populat fiu nemodificat;
3. modificările pe fiecare fiu modificat.

Calculăm aceste informații într-o singură trecere prin fiii lui  $u$ . Categoriile (1) și (2) cer efort  $\mathcal{O}(1)$ , iar categoria (3) cere efort  $\mathcal{O}(1)$  per interogare, căci trebuie să decidem dacă modificarea se aplică fiecărei interogări sau nu.

### 12.4.4 Problema Doi arbori (Lot 2024)

enunț • surse

Facem întâi o observație teoretică. Drumul cel mai scurt de la  $G_u$  la  $H_v$  este calea  $u - v$  plus un ocol dus-întors de la unul dintre nodurile de pe calea  $u - v$  la o frunză activă. Așadar problema se reduce la două subprobleme:

1. (simplă) Aflarea distanțelor între noduri.
2. (greă) Aflarea distanței minime de la orice drum de pe calea  $u - v$  la o frunză activă.

Facem și o altă observație: nodul 1 poate fi și el frunză (în sensul că poate avea grad 1). Dacă înrădăcinați arborele în nodul 1 ca toată lumea, aceasta poate fi o sursă de buguri. Pare totuși că testele nu acoperă acest caz.

#### Soluția cu HLD

Să înrădăcinăm arborele în 1 și să construim HLD. Acum fie o interogare  $(u, v)$  și fie  $w = LCA(u, v)$ . Prin definiție, orice cale în arbore întii urcă, apoi coboară (și urcușul și coborîșul pot avea lungime 0). De aceea, când căutăm calea spre cea mai apropiată frunză activă de orice nod de pe calea  $u - v$  este suficient să tratăm cazurile:

1. Pornim dintr-un nod de pe cale și coborîm pînă la frunză.
2. Pornim din  $w$ , urcăm și apoi coborîm.

Vom stoca pe lanțuri informații care să ne permită să tratăm aceste două cazuri.

#### Cazul I: Drumul spre frunză coboară

Să considerăm unul dintre lanțurile vizitate pe calea  $(u - w)$ . Din acest lanț vom interoga o porțiune  $[x, y]$ .  $x$  este fie capătul de sus al lanțului, fie  $w$ .  $y$  este fie  $u$ , fie nodul în care se ancorează lanțul vizitat anterior.

Dacă drumul spre o frunză pornește chiar din  $y$ , atunci ne-ar ajuta să aflăm rapid adîncimea minimă a unei frunze active din subarboarele lui  $y$ . Știm să facem asta cu un arbore de intervale  $S_1$

cu actualizări punctuale și interogări de minim. La activarea unei frunze, notăm chiar adâncimea frunzei pe poziția corespunzătoare în liniarizare. La dezactivarea frunzei, notăm  $\infty$ . Putem afla adâncimea minimă a unei frunze din subarborele lui  $y$  cu o interogare în  $S_1$  pe intervalul subîntins de  $y$ . Distanța pînă la frunza  $f$  este diferența de adâncimi dintre  $f$  și  $y$ .

Dacă drumul spre frunză pornește de undeva dintr-un nod-ancoră  $a \in [x, y)$ , atunci distanța pînă la frunză este diferența de adâncimi dintre frunză și  $a$ . Desigur, nu vrem să interogăm fiecare nod din  $[x, y)$ , dar facem următoarea observație. O frunză de adâncime 30 ancorată într-un nod de adâncime 20 are aceeași distanță (10) ca și o frunză de adâncime 31 ancorată într-un nod de adâncime 21. De aceea, menținem un al doilea arbore de intervale  $S_2$  care stochează pentru un nod  $u$  **diferența** dintre adâncimea oricărei frunze din subarborele lui  $u$  și adâncimea lui  $u$ .

### Cazul II: Drumul spre frunză urcă din $w$

Vom urca pe lanțuri pînă la rădăcină. Din nou, fie  $[x, y]$  porțiunea din lanțul curent pe care o interogăm.

Dacă drumul spre frunză pornește chiar din  $y$ , atunci ne interesează chiar adâncimea frunzei, iar din lanțul  $w - y -$  frunză aflăm imediat distanța de la calea  $u - v$  la frunză. Arborele de intervale  $S_1$  este util și aici.

Dacă drumul spre frunza  $f$  pornește dintr-un nod-ancoră  $a \in [x, y)$ , atunci distanța totală de la calea  $u - v$  la  $f$  este (notînd cu  $d(u)$  adâncimea nodului  $u$ ):

$$[d(w) - d(a)] + [d(f) - d(a)] = d(w) + [d(f) - 2 \cdot d(a)]$$

De aceea, avem nevoie de un al treilea arbore de intervale,  $S_3$ , care stochează pentru un nod  $u$  diferența dintre adâncimea oricărei frunze din subarborele lui  $u$  și **dublul** adâncimii lui  $u$ .

### Detaliu (esențial)

La schimbarea stării unei frunze  $f$  vom recalcula în arborii de intervale valorile următoarelor noduri:

- frunza  $f$ ;
- nodul în care se ancorează lanțul frunzei;
- nodul în care se ancorează lanțul anterior;
- etc.

Remarcăm, în particular, că frunza  $f$  nu notifică alți strămoși de pe propriul ei lanț. Fie  $x$  un astfel de strămoș. Se poate întîmpla următorul scenariu:

- Frunza  $f$  este activată.
- O altă frunză  $f'$  din subarborele lui  $x$  este activată.
- $f'$  declanșează actualizarea lui  $x$ , care va include și informații despre  $f$ .
- Frunza  $f$  este deactivată.
- $x$  nu mai află niciodată despre dezactivarea lui  $f$ .

Soluția este ca, la propagarea în sus a unei modificări, să interogăm în  $S_1$  **doar subarborele light al unui nod**. Ce modificare este necesară ca să putem identifica intervalul corespunzător din liniarizare?

### Soluția cu descompunere în radical

Menționez foarte pe scurt și o soluție în  $\mathcal{O}((n+q) \log q)$ . Ea nu trece testele mari. Dar, în general, soluțiile cu descompunere în radical sînt o alternativă viabilă și posibil mai ușor de înțeles. Iar matematic  $\sqrt{n}$  nu este departe de  $\log^2 n$  pe plaja de valori pentru  $n$  din problemele obișnuite.

Precalculăm liniarizarea Euler cu repetiție a arborelui, peste care construim tabela rară de RMQ. Astfel putem răspunde la interogări de LCA în  $\mathcal{O}(1)$  (avem nevoie de  $\mathcal{O}(1)$  deoarece vom face  $\mathcal{O}(q\sqrt{q})$  astfel de interogări).

Precalculăm *binary lifting*, preferabil varianta cu doar doi pointeri. Astfel vom putea calcula în  $\mathcal{O}(\log n)$  o anumită informație pe căi.

Procesăm interogările în blocuri de mărime  $\sqrt{q}$ . Clasificăm frunzele active în două categorii:

1. Frunze safe: frunze active pe durata întregului bloc.
2. Frunze unsafe: frunze active pe porțiuni din bloc.

La începutul fiecărui bloc, facem următoarea preprocesare în  $\mathcal{O}(n)$ :

1. Clasifică frunzele active în *safe* și *unsafe*.
2. Calculează distanța minimă de la fiecare nod la o frunză *safe*. Este suficient un BFS multi-sursă.
3. Pentru fiecare pointer de salt, calculează distanța minimă de la orice nod acoperit de salt la o frunză *safe*. Este suficient un DFS.

Efortul total pentru preprocesări este  $\mathcal{O}(n\sqrt{q})$ . Procesăm operațiile din bloc și ținem evidența mulțimii de frunze *unsafe*. Pentru o interogare  $(u, v)$ , răspunsul va fi minimul dintre

1. Distanța minimă de la cale la o frunză *safe*, calculată în  $\mathcal{O}(\log n)$  cu *jump pointers*.
2. Pentru fiecare frunză *unsafe*  $f$ , distanța  $d(u, f) + d(f, v)$ .

Deoarece fiecare dintre cele  $q$  interogări poate consulta  $\mathcal{O}(\sqrt{q})$  frunze *unsafe*, efortul total este  $\mathcal{O}(q \log q)$  pentru interogări.

### Momentul de inginerie: măsurarea timpului

Pentru soluția cu descompunere în radical, nu am reușit să reduc timpul de rulare sub 4-5 secunde pe testele mari. Nevenindu-mi să cred că poate fi nevoie de atît de mult timp, am măsurat numărul de apeluri la diverse funcții și timpul petrecut în ele. Las aici codul pe care l-am folosit, în caz că îl ajută pe inginerul din voi.

```
#include <sys/time.h>
```

```
long long t0, t_total, cnt;

void start_clock() {
    timeval tv;
    gettimeofday(&tv, NULL);
    t0 = 1'000'000LL * tv.tv_sec + tv.tv_usec;
}

void stop_clock() {
    timeval tv;

    gettimeofday(&tv, NULL);
    long long t = 1'000'000LL * tv.tv_sec + tv.tv_usec;
    t_total += t - t0;
}

int preprocess_block(int start) {
    cnt++;
    start_clock();    // <-----
    int end = classify_leaves(start);
    bfs_from_safe_leaves();
    jdist_dfs(1);
    stop_clock();    // <-----

    return end;
}

int main() {
    ...
    fprintf(stderr, "Time: %0.6lf cnt: %lld\n", t_total * 0.000001, cnt);
}
```

### 12.4.5 Problema Query on a Tree VI (CodeChef)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema are un enunț simplu și elegant, dar este foarte laborioasă.

Am „trișat” un pic la rezolvare, căci știam că este problemă de HLD și mi-am pus întrebarea: HLD ne ajută să facem operații pe căi, deci cum aș folosi-o la o problemă despre subarbori? Așa am ajuns la o soluție parțială.

Definim **domeniul unui nod**  $u$  ca fiind mulțimea de noduri din subarboarele lui  $u$ , de aceeași culoare cu  $u$ , și legate de  $u$  prin noduri de aceeași culoare. Fie  $S(u)$  = mărimea domeniului lui  $u$ . Atunci, ca să răspundem la o interogare despre  $u$ , urcăm din  $u$  cât timp se poate, mergînd pe noduri de aceeași culoare. Fie  $w$  ultimul nod atins. Răspunsul este  $S(w)$ .

Dacă folosim HLD, îl putem găsi pe  $w$  dacă menținem pe fiecare lanț un AIB de culori (0/1) cu suport pentru căutare binară.

Treburile se complică la actualizare. Când un nod  $u$  își schimbă culoarea, schimbările necesare sînt:

1. Toți strămoșii consecutivi care au vechea culoare a lui  $u$  pierd  $S(u)$  din domeniu.
2. Recalculăm  $S(u)$ .
3. Toți strămoșii consecutivi care au noua culoare a lui  $u$  cîștigă  $S(u)$  la domeniu.

Operațiile (1) și (3) sînt operații de adăugare / scădere pe interval. Dar nu am reușit să implementez eficient operația (2). Astfel ajungem la soluția oficială. Menținem pentru fiecare nod **două valori**:

1.  $S_B(u)$  = mărimea domeniului lui  $u$  dacă  $u$  ar fi negru.
2.  $S_W(u)$  = mărimea domeniului lui  $u$  dacă  $u$  ar fi alb.

Actualizarea acestor valori presupune niște cazuri particulare. De exemplu, dacă un nod  $u$  devine alb, atunci toți strămoșii săi negri, **dar și primul strămoș alb**, pierd  $S_B(u)$  din  $S_B(w)$ .

### Temă de gîndire: „Aint pe timp”

Am implementat și o [altă soluție](#) bazată pe metoda TODO:referință-internă ștergerii dintr-o structură care nu admite (ușor) ștergeri, cu un arbore de intervale indexat după timp. Problema fiind una de conectivitate online, ideea mi s-a părut bună. Dar am făcut o greșală copilărească: aici nu activăm și dezactivăm muchii, ci noduri. Deci o operație poate cauza  $\mathcal{O}(n)$  operații în pădurea de mulțimi disjuncte. Sursa mea ia TLE pe teste adversariale.

Nu știu dacă putem reduce complexitatea. Voi ce credeți?

## 12.4.6 Problema Adă caii (Lot 2025)

[enunț](#) • [sursă](#)

Să pornim de la o descompunere *heavy-light* tradițională. Nu ne batem prea mult capul cu operația de interogare. Aceea este punctuală, deci probabil că orice structură vom construi peste lanțuri vom putea să aflăm o valoare punctuală. În schimb, să analizăm migrația spre un nod  $u$ . Observăm că:

1. Pe un lanț  $L$  aflat între  $u$  și rădăcină, caii migrează către nodul în care calea către  $u$  se desprinde din  $L$ .
2. Pe alte lanțuri, caii migrează în sus.
3. Caii pot sări de pe un lanț pe altul.

De exemplu, în figura [12.2](#), migrația către nodul 28 (albastru-deschis) înseamnă că:

1. Pe lanțul roșu 1-30, caii migrează către nodul 20.
2. Caii din nodul 20 coboară pe lanțul violet în nodul 32.
3. Pe lanțul violet 32-19 caii migrează către nodul 14.
4. Caii din nodul 14 coboară pe lanțul albastru deschis în nodul 38.
5. Pe alte lanțuri, caii migrează în sus.

6. Caii aflați în nodurile din vârful altor lanțuri migrează pe lanțul-părinte.

Așadar, pe fiecare lanț dorim să stocăm o structură de date care implementează rezonabil de eficient operațiile:

1. Migrează toate valorile spre stînga (spre rădăcină).
2. Migrează toate valorile spre o poziție din structură.
3. Citește / modifică o poziție.

Operațiile (1) și (3) sînt ușor de implementat în  $\mathcal{O}(1)$  cu un buffer circular pe fiecare lanț. Am ales să stochez aceste buffere într-un singur vector global, separat de nodurile arborelui.

În schimb, operația (2) pare a fi  $\mathcal{O}(\text{lungime\_lanț})$ . De aceea, vom pune o limită de  $\mathcal{O}(\sqrt{n})$  pe lungimea oricărui lanț. Dacă un lanț ar fi, în mod natural, mai lung de atît, după primele  $\mathcal{O}(\sqrt{n})$  noduri vom forța începerea unui lanț nou. Aceasta va cauza apariția mai multor lanțuri, dar nu multe.

Cu această modificare, și pentru o optimizare posibil valoroasă, vom implementa (2) copiind naiv jumătatea mai scurtă a vectorului și shiftînd-o pe cea mai lungă conform bufferului circular.

În plus, ținem evidența lanțurilor nevide, deoarece doar pe acelea avem de implementat operația (1). Pot exista  $\mathcal{O}(n)$  lanțuri, de exemplu într-un arbore stea, dar pare imposibil să menținem populații de cai pe  $\mathcal{O}(n)$  lanțuri. Cu fiecare operație de migrare, unele populații de cai se vor ciocni și se vor însuma.

Sînt 99% sigur că acest algoritm este eficient, dar demonstrația este alunecoasă. Intuiția mea îmi spune astfel. Temerea noastră este că poate exista o migrație (sau mai multe) care să necesite efort  $\mathcal{O}(n)$ . Aceasta s-ar putea întîmpla dacă există  $\mathcal{O}(\sqrt{n})$  lanțuri pe calea de la  $u$  la rădăcină (datorită limitei de lungime), iar pe fiecare lanț este nevoie să facem operația (2) și să copiem naiv  $\mathcal{O}(\sqrt{n})$  elemente.

Dar, dacă drumul de la  $u$  la rădăcină include vreun lanț complet, pe acela nu vom face efort  $\mathcal{O}(\text{lungime})$ , ci doar  $\mathcal{O}(1)$ , deoarece migrația în acel lanț va fi doar în jos, spre  $u$ ! De exemplu, în figura 12.2, pentru  $u = 30$  elementele de pe lanțul roșu migrează doar în jos.

De aceea, un caz adversarial ar fi o cale de la  $u$  la rădăcină care, ori de cîte ori schimbă lanțul, se „înteapă” undeva la jumătatea noului lanț. Or acest lucru este imposibil datorită modului în care funcționează descompunerea *heavy-light*. Din punct de vedere al nodului de înțepare, lanțul ar prefera să continue pe calea spre  $u$ , dacă aceasta este destul de lungă. Așadar, dacă am avea  $\mathcal{O}(\sqrt{n})$  lanțuri, toate de lungime  $\mathcal{O}(\sqrt{n})$ , numărul total de noduri de pe acea cale ar deveni  $\mathcal{O}(n)$  și majoritatea lanțurilor s-ar înțepa în capătul de jos al lanțului anterior.



# Capitolul 13

## Descompunere în centroizi

Încheiem studiul arborilor cu tehnica descompunerii în centroizi. Ea ne permite să rezolvăm probleme rezistente la alte abordări.

Ca și descompunerea *heavy-light*, descompunerea în centroizi este o unealtă avansată. Este bine să o știți, căci uneori nu găsim o soluție mai elementară. Dar problemele de ONI și Baraj ONI se pot rezolva și cu tehnici mai simple.

### 13.1 Definiție

Fiind dat un arbore cu  $n$  noduri, un **centroid** este un nod al arborelui cu proprietatea că, dacă îl eliminăm, atunci toți arborii rezultați au cel mult  $\lfloor n/2 \rfloor$  noduri.

Centroidul este un centru de masă, definit în funcție de greutatea subarborilor (ca număr de noduri). A nu se confunda cu **centrul**, care este definit în funcție de distanțe (el minimizează distanța maximă pînă la alt nod).

### 13.2 Proprietăți

Orice arbore are un singur centroid sau doi centroizi adiacenți. Pentru demonstrație, să considerăm figura următoare.

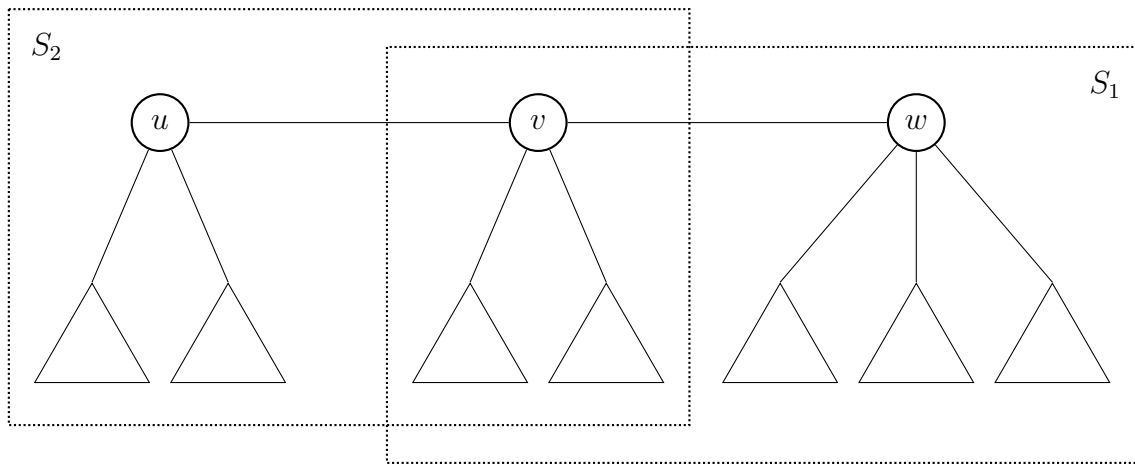


Figura 13.1: Un arbore ipotetic cu doi centroizi aflați la distanță 2.

Să presupunem că  $u$  și  $w$  ar fi centroizi aflați la distanță 2. Din punctul de vedere al lui  $u$ , subarborul  $S_1$  are cel mult  $\lfloor n/2 \rfloor$  noduri. Din punctul de vedere al lui  $w$ , subarborul  $S_2$  are, de asemenea, cel mult  $\lfloor n/2 \rfloor$  noduri. Rezultă că

$$|S_1| + |S_2| \leq n$$

Dar acest lucru este imposibil, căci în mod evident  $S_1$  și  $S_2$  acoperă întreg arborele, iar nodul  $v$  (și orice eventuali subarbori ai săi) sînt acoperiți de două ori. Deci  $|S_1| + |S_2| \geq n + 1$ .

Așadar, dacă există mai mulți centroizi, atunci ei sînt adiacenți. Dar într-un arbore nu putem amplasa mai mult două noduri astfel încît oricare două să fie adiacente. Deci există cel mult doi centroizi.

### 13.3 Găsirea unui centroid

După cum vom vedea în problema [Finding a Centroid](#), algoritmul de găsire a unui centroid este simplu. Facem un DFS pentru calculul mărimilor subarborilor. Apoi, pornind din rădăcină, căutăm succesiv fii cu mai mult de  $n/2$  noduri și coborîm în ei pînă cînd nu mai găsim niciunul. Complexitatea este  $\mathcal{O}(n)$ .

### 13.4 Descompunerea în centroizi

Descompunerea în centroizi repetă de mai multe ori următoarea procedură:

1. Găsește un centroid pentru subarborul curent.
2. Colectează informații din subarborul curent care ajută la rezolvarea problemei. Probabil folosește unul sau mai multe DFS-uri pornind din centroid.
3. Elimină centroidul.
4. Reapelează recursiv algoritmul pentru subarborii disjuncți care iau naștere.

5. Cazul de bază este un subarbore cu un singur nod. Nodul este centroid.

Iată un exemplu în care descompunerea în centroizi necesită cinci niveluri de adâncime.

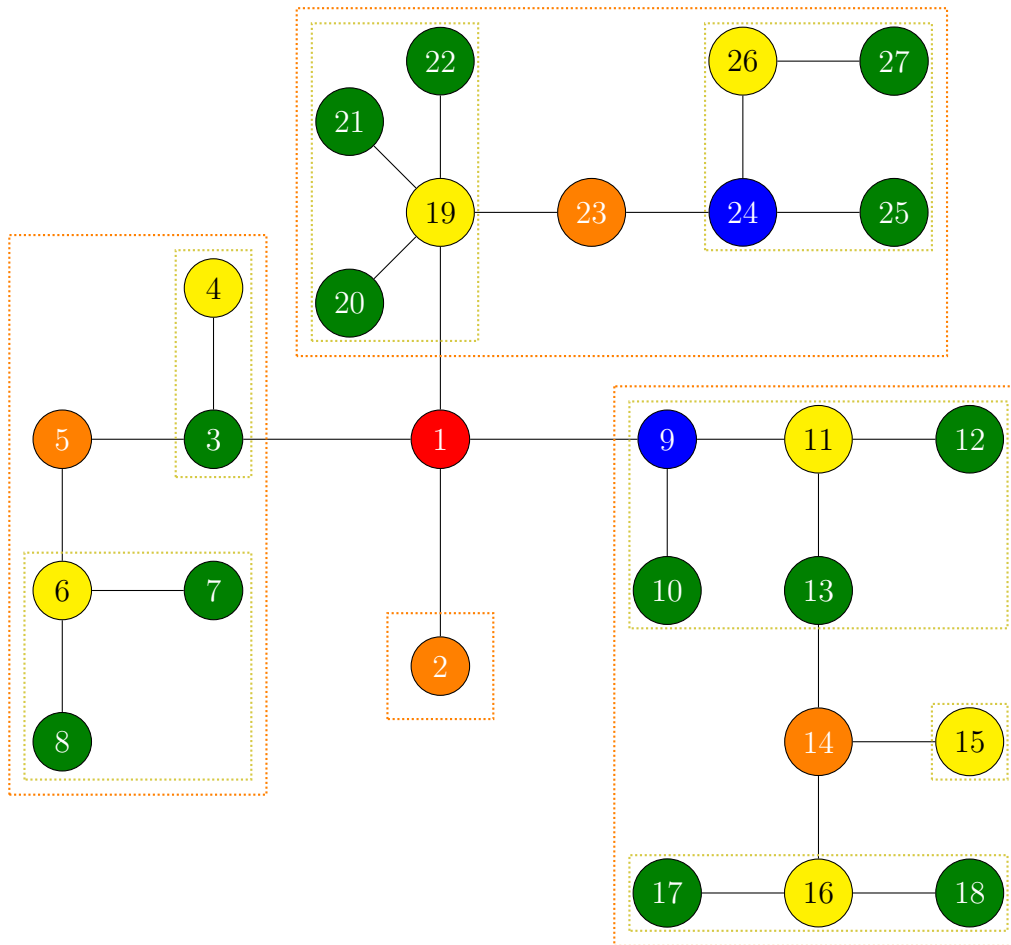


Figura 13.2: Un arbore descompus în centroizi. Nodul 1 (roșu) este centroid de nivelul 1. Pentru subarborii rezultați prin eliminarea lui 1, nodurile portocalii sînt centroizi de nivelul 2. Nodurile galbene, verzi și albastre sînt centroizi de nivelurile 3, 4 și respectiv 5.

Această abordare are avantajul că fiecare nod face parte din cel mult  $\lceil \log n \rceil$  descompuneri. De exemplu, nodul 8 face parte din:

- Arborele inițial (cu centroidul 1).
- Arborele cu centroidul 5 (chenar portocaliu).
- Arborele cu centroidul 6 (chenar galben).
- Arborele constînd doar din nodul 8, cu centroidul 8.

De aceea, o implementare care face efort  $\mathcal{O}(\text{mărire\_subarbore})$  în fiecare subarbore, cum ar fi de exemplu un DFS, va ajunge la o complexitate totală de  $\mathcal{O}(n \log n)$ .

**Atenție!** Efortul trebuie să depindă de mărimea subarborelui, **nu** de  $n$ . Fiecare nod va deveni centroid la un nivel mai mare sau mai mic de fărîmîțare. Așadar, dacă orice bucată din cod face efort  $\mathcal{O}(n)$  per nod, atunci complexitatea totală va deveni  $\mathcal{O}(n^2)$ . Uneori această condiție

necesită un efort conștient, de exemplu la dimensionarea, inițializarea și ștergerea structurilor de date pentru subarboarele curent.

Dacă efortul într-un subarboare este mai mare decât liniar, atunci descompunerea în centroizi adaugă un factor logaritm. De exemplu, dacă efortul într-un subarboare de mărime  $k$  este  $\mathcal{O}(k \log k)$ , atunci complexitatea totală devine  $\mathcal{O}(n \log^2 n)$ . Pentru detalii, vedeți [Master Theorem](#), cazul 2.

Descompunerea în centroizi ne spune „este OK să apelezi un DFS din fiecare nod”. Desigur, ce face acel DFS depinde de la problemă la problemă. Dar ocazional putem scrie algoritmi relativ naivi (plus șablonul de cod pentru descompunere) și totuși să obținem complexitate  $\mathcal{O}(n \log n)$ .

## 13.5 Probleme

### 13.5.1 Problema Finding A Centroid (CSES)

[enunț](#) • [surse](#)

Nu este foarte mult de spus, problema este directă. Reținem șablonul util pentru toate problemele de descompunere în centroizi:

1. DFS-ul inițial dintr-un nod oarecare, cu aflarea mărimumii subarborilor.
2. Caută un fiu greu al nodului curent.
3. Dacă există un fiu greu, coboară în el și mergi la pasul anterior.
4. Ultimul nod găsit este centroidul.

Există două implementări. Cea recursivă (la coadă) combină pașii (2) și (3) într-o singură funcție. Odată identificat fiul greu, reapelăm căutarea centroidului din acel fiu. Implementarea iterativă separă pașii (2) și (3) și rezolvă pasul (3) cu un [while](#).

### 13.5.2 Problema Mystery Tree (CodeChef)

[enunț](#) • [sursă](#)

Iată o problemă simpatică, interactivă. Se dă un arbore cu  $n \leq 200\,000$  de noduri, cu valori în noduri. Structura arborelui este cunoscută, dar valorile nu. Trebuie să găsim un maxim local: un nod cu valoarea mai mare sau egală cu valorile tuturor vecinilor săi. Putem pune cel mult 20 de întrebări de forma „Este  $u$  un maxim local?”. Interactorul ne răspunde cu -1 dacă am găsit un maxim local sau, în caz contrar, cu un nod  $v$  cu valoare strict mai mică decât a lui  $u$ .

Cum am rezolva problema pe un vector?

Pentru generalizarea pe arbore, trebuie să punem fiecare întrebare despre un nod care reduce problema la jumătate sau mai puțin. Acesta este exact centroidul subproblemei curente.

Ca implementare, aici putem vedea cum ștergem un nod. Nu modificăm listele de adiacență, ci doar îl marcăm ca fiind șters.

Din păcate, la această problemă nu putem trimite surse. Dar am încredere în corectitudinea soluției mele!

### 13.5.3 Problema Ciel the Commander (Codeforces)

[enunț](#) • [surse](#)

#### Soluția cu descompunere în centroizi

Problema se reduce absolut elementar la decompunerea în centroizi. În centroidul întregului arbore scriem  $A$ , în centroizii de nivel 2 scriem  $B$  etc. Alfabetul este suficient deoarece  $\lceil \log_2 100\,000 \rceil = 17$ .

#### Soluție cu un singur DFS și măști de biți

Putem folosi și următoarea abordare *greedy*. În frunze scriem  $Z$ , căci nu avem niciun motiv să nu facem asta. În părinții frunzelor putem scrie  $Y$ . Complicațiile apar când un nod are un fiu  $Y$  și un fiu  $Z$ . Ce facem în cazul general?

Să introducem noțiunea de **vizibilitate**. Spunem că o literă  $X$  este **vizibilă** dintr-un nod  $u$  dacă există o apariție a lui  $X$  undeva în subarborele lui  $u$  care să nu fie **mascată** de o literă mai mică decât  $X$  pe calea pînă la  $u$ .

Ideea centrală este că o literă mai mică maschează toate literele mai mari din subarbore, care nu mai necesită alte acțiuni.

Atunci am putea pune în  $u$  cea mai mare literă care satisface două condiții:

1. Trebuie să fie mai mică decât orice literă care este vizibilă din doi fii diferiți ai lui  $u$ , deoarece trebuie să separăm cele două apariții.
2. Trebuie să fie diferită de orice literă vizibilă din  $u$ .

Odată ce ia această decizie,  $u$  returnează la părinte mulțimea de litere vizibile. Putem folosi măști de biți și operații de aflare a LSB pentru a obține o soluție în  $\mathcal{O}(n)$ .

### 13.5.4 Problema Fixed-Length Paths I (CSES) (din nou)

[enunț](#) • [sursă](#)

Ne reîntîlnim cu această problemă, pe care [am rezolvat-o](#) cu tehnica *small-to-large*. În lipsa acelei idei, descompunerea în centroizi ne poate da o idee mai directă.

O cale de lungime  $k$  (și orice cale în general) fie trece prin centroidul arborelui, fie este conținută complet într-unul dintre subarbori. Deci putem însuma răspunsurile întrebărilor, pentru fiecare centroid, „Cîte căi de lungime  $k$  trec prin tine?”.

Iar răspunsul la această întrebare este comparativ mai simplu decât tehnica *small-to-large*. Facem un DFS din centroid. Fiecare fiu al centroidului raportează distribuția pe adîncimi a nodurilor

din subarborele său. Părintele (centroidul) combină aceste informații. Putem face asta în diverse feluri, dar esența este: un nod aflat la adâncime  $d$  formează căi de lungime  $k$  cu toate nodurile aflate la adâncime  $k - d$  în fiii centroidului vizitați anterior.

Această implementare este de peste 2 ori mai lentă decât implementarea cu *small-to-large*.

Întrebare despre cod: care este rostul variabilei `max_depth`?

### 13.5.5 Problema Xenia and Tree (Codeforces)

[enunț](#) • [surse](#)

#### Soluția cu descompunere în radical

Menționăm sumar și această soluție, ca să fiți mereu alerți la posibilitățile de rezolvare. Este o soluție lunguță, dar nu grea. Soluția seamănă mult cu cea de la [Doi arbori](#) și este mai simplă decât aceea.

Procesăm operațiile în blocuri de circa  $\sqrt{q}$ . La începutul unui bloc facem o parcurgere BFS din toate nodurile roșii. Acesta ne va oferi pentru fiecare nod  $u$  o cantitate  $d[u]$  care reprezintă distanța minimă de la  $u$  pînă la orice nod roșu.

Acum, răspunsul la o interogare din acel bloc va fi minimul dintre  $d[u]$  și distanța de la  $u$  pînă la orice nod colorat în roșu cîndva în blocul curent. Dar în blocul curent colorăm în roșu cel mult  $\sqrt{q}$  noduri, deci putem răspunde la interogări calculînd cel mult  $\sqrt{q}$  distanțe.

Pentru a obține timp  $\mathcal{O}(\sqrt{q})$  per interogare, este necesar să putem calcula distanțe în  $\mathcal{O}(1)$ , ceea ce se reduce la a calcula LCA în  $\mathcal{O}(1)$ . Vom folosi structura cu care ne-am mai întîlnit: o parcurgere Euler peste care construim tabela rară de RMQ.

Soluția se încadrează lejer în timp (sub 1s pe limită de timp de 5s).

#### Soluția cu descompunere în centroizi

Și acum, la subiectul zilei! Calea de la un nod  $u$  la orice nod roșu (sau, în general, orice alt nod) va fi cuprinsă complet într-un subarbor centroid: în cel mai rău caz subarborele centroid al nodului 1 (care este întregul arbore), dar posibil într-un subarbor mai mic.

Prin natura ei, descompunerea în centroizi garantează că orice nod  $u$  face parte din cel mult  $\log n$  subarbori centroizi sau, echivalent, are cel mult  $\log n$  strămoși centroizi. Și atunci, la o interogare, am putea să-i verificăm pe toți acești strămoși. Așadar, pentru interogarea  $u$  și pentru fiecare  $v$  strămoș centroid al lui  $v$ , ne întrebăm:

1. Care este distanța de la  $u$  la  $v$ ?
2. Care este distanța de la  $v$  pînă la orice nod roșu din subarborele centroid al lui  $v$ ?

Partea frumoasă este că putem accesa aceste distanțe în  $\mathcal{O}(1)$  fără *binary lifting*, LCA, RMQ sau alte structuri suplimentare. Reamintiți-vă că **ne permitem cîte un DFS din fiecare**

**centroid.** Într-un astfel de DFS dintr-un centroid de nivel  $k$  vom calcula distanțele de la fiecare nod din subarboarele centroidului până la centroid. Facem această preprocesare înainte de a procesa interogările.

Memoria necesară pentru aceste informații este  $\mathcal{O}(n \log n)$ .

Ce implică actualizările? La colorarea unui nod  $u$ , toți strămoșii centroizi ai lui  $u$  trebuie notificați că în subarboarele lor a apărut un nod roșu. Fiecare strămoș  $v$  își reține distanța până la cel mai apropiat nod roșu din subarboarele său și și-o minimizează cu distanța  $u - v$  (pe care  $u$  o cunoaște din DFS-urile de preprocesare).

Complexitatea provine din:

1. Descompunerea în centroizi, care știm că este  $\mathcal{O}(n \log n)$ .
2. Procesarea celor  $q$  operații. Colorările și interogările presupun modificarea sau consultarea unui vector de  $\log n$  elemente.

Rezultă o complexitate totală de  $\mathcal{O}((n + q) \log n)$ . Cum este și de așteptat, sursa este de peste două ori mai rapidă decât cea bazată pe descompunere în radical.

### 13.5.6 Problema Flareon (Lot 2017)

[enunț](#) • [sursă](#)

Să presupunem că ne-a venit deja ideea să folosim descompunerea în centroizi. 🐱 Să considerăm o flăcărie care pornește dintr-un nod  $u$ . Fie  $c_1, c_2, \dots, c_k$  strămoșii centroizi ai nodului  $u$ , unde  $c_1$  este rădăcina arborelui (nodul 1 în majoritatea implementărilor), iar  $c_k$  este chiar nodul  $u$ . Vom contabiliza separat contribuția flăcării pe căi care trec prin  $c_1$ , pe căi care trec prin  $c_2$  fără să ajungă la  $c_1$  etc.

Deci vom încerca o soluție în doi pași. Fie  $r$  rădăcina (centroidul) subarboarelui curent.

1. Colectăm în  $r$  lista de flăcări care provin din subarboarele lui  $r$ . Pentru fiecare flăcărie ne interesează puterea cu care ajunge în rădăcină.
2. Propagăm această listă de flăcări în tot subarboarele. Nu avem voie să propagăm o flăcărie în subarboarele din care provine.

Notînd cu  $s$  mărimea subarboarelui curent, este important ca ambii pași să funcționeze în  $\mathcal{O}(s)$ . În particular, nu putem colecta flăcările într-o listă, ci trebuie să le compactăm cumva într-o structură de mărime cel mult  $s$ .

#### Reprezentarea flăcărilor

Ideea compactării este următoarea. Dacă dintr-un nod pornesc 3 flăcări de mărime 2, 5 și 10, le putem unifica într-o singură flăcărie de mărime 17, a cărei putere scade cu 3 la fiecare muchie parcursă. Așadar, reținem doar suma puterilor și numărul de flăcări. La fiecare deplasare, suma puterilor scade cu numărul de flăcări.

Aceasta funcționează... o vreme. În primul nod avem putere 17, în următorul 14 ( $= 1 + 4 + 9$ ), iar în următorul 11 ( $= 0 + 3 + 8$ ). Dar aici flacăra mică se stinge, iar puterea trebuie să continue să scadă doar cu 2. Următoarea putere este 9 ( $= 2 + 7$ ).

Totuși, sîntem pe calea bună. Putem grupa flăcările după putere. Să spunem că în rădăcina  $r$  am acumulat  $f[p]$  flăcări de putere  $p$ , unde  $p \geq 1$ . Atunci cînd propagăm aceste flăcări în subarbore, la un nod de la adîncimea  $d$  trebuie însumate doar flăcările cu  $p \geq d$ . Cînd reapelăm DFS-ul pentru un fiu, ne aflăm la adîncime  $d + 1$ , deci le scădem din numărul total de flăcări pe cele  $f[d]$  care s-au stins.

Remarcăm că puterile pot fi mari (problema nu specifică, dar ele se apropie de  $10^9$ ). Nu putem stoca un vector atît de mare, dar nici nu este nevoie. Față de abordarea inițială (doar cu numărul de flăcări și numărul puterilor), ne interesează și frecvențele **doar pentru flăcările care se vor stinge cîndva**. Flăcările care au o putere mai mare sau egală cu  $s$  nu se vor stinge în acest subarbore.

Recapitulînd, informațiile necesare în rădăcină sînt (1) numărul de flăcări, (2) suma puterilor acestora și (3) distribuția pe frecvențe a flăcărilor de putere mai mică decît  $s$ .

### Evitarea propagării în același fiu

Cum spuneam, o flăcără nu trebuie propagată din  $r$  înspre același fiu din care flacăra a ajuns în  $r$ . Văd două abordări aici.

Una este să stocăm informații despre fiecare fiu în parte: ce flăcări ajung acolo și cu ce puteri rămase? Cînd propagăm flăcările printr-un fiu  $u$ , calculăm în fiecare nod diferența dintre informațiile din  $r$  și  $u$ .

Dintr-o [sursă](#) de pe Kilonova am învățat și o altă abordare elegantă.

1. Inițial contabilizăm toate flăcările cu semnul „+”.
2. Înainte de propagarea flăcărilor într-un fiu, facem un DFS ca să contabilizăm flăcările din acel fiu cu semnul „-”.
3. După terminarea propagării, apelăm același DFS ca să contabilizăm flăcările din acel fiu, de data aceasta cu semnul „+”.

Din păcate, incluzînd și DFS-ul pentru găsirea centroidului, ajungem la 5 DFS-uri din fiecare centroid. Este o constantă măricică.

### Idee de implementare: ștergerea nodurilor

Tocmai fiindcă codul include multiple DFS-uri, mi-am dat seama că „tîrăsc” după mine peste tot condiția `!nd[u].dead` prin tot codul. Astfel mi-a venit ideea: nu este mai scurt/rapid/clar să ștergem efectiv nodul?

Mai scurt nu este, căci la ștergerea lui  $u$  trebuie consultate toate listele de adiacență ale vecinilor lui  $u$  și șterse aparițiile lui  $u$  din acele liste. Deci codul se lungeste cu 10-15 linii.



Mai rapid... discutabil. A doua sursă a mea este mai rapidă cu 14%, dar poate fi și un dram de noroc acolo. Eliminarea unui nod face totuși un efort proporțional cu suma gradelor vecinilor. Paradoxal, am optimizat codul ca să fac eliminarea în  $\mathcal{O}(1)$  per muchie ștearsă și a devenit mai lent.

Dar aș argumenta că codul devine mai clar. Efectiv, arborele devine o pădure prin fărâmițare, iar subarborii nu au cunoștință unul de celălalt. Listele de adiacență nu mai sînt poluate de gunoaie.

Rămîne la alegerea voastră ce variantă folosiți.

### 13.5.7 Problema Digit Tree (Codeforces)

[enunț](#) • [surse](#)

Problema amintește puțin de [Fixed Length Paths I](#), doar că nu trebuie să numărăm căile de o anumită lungime, ci pe cele care, citite ca număr zecimal, sînt divizibile cu  $M$ .

Din nou, vom arăta cum să rezolvăm problema pentru o rădăcină fixată, iar descompunerea în centroizi va face restul pentru noi.

#### Căi în sus și în jos

Cum procesăm o cale care trece prin rădăcină? Pare natural să o spargem în:

- calea care urcă pînă la rădăcină, care dă restul  $r_1$  modulo  $M$ ;
- calea care coboară din rădăcină, de lungime  $d$  muchii, care dă restul  $r_2$  modulo  $M$ .

Întreaga cale va avea atunci restul  $r_1 \cdot 10^d + r_2 \pmod{M}$ . Dacă dorim ca acest rest să fie 0, atunci putem scrie

$$r_1 = (-r_2) \cdot 10^{-d}$$

Deci, pentru fiecare nod  $u$ , calculăm restul  $r_2$  al căii de la rădăcină la  $u$ , apoi căutăm numărul de căi de la alte noduri  $v$  la rădăcină care dau restul  $r_1$  dorit. Atenție,  $u$  și  $v$  trebuie să se găsească **în fii diferiți ai rădăcinii**. De asemenea, perechile  $(u, v)$  sînt ordonate. Cel mai corect pare să facem două DFS-uri separate, întîi pentru căile care urcă, apoi pentru cele care coboară.

Recapitulînd, pentru fiecare centroid:

1. Facem o parcurgere DFS. Calculăm resturile pe care le putem obține pe căi care urcă pînă în rădăcină și frecvențele acestor resturi.
2. Facem o a doua parcurgere DFS. Menținem lungimea căii curente și restul modulo  $M$ . În fiecare nod, calculăm restul-pereche necesar pentru a obține restul total 0. Aflăm frecvența acelui rest-pereche, ignorînd frecvența din fiul rădăcinii în care se află DFS-ul curent.

Mai trebuie tratate și două cazuri particulare, relativ simple:

1. Căi care doar urcă. După primul DFS, creștem răspunsul cu frecvența restului 0, indiferent din ce fiu.
2. Căi care doar coboară. În al doilea DFS, ori de câte ori restul căii curente este 0, incrementăm răspunsul.

#### map și unordered\_map

Concret, ce structură de date stocăm? Prima mea încercare a fost cu doar două tabele. Dat fiind un rest  $r$  pe o cale care urcă din  $u$  în rădăcină, într-un fiu  $v$  al rădăcinii, am incrementat două valori:

1.  $t[r]$ , unde  $r$  este un map de la întreg (restul) la întreg (frecvența restului). Așadar,  $t$  menține frecvențele resturilor indiferent din ce fiu provin.
2.  $c[\langle r, v \rangle]$ , unde  $c$  este un map de la (întreg,întreg) (restul și fiul rădăcinii pe care am pornit) la întreg (frecvența).

Atunci, în al doilea DFS, pornind pe un fiu al rădăcinii  $v$  și aflându-ne în nodul curent  $u$ , calculăm restul căii care coboară,  $r_2$ . Apoi calculăm restul corespunzător necesar  $r_1$ . În sfârșit, aflăm numărul de apariții utile ale lui  $r_1$  cu expresia

$$t[r_1] - c[\langle r_1, v \rangle]$$

Procedăm astfel deoarece calea nu poate să urce și să coboare tot prin  $v$ .

Am avut surpriza (deși nu mai este chiar surpriză) că `unordered_map` este mult mai lent decât `map`. O explicație poate fi că pentru fiecare centroid (așadar, de  $n$  ori) instanțiem două `unordered_maps`, ceea ce este lent. Cu `map` am obținut un timp mediu pe CF (1500-1600 ms). Complexitatea teoretică a crescut la  $\mathcal{O}(n \log^2 n)$ .

#### map cu eliminare și reinserare

Pentru un cod mai lent, dar considerabil mai scurt, folosim același artificiu ca la problema Flareon:

1. Menținem un singur map de frecvențe,  $t$ .
2. În acesta stocăm, ca mai sus, frecvențele resturilor pe căi care urcă.
3. La al doilea DFS, pe căile care coboară, iterăm prin fiii rădăcinii.
4. Înainte de a lansa DFS-ul dintr-un fiu, eliminăm căile care urcă prin acel fiu.
5. După revenirea din fiu, adăugăm la loc căile care urcă prin acel fiu.

Astfel evităm să combinăm căile care urcă și coboară prin acel fiu. Esența codului este:

```
void count_pairs_through(int u) {
    // ...

    for (edge e: nd[u].adj) {
        if (!nd[e.v].dead) {
```

```

        head_dfs(e.v, u, 1, e.digit, +1);
    }
}

for (edge e: nd[u].adj) {
    if (!nd[e.v].dead) {
        head_dfs(e.v, u, 1, e.digit, -1);
        tail_dfs(e.v, u, 1, e.digit);
        head_dfs(e.v, u, 1, e.digit, +1);
    }
}

// ...
}

```

### Vectori + sortare + căutare binară

De amorul artei, am încercat și următoarea abordare. Să observăm că întâi facem toate inserările în structura noastră de date, apoi toate interogările de frecvență. De aceea, am înlocuit map-urile cu doi vectori:

1. În locul lui  $t$ , un vector de perechi  $\langle \text{rest}, \text{frecvență} \rangle$ .
2. În locul lui  $c$ , un vector de tripleți  $\langle \text{rest}, \text{fiu}, \text{frecvență} \rangle$ .

După primul DFS, am sortat tripleții și am comasat duplicatele (însușind frecvențele). Pentru a căuta informații, am folosit căutarea binară.

Timpul de rulare s-a înjumătățit. De reținut!

# Partea IV

## Combinatorică

# Capitolul 14

## Elemente de bază

### 14.1 Formule pentru combinări

Încercați să memorați formule de combinatorică. Oricare dintre ele vă poate servi la un moment dat.

Coeficientul binomial:

$$\binom{n}{k} = \frac{n!}{k!(n-k)!} \quad (14.1)$$

O formulă echivalentă:

$$\binom{n}{k} = \frac{n \cdot (n-1) \cdot \dots \cdot (n-k+1)}{k!} \quad (14.2)$$

O exprimare recurentă, care duce la triunghiul lui Pascal:

$$\binom{n}{k} = \binom{n-1}{k-1} + \binom{n-1}{k} \quad (14.3)$$

O listă de proprietăți, preluate din articolul foarte bun de pe [CP Algorithms](#):

$$\binom{n}{k} = \binom{n}{n-k} \quad (14.4)$$

$$\binom{n}{k} = \frac{n}{k} \binom{n-1}{k-1} \quad (14.5)$$

$$\sum_{k=0}^n \binom{n}{k} = 2^n \quad (14.6)$$

$$\sum_{m=0}^n \binom{m}{k} = \binom{n+1}{k+1} \quad (14.7)$$

$$\sum_{k=0}^m \binom{n+k}{k} = \binom{n+m+1}{m} \quad (14.8)$$

$$\sum_{k=0}^n \binom{n}{k}^2 = \binom{2n}{n} \quad (14.9)$$

$$\sum_{k=0}^n k \binom{n}{k} = n \cdot 2^{n-1} \quad (14.10)$$

## 14.2 Calculul combinărilor

Dacă putem stoca  $\mathcal{O}(n^2)$  numere în memorie, putem calcula tabelul de combinaări cu triunghiul lui Pascal.

Dacă avem de calculat doar o combinaire ocazională și dacă rezultatul încapă pe **long long**, putem folosi formula 14.2. Nici măcar nu este nevoie să calculăm inverse, căci nu facem împărțiri! Calculăm rezultatul de la dreapta spre stînga:

$$(n - k + 1)/1 \cdot (n - k + 2)/2 \cdot (n - k + 3)/3 \dots$$

Ne bazăm pe observația că, atunci cînd vine vremea să împărțim prin  $x$ , vom fi înmulțit deja  $x$  termeni consecutivi, dintre care unul se divide cu  $x$ .

Pentru valori mari, de regulă problema ne va cere să operăm modulo un număr prim. În această situație, avem nevoie să calculăm factorialele pînă la  $n!$  și inversele lor modulare. Apoi, putem calcula în  $\mathcal{O}(1)$  orice  $C_n^k$ .

Ca optimizare, putem calcula toate inversele factorialelor în  $\mathcal{O}(n)$ , apelînd o singură dată funcția de calcul al inversei. Secretul este să pornim de la  $n$  spre 0:

```
inv_fact[MAX_N] = inverse(fact[MAX_N]);
for (int i = MAX_N - 1; i >= 0; i--) {
    inv_fact[i] = (long long)inv_fact[i + 1] * (i + 1) % MOD;
}
```

## 14.3 Permutări cu repetiție

O mulțime de  $n$  elemente distincte are, desigur,  $n!$  permutări. Cînd elementele nu sînt distincte (mulțimea este un multiset), atunci numărul de permutări este

$$\frac{n!}{n_1! \cdot n_2! \cdot \dots \cdot n_k!}$$

Unde  $n_1, n_2, \dots, n_k$  sînt multiplicitățile elementelor din set și  $n_1 + n_2 + \dots + n_k = n$ . Vezi [Wikipedia](#) pentru detalii.

### 14.3.1 Aplicație

Dacă desfacem parantezele polinomului  $(a + b + c + d)^{10}$  și simplificăm, care este coeficientul monomului  $a^2bc^4d^3$ ?

## 14.4 Combinări cu repetiție

Problema clasică de combinări cu repetiție este: în câte moduri putem așeza  $n$  obiecte (identice) în  $k$  cutii?

Metoda [Stars and bars](#) reduce problema la una de combinări obișnuite, iar soluția este  $C_{n+k-1}^n$ . Ea procedează astfel:

- Reprezintă fiecare obiect printr-o stea. Vor exista  $n$  stele.
- Separă fiecare două cutii printr-o bară. Vor exista  $k - 1$  bare.
- Orice mod de a amesteca stelele și barele corespunde în mod unic unei soluții. De exemplu, reprezentarea  $**|***|*|*$  înseamnă că sînt 4 cutii, care conțin respectiv 2, 3, 0, 1 obiecte.

O altă interpretare este: încărcăm un robot cu cele  $n$  obiecte și îl lăsăm să viziteze cele  $k$  cutii. Stelele și barele reprezintă instrucțiuni în programul robotului. O stea înseamnă „lasă un obiect în cutia curentă”, iar o bară înseamnă „avansează la cutia următoare”.

### 14.4.1 Aplicații

- (Variantă) În câte moduri putem așeza  $n$  obiecte în  $k$  cutii astfel încît fiecare cutie să conțină **cel puțin un obiect**?
- În câte moduri îl putem scrie pe  $n$  ca sumă de  $k$  termeni numere naturale? Ordinea termenilor contează.
- (Variantă) În câte moduri îl putem scrie pe  $n$  ca sumă de  $k$  termeni numere naturale **nenumere**?
- Cîte soluții în numere naturale are ecuația  $a + b + c + d = 10$ ?
- Cîte soluții în numere naturale are inecuația  $a + b + c + d \leq 10$ ?
- Cîți termeni are polinomul  $(a + b + c + d)^{10}$  după ce desfacem parantezele și simplificăm?

## 14.5 Numărarea permutărilor fără punct fix

Am întîlnit inițial problema ca puzzle de logică:  $n$  persoane vin la o petrecere și își pun pălăriile în cuier. La plecare, ei se întreabă: cîte moduri există de a redistribui pălăriile, cîte una fiecărei

persoane, astfel încât nimeni să nu plece acasă cu pălăria proprie? Vezi pagina [Wikipedia](#) pentru (muuuulte) informații.

Valoarea teoretică este numărul întreg cel mai apropiat de  $\frac{n!}{e}$ .

Formula de recurență este  $D_n = (n - 1) \cdot (D_{n-1} + D_{n-2})$ . Vom urmări [demonstrația](#).

Există și o formulă de calcul cu principiul includerii și excluderii. Vom urmări [demonstrația](#). Implementarea clasică, cu inverse factoriale, merge, dar există și una mai simplă.

## 14.6 Numerele lui Catalan

Al  $n$ -lea număr al lui Catalan,  $C_n$ , indică numărul de șiruri de  $n$  paranteze deschise și  $n$  paranteze închise care sînt parantezate corect. Pagina Wikipedia listează numeroase [probleme echivalente](#). Reținem în special problema: cîte căi există de la  $(0,0)$  la  $(n, n)$ , mergînd doar la dreapta și în sus, care nu trec deasupra diagonalei?

Pe baza acestei formulări vom urmări [demonstrația a 2-a](#) (una dintre multele). Rezultă formula

$$C_n = \frac{1}{n+1} \binom{2n}{n}$$

Demonstrația ne ajută să rezolvăm problema generalizată: cîte parantezări există care să înceapă obligatoriu cu  $k \leq n$  paranteze deschise? Demonstrația este identică cu cea pentru problema originală:

- Pornind de la coordonatele  $(k, 0)$  mai avem de făcut  $n - k$  pași la dreapta și  $n$  în sus.
- Există o bijecție între căile rele și căile răsturnate.
- Căile răsturnate ajung la  $(n - 1, n + 1)$ , deci orice cale răsturnată mai are de făcut  $n - k - 1$  pași la dreapta și  $n + 1$  în sus.

De aceea, numărul total de căi pornind de la  $(k, 0)$  este  $C_{2n-k}^n$ , iar numărul de căi rele este  $C_{2n-k}^{n+1}$ . Atunci numărul de căi bune este

$$\begin{aligned} & \binom{2n-k}{n} - \binom{2n-k}{n+1} \\ &= \frac{(2n-k)!}{n!(n-k)!} - \frac{(2n-k)!}{(n+1)!(n-k-1)!} \\ &= \left[ \frac{1}{n-k} - \frac{1}{n+1} \right] \cdot \frac{(2n-k)!}{n!(n-k-1)!} \\ &= \frac{k+1}{(n-k)(n+1)} \cdot \frac{(2n-k)!}{n!(n-k-1)!} \\ &= \frac{k+1}{n+1} \cdot \frac{1}{n-k} \cdot \frac{(2n-k)!}{n!(n-k-1)!} \\ &= \frac{k+1}{n+1} \cdot \binom{2n-k}{n} \end{aligned}$$



Așadar,

$$C_n^{(k)} = \frac{k+1}{n+1} \binom{2n-k}{n}$$

.

## 14.7 Lema lui Burnside

Din secțiunea următoare, ultimele două probleme de pe CSES sînt rezolvabile cu această [lemă](#). Din păcate, demonstrația este formulată doar în termeni de grupuri și nu am investit timpul necesar ca să o înțeleg. Dar principiul este următorul. Lema ne ajută să numărăm obiectele-unicat dintr-o colecție, în condițiile în care unele transformări (rotații, simetrii etc.) transformă un obiect într-altul. Procedăm astfel:

- Fie  $t$  numărul de transformări posibile.
- Fie  $C_r$  numărul de obiecte care rămîn nemodificate în urma unei transformări de tipul  $r$ .
- Atunci numărul de obiecte-unicat din colecție este  $\frac{1}{t} \sum_{r=0}^{t-1} C_r$ .

Pentru problema [Counting Necklaces](#), definim transformarea  $r$  drept rotirea colierului cu  $r$  poziții. Atunci

- $C_0 = m^n$ , deoarece putem asambla  $m^n$  coliere, iar dacă nu modificăm nimic... toate colierele rămîn nemodificate. 🤖
- $C_1 = m$ , deoarece dacă un colier nu se modifică prin rotirea cu o poziție, atunci mărgeaua 1 are aceeași culoare cu mărgeaua 2, mărgeaua 2 are aceeași culoare cu mărgeaua 3 etc. Deci toate mărgelile au aceeași culoare.
- $C_2 = m$  dacă  $n$  este impar. De exemplu, pentru  $n = 7$ , mărgeaua 1 va urma pozițiile 3, 5, 7, 2, 4, 6, 1. Din nou, este necesar ca toate mărgelile să aibă aceeași culoare.
- $C_2 = m^2$  dacă  $n$  este par. Putem alege culorile primelor două mărgeli, iar ele vor dicta culorile restului de mărgeli.
- În general,  $C_r = m^{\gcd(r,n)}$ .

Pentru problema [Counting Grids](#), raționamentul este foarte similar, dar numărul de rotații este fixat (4), iar numărul de libertăți pentru o transformare aleasă trebuie calculat. Pentru  $r = 0$ , numărul de posibilități este  $2^{n^2}$  etc.

Suspectez că unele dintre probleme pot fi rezolvate și cu principiul includerii și excluderii.

## 14.8 Un puzzle

Iată și [un puzzle](#) care se rezolvă cu una dintre tehnicile de mai sus. Nu spunem care. 😊

Soluția pe care o știu eu este inductivă. Fie Ana și Zaharia primul și respectiv ultimul pasager. Pentru  $n = 2$ , desigur probabilitatea ca Zaharia să-și găsească locul liber este  $1/2$ . Acum să presupunem că am rezolvat problema pentru  $1, 2, \dots, n$  și să o rezolvăm pentru  $n + 1$ . Ana poate alege 3 tipuri de loc: (a) propriul său loc, caz în care Zaharia are 100% șanse să-și ocupe locul; (b) locul lui Zaharia, caz în care Zaharia are 0 șanse să-și ocupe locul; (c) locul unui alt pasager, caz în care putem reduce problema la cel mult  $n$  pasageri. Vor urca (posibil) un număr de pasageri diferiți de Xavier, care își găsește locurile libere. Apoi va urca și Xavier. În acest moment regăsim exact problema originală! Avem  $m < n$  locuri libere, dintre care unul este al Anei, și locul lui Xavier care este ocupat. Efectiv, Xavier joacă în acest moment rolul Anei. Dacă Xavier ocupă locul Anei, ciclul se închide, iar Zaharia își va ocupa locul, similar cum în problema inițială, dacă Ana își ocupă propriul loc, ciclul se închide. Media ponderată a celor trei probabilități este  $1/2$ .

## 14.9 Probleme

Primele 8 probleme sînt educaționale, clasice.

### 14.9.1 Problema Binomial Coefficients (CSES)

[enunț](#) • [sursă](#)

Este o problemă clasică de calcul al combinațiilor. Pentru a calcula  $C_n^k = \frac{n!}{k!(n-k)!}$  avem nevoie de inversele factorialelor. Repet că le putem calcula pe toate  $n$  în  $\mathcal{O}(n)$ .

### 14.9.2 Problema Creating Strings II (CSES)

[enunț](#) • [sursă](#)

Este o problemă clasică de permutări cu repetiție. Ca optimizare, cum rezolvăm problema fără memorie  $\mathcal{O}(n)$ , ci doar  $\mathcal{O}(\Sigma)$ ?

### 14.9.3 Problema Distributing Apples (CSES)

[enunț](#) • [sursă](#)

Este o problemă clasică de combinări cu repetiție (*Stars and bars*). Atenție la implicația tacită: copiii sînt distincți (contează dacă Gigel primește un măr și Ionel două sau invers), dar merele sînt identice (nu contează care sînt cele două mere primite de Ionel).

### 14.9.4 Problema Christmas Party (CSES)

[enunț](#) • [surse](#)

Este o problemă clasică de numărare a permutărilor fără puncte fixe. Includ trei surse, două cu principiul includerii și excluderii și una cu formula de recurență.

### 14.9.5 Problema Bracket Sequences I (CSES)

[enunț](#) • [sursă](#)

Este o problemă elementară de calcul al numărului lui Catalan.

### 14.9.6 Problema Bracket Sequences II (CSES)

[enunț](#) • [sursă](#)

Probleme cere să calculăm numărul de parantezări cu prefix impus.

### 14.9.7 Problema Counting Necklaces (CSES)

[enunț](#) • [sursă](#)

Este o aplicație directă a Lemei lui Burnside.

### 14.9.8 Problema Counting Grids (CSES)

[enunț](#) • [sursă](#)

Și această problemă este o aplicație directă a Lemei lui Burnside.

### 14.9.9 Problema Number of Permutations (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema este directă, rezolvabilă cu principiul includerii și excluderii. Din toate cele  $n!$  permutări,

- le scădem pe cele sortate după  $a$ ;
- le scădem pe cele sortate după  $b$ ;
- le adunăm pe cele sortate simultan după  $a$  și după  $b$ .

Sursa include și un exemplu de inginerie care vă poate ajuta. Ca să evităm duplicarea (sau triplicarea) codului, putem trimite funcții ca parametru.

### 14.9.10 Problema Counting Factorizations (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Soluția urmează [editorialul](#), care este bine scris.

Să remarcăm că, dacă  $f(m) = \{a_1, a_2, \dots, a_{2n}\}$ , atunci  $n$  dintre cele  $2n$  numere citite la intrare trebuie să fie bazele, numere prime și distincte. Altfel problema nu are soluție. Sursa nu tratează special acest caz, dar el merita remarcat. Deoarece  $n$  dintre numere trebuie să fie prime, să citim cele  $n$  numere și să le clasificăm în prime și compuse (pe 1 îl tratăm ca număr compus). Putem folosi testul naiv de primalitate, fiind vorba despre doar 2022 de numere mici.

Mai departe, să remarcăm că exponenții nu trebuie neapărat să fie distincți. De aceea, cele  $n$  numere rămase după alegerea bazelor pot fi permutate, dar cu eliminarea repetițiilor. De aceea, nu ne interesează numerele însele, ci frecvențele acestora. Să spunem că avem  $p$  numere prime distincte cu frecvențele  $g_1, g_2, \dots, g_p$  și  $c$  numere compuse distincte cu frecvențele  $h_1, h_2, \dots, h_c$ .

Orice mod de a construi un  $m$  înseamnă că  $n$  dintre frecvențele numerelor prime vor scădea cu 1 (acelea sînt bazele alese). Să notăm frecvențele rămase cu  $g'_1, g'_2, \dots, g'_p$ , unde  $g'_i = g_i$  sau  $g'_i = g_i - 1$ . Celelalte numere rămase reprezintă cei  $n$  exponenți, iar frecvențele lor sînt  $g'_1, g'_2, \dots, g'_p, h_1, h_2, \dots, h_c$  (unele dintre aceste valori pot fi 0). Numărul de moduri de a permuta acești exponenți pentru a obține  $m$ -uri diferite este:

$$\frac{n!}{g'_1!g'_2! \dots g'_p!h_1!h_2! \dots h_c!}$$

Acum trebuie să însumăm această cantitate peste toate modalitățile de atribuire a valorilor  $g'_i$ . Scoatem factor comun expresia

$$T = \frac{n!}{h_1!h_2! \dots h_c!}$$

și rămîne să însumăm rezultatele posibile pentru

$$\frac{1}{g'_1!g'_2! \dots g'_p!}$$

Aici ne permitem să aplicăm o programare dinamică de complexitate  $\mathcal{O}(n^2)$ . Fie  $d(i, j)$  suma termenilor de forma

$$\frac{1}{g'_1!g'_2! \dots g'_i!}$$

unde exact  $j$  dintre factorii  $g'$  sînt **diferiți** de factorul  $g$  corespunzător (adică am ales  $j$  numere prime dintre primele  $i$  frecvențe). Atunci pe poziția  $i$  putem să alegem valoarea  $g'_i = g_i$  sau valoarea  $g'_i = g_i - 1$ . Rezultă recurența:

$$d(i, j) = \frac{1}{g_i!} \cdot d(i-1, j) + \frac{1}{(g_i-1)!} \cdot d(i-1, j-1)$$

Aici, primul termen semnifică că **nu** am folosit un număr prim din frecvența  $g_i$ , deci dintre primele  $i-1$  numere prime încă avem de ales  $j$ , iar al doilea termen semnifică că am folosit un număr prim din frecvența  $g_i$ , deci pînă la  $i-1$  mai avem de ales  $j-1$  numere prime. Răspunsul la problemă va fi  $T \cdot d(p, n)$ .

Putem implementa programarea dinamică folosind un singur vector.

### 14.9.11 Problema Monocarp and the Set (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema necesită o mică observație, dar sper să aveți deja acest reflex format. Este mult mai simplu să considerăm operațiile de la sfârșit spre început. Iau naștere trei cazuri:

- Dacă ultimul caracter este  $>$ , atunci ultimul număr inserat este  $n$ . Reducem problema la una identică de mărime  $n - 1$ .
- Similar, dacă ultimul caracter este  $<$ , atunci ultimul număr inserat este 1.
- Dacă ultimul caracter este  $?$ , atunci avem  $n - 2$  variante pentru ultimul număr inserat. Problema se reduce tot la una identică de mărime  $n - 1$ , dar nu direct, ci printr-o renumerotare. De exemplu, dacă am alege să punem 3 pe ultima poziție, atunci mulțimea numerelor anterioare ar fi  $\{1, 2, 4, 5, 6\}$ , pe care însă o putem trata ca și pe  $\{1, 2, 3, 4, 5\}$  fără a schimba natura problemei.

De aceea, este suficient să menținem produsul valorilor  $p$  pentru pozițiile  $p$  care conțin caracterul  $?$ . Aritmetica ține cu noi dacă indexăm șirul natural, de la 0. Cu alte cuvinte, poziția 0 de la intrare corespunde celui de-al doilea element din permutare. Apoi, ori de câte ori poziția  $pos$  capătă valoarea  $?$ , înmulțim acest produs cu  $pos$ . Ori de câte ori poziția  $pos$  capătă valoarea  $<$  sau  $>$  înmulțim produsul cu inversul lui  $pos$ .

Este nevoie de un caz special când  $s[1] = '?'$ , deoarece 0 nu are invers. În acel caz, răspunsul este oricum 0, deoarece după primul număr inserat, al doilea va fi obligatoriu fie minim ( $<$ ), fie maxim ( $>$ ).

### 14.9.12 Problema Devu and Flowers (Codeforces)

[enunț](#) • [surse](#)

Problema este o formă de *stars and bars*. În loc să punem  $s$  obiecte în  $n$  cutii, trebuie să le luăm, dar matematica este aceeași. În plus, cutiile au capacități. Spunem că o distribuție *saturează* o cutie de capacitate  $f_i$  dacă ia strict mai mult de  $f_i$  obiecte din cutie.

Limita  $n \leq 20$  este un indiciu puternic că soluția va fi exponențială în numărul de cutii. De aici ajungem la următoarea soluție cu principiul includerii și excluderii:

- Numărăm toate cele  $C_{s+n-1}^{n-1}$  distribuții, care saturează 0 sau mai multe cutii.
- Scădem toate distribuțiile care saturează cel puțin o cutie.
- Adăugăm toate distribuțiile care saturează cel puțin două cutii.
- etc.

Odată ce fixăm mulțimea de cutii de saturat, cum anume le saturăm? Răspunsul este: plasăm  $f_i + 1$  obiecte în fiecare cutie saturată  $i$ . Apoi distribuim restul de obiecte cu metoda *stars and bars* simplă, ceea ce, eventual, va adăuga și alte obiecte în cutiile saturate. Astfel ne asigurăm că generăm toate distribuțiile cu care am putea satura respectivele cutii.

### Detalii de implementare

Toate combinațiile de calculat for avea forma  $C_x^{n-1}$ , unde  $n$  este constant, iar  $x$  este de ordinul a  $10^{14}$ . De aceea, nu putem folosi formula naturală

$$\frac{x!}{(x-n+1)! \cdot (n-1)!}$$

întrucât nu putem calcula factoriale atît de mari. În schimb, putem folosi formula

$$\frac{x \cdot (x-1) \cdot \dots \cdot (x-n+2)}{(n-1)!}$$

Ca optimizare, putem precalcu la numitorul la începutul problemei. Astfel ia naștere prima sursă.

Putem chiar să definim constante pentru numitorul  $1/(n-1)!$  pentru cele 20 de valori posibile pentru  $n$ . Sursa se scurtează, căci putem renunța la codul pentru calcularea inverselor. Totuși, sursa pierde din claritate.

Pentru elevii care se dau în vînt după programe scurte, indiferent de claritate, am scris și o ultimă [sursă](#) aliniată la standardele de lizibilitate ale lui Codeforces!

### 14.9.13 Problema Lengthening Sticks (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

#### Soluție directă

Există o soluție bazată pe numărare directă, dar are multe cazuri particulare. Fie  $x$ ,  $y$  și  $z$  cantitățile adăugate la  $a$ ,  $b$  și respectiv  $c$ . Iterăm prin toate valorile lui  $z$  de la 0 la  $l$  și scriem inegalitățile în  $x$  și  $y$  care rezultă din inegalitatea triunghiului. De exemplu:

$$(a+x) < (b+y) + (c+z) \implies x-y < b+c-a+z$$

Astfel deducem limite superioare și inferioare pentru  $x+y$  și  $x-y$ . Acestea delimitează un dreptunghi în planul  $xOy$  rotit cu  $45^\circ$ . Aria acestui dreptunghi este ușor de aflat. Din păcate, dreptunghiul mai trebuie decupat cu condițiile suplimentare  $x \geq 0$  și  $y \geq 0$ , ceea ce duce la figuri complicate.

#### Soluție prin excludere

O altă abordare este să numărăm toate modurile de a distribui cel mult  $l$  unități, apoi să excludem tripletele ilegale.

Știm că putem distribui **exact**  $l$  unități în  $C_{l+2}^l$  moduri (este o problemă clasică de *stars and bars*). Rezultă că numărul de moduri de a distribui cel mult  $l$  unități este

$$C_{l+2}^l + C_{(l-1)+2}^{l-1} + \cdots + C_2^0$$

Această sumă este egală cu  $C_{l+3}^3$  (vezi ecuația 14.8). Dacă preferați, putem introduce un al patrulea băț fictiv care să preia surplusul din  $l$  nefolosit cu  $a$ ,  $b$  și  $c$ . Ajungem la aceeași formulă. Ea poate fi calculată și cu un **for** în  $\mathcal{O}(l)$ .

Acum să trecem la excludere. Din nou, fie  $x$ ,  $y$  și  $z$  cantitățile adăugate la  $a$ ,  $b$  și respectiv  $c$ . Presupunem că dorim ca  $a + x \geq b + y + c + z$  (vom proceda similar pentru  $b + y$  și pentru  $c + z$ ). Obținem inegalitățile:

$$\begin{cases} y + z & \leq l - x \\ y + z & \leq a + x - b - c \end{cases}$$

Fie  $h = \min(l - x, a + x - b - c)$  limita superioară pentru  $y + z$ . Dacă  $h$  este negativ, nu există combinații valide pentru  $x$  și  $y$ . Dacă  $h \geq 0$ , atunci numărul de combinații valide este

$$0 + 1 + \cdots + (h + 1) = \frac{(h + 1)(h + 2)}{2}$$

#### 14.9.14 Problema Shuffle (Codeforces)

[enunț](#) • [surse](#)

Ca la orice problemă de numărare, trebuie să ne asigurăm de două lucruri:

1. Că numărăm toate posibilitățile.
2. Că nu numărăm nicio posibilitate de mai multe ori.

Facem și observația universală că șirul dat trebuie să aibă cel puțin  $k$  caractere 1.

**Soluția în  $\mathcal{O}(n^2)$**

Este tentant să încercăm următoarea abordare: pentru fiecare subsecvență  $W = [l, r]$  adăugăm la răspuns cantitatea  $C_{r-l+1}^x$ , unde  $x$  este numărul de caractere 1 din  $W$ . Dar este incorect, căci vom număra și unele permutări care lasă nemodificate porțiuni din  $W$ . Din această cauză, două subsecvențe parțial suprapuse,  $W$  și  $W'$ , vor număra de două ori permutările care modifică doar zona comună  $W \cap W'$ .

Să contabilizăm subsecvențele într-un mod care elimină duplicatele. Fie  $[l, r]$  o subsecvență amestecată astfel încât  $l$  și  $r$  sînt prima, respectiv ultima poziție modificată. Secvența merită luată în calcul dacă întrunește trei condiții:

1. Are lungime cel puțin 2. O secvență de lungime 1 nu poate fi amestecată. 🙄
2. Conține cel mult  $k$  cifre 1. Mai multe nu avem voie să selectăm, dar putem selecta mai puține (ne prefacem că amestecăm o secvență care include  $[l, r]$ , dar lasă nemodificate prefixul și

sufixul).

3. Secvența conține cifrele necesare pentru a nega pozițiile  $l$  și  $r$ . Dacă  $s[l] = s[r] = 1$ , secvența trebuie să conțină și două zerouri. Similar dacă  $s[l] = s[r] = 0$ . Iar dacă  $s[l] \neq s[r]$ , atunci nu mai punem alte condiții, căci întotdeauna putem interschimba  $s[l]$  cu  $s[r]$ .

Odată fixate capetele, adăugăm la răspuns o cantitate de forma  $C_{x+y}^x$ .

### Soluția în $\mathcal{O}(n)$

Iată un alt mod de a privi condiția (2). Când alegem o subsecvență care conține **exact**  $k$  de 1 și o permutăm, unele dintre permutări vor lăsa nemodificate un prefix și un sufix al subsecvenței. În acele situații este ca și când am permuta o subsecvență cu **cel mult**  $k$  de 1.

Pornind de la această observație, putem optimiza soluția de mai sus astfel. Să fixăm doar capătul stîng,  $l$ . Atunci capătul drept  $r$  poate fi oriunde începînd de la  $l + 1$  pînă la cea de-a  $k$ -a apariție a unui 1, plus toate zerourile următoare. Apoi, impunem o singură condiție:

1. Undeva în  $[l + 1, r]$  există un caracter diferit de  $s[l]$ . Altfel nu ne putem asigura că prima modificare este pe poziția  $l$ .

Odată fixat capătul stîng, orice amestecare distinctă a caracterelor din  $[l, r]$ , cîtă vreme garantează că îl modifică pe  $s[l]$ , este o soluție distinctă și numărată o singură dată. Dacă am grupa acum aceste amestecări după poziția ultimului caracter modificat,  $r$ , am regăsi subsecvențele  $[l, r]$  din soluția anterioară.



# Capitolul 15

## Rangul permutărilor și al combinațiilor

[Programa de clasa a 10-a conține](#) și *Determinarea numărului de ordine pentru elementele combinatoriale*. Ceea ce poate însemna orice din vreo 10 subiecte diferite. 😊

Vom discuta despre permutări și combinații. Aceleași principii se aplică și la alte elemente combinatoriale (aranjamente, submulțimi etc.).

### 15.1 Definiții

**Rangul** unui obiect este numărul lui de ordine în lista ordonată a tuturor obiectelor de acel tip. Exemple:

- Rangul permutării  $(3\ 1\ 2)$  este 4 (pornind de la 0). Cele 4 permutări anterioare, în ordine, sînt  $(1\ 2\ 3)$ ,  $(1\ 3\ 2)$ ,  $(2\ 1\ 3)$  și  $(2\ 3\ 1)$ .
- Rangul combinației de 5 luate cîte 3  $(1\ 4\ 5)$  este 5. Combinațiile anterioare sînt  $(1\ 2\ 3)$ ,  $(1\ 2\ 4)$ ,  $(1\ 2\ 5)$ ,  $(1\ 3\ 4)$ ,  $(1\ 3\ 5)$ .

Vom folosi termenii englezești *ranking* pentru aflarea rangului unui obiect dat și *unranking* pentru aflarea obiectului dîndu-i-se rangul. Ordinea lexicografică nu este unica posibilă. De exemplu, problema [Arbperm2](#) specifică altă ordine, iar în problemele [Inversion Sort](#) și [Four Chips](#) sîntem liberi să ne alegem orice ordine, singurul scop fiind să mapăm permutări/combinări la întregi ca să ținem evidența obiectelor deja întîlnite.

**Următorul obiect** al unui obiect dat este obiectul de rang cu 1 mai mare. Exemple:

- Permutarea care urmează după  $(3\ 1\ 2)$  este  $(3\ 2\ 1)$ .
- Combinația de 5 luate cîte 3 care urmează după  $(1\ 4\ 5)$  este  $(2\ 3\ 4)$ .

Aveți deja toate uneltele ca să calculați ad-hoc toate aceste informații, dar este bine să ne familiarizăm cu unele subtilități.

## 15.2 Rangul permutărilor

### 15.2.1 Următoarea permutare

Fie permutările

$$P = (2\ 5\ 4\ 8\ 7\ 6\ 3\ 1\ 0) \\ \text{next}(P) = (2\ 5\ 6\ 0\ 1\ 3\ 4\ 7\ 8)$$

Procedura pentru a trece de la  $P$  la  $\text{next}(P)$  este simplă:

1. Găsește cel mai lung sufix descrescător,  $(8\ 7\ 6\ 3\ 1\ 0)$ .
2. Schimbă elementul anterior sufixului, 4, cu cel mai mic element din sufix mai mare decât acesta (6).
3. Răstoarnă sufixul.

Complexitatea amortizată pentru mai multe apeluri este  $\mathcal{O}(1)$  (de ce?). Cred că funcția din STL `std::next_permutation()` aplică fix acest algoritm. Ea garantează că face cel mult  $n/2$  interschimbări (de ce?).

### 15.2.2 *Ranking*

Deoarece  $21! > 2^{64}$ , calculul complet este de interes doar pentru permutări de cel mult 20 de elemente (problema [Inversion Sort](#)). În rest, trebuie să operați cu ranguri fără a le calcula efectiv.

Calculați manual rangul pe exemplul de mai sus  $(103679)!$  Vom deduce că întrebarea esențială este: pentru o poziție dată  $k$ , câte valori mai mici decât  $P(k)$  se află pe pozițiile anterioare?

### 15.2.3 *Unranking*

Întrebarea de bază la *unranking* este cea inversă: care este valoarea potrivită de așezat la poziția curentă? Ea va fi a  $k$ -a valoare cu proprietatea că numărul de permutări care încep cu primele  $k - 1$  valori însumate nu depășește rangul dorit, dar dacă includem și a  $k$ -a valoare depășim rangul.

Pentru ordinea naturală (lexicografică), algoritmul se reduce la o împărțire la  $(n - k)!$  și la întrebarea: care este a  $k$ -a cea mai mică valoare încă nescrisă la stînga poziției curente?

Calculați permutarea din rangul de mai sus!

### 15.2.4 Implementare

Putem răspunde la aceste întrebări în timp total  $\mathcal{O}(n \log n)$  folosind un AIB sau alte structuri cu interogare în timp logaritmic. Atenție însă, pentru  $n$  mic implementarea naivă (pătratică) va fi

mai rapidă. În schimb, putem câștiga timp folosind măști de biți.

Pentru *unranking*, trebuie să răspundem rapid la întrebarea: care este al  $k$ -lea bit zero dintr-o mască de biți? O variantă este să precalculăm acest răspuns pentru toate măștile. Dar pentru  $n = 20$ , aceasta va necesita memorie  $2^n \cdot n = 20$  MB, ceea ce nu este ideal. Există și o operație primitivă, PDEP, dar ea nu este implementată pe toate arhitecturile și poate funcționa chiar mai lent decât căutarea naivă.

Vom citi [implementările](#) acestor algoritmi. Iată și un *benchmark* pentru  $n = 20$ :

```
[cata@neil combinatorics]$ ./permutation-rank
inițializare: 942 ms pentru 10000000 operații (10 Mops/sec)
--
rank naiv: 890 ms pentru 10000000 operații (11 Mops/sec)
rank cu AIB: 1984 ms pentru 10000000 operații (5 Mops/sec)
rank cu popcount: 180 ms pentru 10000000 operații (55 Mops/sec)
--
unrank naiv: 3424 ms pentru 10000000 operații (2 Mops/sec)
unrank cu AIB: 4016 ms pentru 10000000 operații (2 Mops/sec)
unrank cu popcount și tabel: 1195 ms pentru 10000000 operații (8 Mops/sec)
unrank cu popcount și pdep: 5739 ms pentru 10000000 operații (1 Mops/sec)
```

## 15.3 Rangul combinărilor

În cazul combinărilor, discuțiile sînt mai nuanțate. Problemele de rang au valori mici pentru  $k$ , dar nu neapărat și pentru  $n$ . Bunăoară, pentru  $k = 3$ , valoarea maximă pentru  $n$  astfel încît  $C_n^k < 2^{64}$  (adică rangul să încapă pe [unsigned long long](#)) este circa 2.000.000, pe cînd pentru  $k = 20$ , valoarea maximă pentru  $n$  este 86.

### 15.3.1 Următoarea combinare

Să analizăm un exemplu. Fie combinarea de 20 luate cîte 6 (numerotate de la 0):

$$C = (4 \ 7 \ 12 \ 17 \ 18 \ 19)$$

$$\text{next}(C) = (4 \ 7 \ 13 \ 14 \ 15 \ 16)$$

Rezultă că algoritmul este:

1. Găsește ultima poziție  $i$  pentru care  $C[i] - i < n - k$ .
2. Dacă acea poziție nu există, atunci  $C$  este ultima lexicografic.
3. Altfel, incrementează  $C[i]$  și pe toate pozițiile  $j > i$  atribuie  $C[j] = C[j - 1] + 1$ .

Și acest algoritm are complexitate amortizată  $\mathcal{O}(1)$  (de ce?).

### 15.3.2 *Ranking* lexicografic

Să considerăm combinarea de 4 elemente dintr-un set de 20 (numerotate începînd de la 0):

$$C = (4 \ 7 \ 13 \ 16)$$

Dacă dorim să îi calculăm rangul lexicografic, atunci facem următoarele observații:

- Există  $C_{19}^3 = 969$  combinații care încep cu 0, deoarece dacă îl alegem pe 0 mai rămîn 19 alte elemente din care trebuie să alegem 3.
- Există  $C_{18}^3 = 816$  combinații care încep cu 1.
- Există  $C_{17}^3 = 680$  combinații care încep cu 2.
- Există  $C_{16}^3 = 560$  combinații care încep cu 3.
- Toate combinațiile de mai sus sînt mai mici lexicografic decît  $P$ .
- Există  $C_{14}^2 = 91$  combinații care încep cu 4 5, deoarece mai rămîn valorile 6-19 din care trebuie să alegem două.
- Există  $C_{13}^2 = 78$  combinații care încep cu 4 6.
- Există  $C_{11}^1 = 11$  combinații care încep cu 4 7 8.
- ...
- Există  $C_7^1 = 7$  combinații care încep cu 4 7 12.
- Există  $C_5^0 = 1$  combinații care încep cu 4 7 13 14.
- Există  $C_4^0 = 1$  combinații care încep cu 4 7 13 15.

Rangul lui  $(4 \ 7 \ 13 \ 16)$  este suma combinațiilor de mai sus, adică 3241.

Algoritmul funcționează în  $\mathcal{O}(n)$ . El poate fi îmbunătățit pînă la  $\mathcal{O}(k)$  cu formula

$$\sum_{m=0}^n C_m^k = C_{n+1}^{k+1}$$

### 15.3.3 *Unranking* lexicografic

Calculați combinarea din rangul de mai sus! Algoritmul naiv funcționează în  $\mathcal{O}(n + k)$  urmînd exact pașii de mai sus. De exemplu, va scădea succesiv valorile 919, 816, 680 și 560 din rangul dat și va constata că nu mai poate scădea încă  $C_{15}^3 = 455$ , deci primul element trebuie să fie 4.

Putem reduce complexitatea la  $\mathcal{O}(k + \log n)$  folosind sume parțiale și căutări binare. Nu sînt sigur dacă există vreun algoritm în  $\mathcal{O}(k)$ .

### 15.3.4 *Ranking* și *unranking* colexicografic

O altă ordine notabilă este [ordinea colexicografică](#). În această ordine, combinațiile sînt ordonate de la dreapta către stînga. Ne ajută mai mult să considerăm că elementele au valori între 0 și  $n - 1$ , iar pozițiile între 0 și  $k - 1$ , ca în tabelul următor:

rang	combinare	proveniență
0	(0 1 2)	$C_0^1 + C_1^2 + C_2^3$
1	(0 1 3)	$C_0^1 + C_1^2 + C_3^3$
2	(0 2 3)	$C_0^1 + C_2^2 + C_3^3$
3	(1 2 3)	$C_1^1 + C_2^2 + C_3^3$
4	(0 1 4)	$C_0^1 + C_1^2 + C_4^3$
5	(0 2 4)	$C_0^1 + C_2^2 + C_4^3$
6	(1 2 4)	$C_1^1 + C_2^2 + C_4^3$
7	(0 3 4)	$C_0^1 + C_3^2 + C_4^3$
8	(1 3 4)	$C_1^1 + C_3^2 + C_4^3$
9	(2 3 4)	$C_2^1 + C_3^2 + C_4^3$
10	(0 1 5)	$C_0^1 + C_1^2 + C_5^3$
11	(0 2 5)	$C_0^1 + C_2^2 + C_5^3$
12	(1 2 5)	$C_1^1 + C_2^2 + C_5^3$
13	(0 3 5)	$C_0^1 + C_3^2 + C_5^3$
14	(1 3 5)	$C_1^1 + C_3^2 + C_5^3$
15	(2 3 5)	$C_2^1 + C_3^2 + C_5^3$
16	(0 4 5)	$C_0^1 + C_4^2 + C_5^3$
17	(1 4 5)	$C_1^1 + C_4^2 + C_5^3$
18	(2 4 5)	$C_2^1 + C_4^2 + C_5^3$
19	(3 4 5)	$C_3^1 + C_4^2 + C_5^3$

Tabela 15.1: Combinări de  $n = 6$  luate câte  $k = 3$ , ordonate colexicografic

Calculul rangului unei combinații este facil în  $\mathcal{O}(k)$ . Să luăm exemplul combinației  $X = (2\ 3\ 5)$  și să procedăm de la dreapta la stînga.

- Toate combinațiile terminate cu 2, 3 sau 4 vin înaintea lui  $X$ . Numărul lor este exact numărul de combinații care folosesc doar valorile 0, 1, 2, 3 sau 4, deci  $C_5^3$ .
- Similar, combinațiile terminate cu  $(a\ 5)$ , unde  $a < 3$ , vin înaintea lui  $X$ . Numărul lor este  $C_3^2$ .
- În sfîrșit, combinațiile terminate cu  $(b\ 3\ 5)$ , unde  $b < 2$ , vin înaintea lui  $X$ . Numărul lor este  $C_2^1$ . Astfel obținem rangul lui  $X$ ,  $10 + 3 + 2 = 15$ .

```

u64 rank_colex(int* c) {
    u64 result = 0;
    for (int i = 0; i < K; i++) {
        result += choose[c[i]][i + 1];
    }
    return result;
}

```

Și partea de *unranking* este simplă în  $\mathcal{O}(n)$ . Să pornim cu rangul 5. Vom completa combinarea  $X$  de la dreapta la stînga.

- Ar putea ultima valoare să fie 5? Știm că există  $C_5^3 = 10$  combinații care folosesc doar valorile 0-4 și toate ar trebui să vină înaintea lui  $X$ . Dar  $10 > 5$ , deci ultima valoare **nu**

poate fi 5.

- Ar putea ultima valoare să fie 4? Știm că există  $C_4^3 = 4$  combinații care folosesc doar valorile 0-3 și toate ar trebui să vină înaintea lui  $X$ . Deoarece  $4 \leq 5$ , ultima valoare este 4. Scădem 4 din rang și dorim să aflăm permutarea de rang 1 dintre cele terminate cu 4.
- Ar putea penultima valoare să fie 3? Știm că există  $C_3^2 = 3$  moduri de a lua două din valorile 0-2 și toate ar trebui să vină înaintea lui  $X$ . Deoarece  $3 > 1$ , penultima valoare **nu** poate fi 3.
- Ar putea penultima valoare să fie 2? Știm că există  $C_2^2 = 1$  mod de a lua două din valorile 0-1 și el ar trebui să vină înaintea lui  $X$ . Deoarece  $1 \leq 1$ , penultima valoare este 2. Scădem 1 din rang și dorim să aflăm permutarea de rang 0 dintre cele terminate cu 2 4.
- Similar raționăm că prima valoare nu poate fi 1, dar va fi 0. Aflăm că  $X = (0\ 2\ 4)$ .

```
void unrank_colex(u64 rank, int* dest) {
    int n = N - 1;
    for (int k = K; k; k--) {
        while (choose[n][k] > rank) {
            n--;
        }
        rank -= choose[n][k];
        dest[k - 1] = n;
    }
}
```

Implementarea completă este anexată.

## 15.4 Probleme

### 15.4.1 Problema Misha and Permutation Summation (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Este o problemă directă de calcul al rangului unei permutări (*ranking*) și de aflare a permutării cu un rang dat (*unranking*). Singura neplăcere este că nu putem stoca rangul pe un tip de date scalar. Îl vom stoca pe un vector în baza factorial (adică poziția  $i$  poate lua valori între 0 și  $i$ ).

### 15.4.2 Problema Inversion Sort (SPOJ)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema este una de BFS. Trebuie să aflăm distanțele (în număr de operații) de la  $abcdefghij$  la toate celelalte permutări ale șirului.

Este nevoie de o observație ca să rezolvăm cazul când permutarea de pornire este diferită de  $abcdefghij$ . Putem rescrie permutarea de pornire, redenumind literele ca să ajungem la  $abcdefghij$ , și aplicăm aceeași redenumire și permutării-destinație. Atunci soluția trebuie să fie identică, doar

cu alte nume pentru litere.

Cum tratăm BFS-ul? O variantă este să stocăm un `map` de la șiruri la distanțe. Dar cred că această metodă va fi lentă. Este mai eficient să mapăm fiecare permutare la rangul său. Astfel ne ajunge un vector de  $10! \approx 3\,600\,000$  octeți pentru distanțe.

Noi nu știm să facem mutări pe ranguri, ci doar pe permutări. De aceea, avem două variante:

1. Ținem coada BFS doar de ranguri. La scoaterea din coadă, apelăm *unrank* ca să recuperăm permutarea, pe care facem mutări.
2. Ținem coada BFS de perechi (permutare, rang). Va fi probabil mai rapid și nu mai este nevoie să scriem funcția *unrank*.

Dat fiind că  $n$  este fixat și mic, putem calcula rangul în  $\mathcal{O}(1)$  per poziție cu măști de biți.

Am încercat și 3 optimizări:

1. `v2` calculează mai eficient mutările, făcând o singură transpoziție per mutare. Efectul este mic, semn că apelurile la *rank* sînt predominante.
2. `v3` calculează *popcount* cu tabel predefinit. Timpul de rulare scade sub jumătate. Aceasta este varianta pe care am inclus-o în anexă.
3. `v4` operează pe cifre în loc de litere. Timpul de rulare scade cam cu 5%.

### 15.4.3 Problema Four Chips (SPOJ)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema este similară cu Invesort, în sensul că necesită un BFS de la starea inițială. Ca și acolo, putem evita partea de *unranking*.

Este nevoie de ceva mai multă logistică, în special la generarea mutărilor. Există cel mult 20 de mutări posibile din fiecare poziție:  $4 \text{ piese} \times (2 \text{ deplasări} + 3 \text{ salturi})$ . Ca să nu includ acel cod în bucla principală a BFS-ului, am decis să parametrizez generatorul de mutări, ca să accepte un parametru între 0 și 19.

Putem discuta despre diverse idei de optimizare a generatorului de mutări. De exemplu, putem simplifica testul dacă o celulă este goală (funcția `empty()`) dacă stocăm și un bitset de 70 de biți pentru ocuparea tablei.

### 15.4.4 Problema Long Permutation (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema este relativ clasică de *ranking*. Este nevoie doar de următoarea observație teoretică. Pot exista cel mult  $2 \cdot 10^5$  operații de avansare a rangului cu cel mult  $10^5$  fiecare, deci rangul maxim la care putem ajunge este  $2 \cdot 10^{10}$ .

De câte elemente este nevoie ca să atingem acest rang? Există  $14! \approx 8,7 \cdot 10^{10}$  moduri de a permuta ultimele 14 elemente, deci primele  $n - 14$  elemente nu se modifică niciodată. De aceea,

spargem permutarea în:

1. Primele  $n - 14$  elemente (nu mai puțin de 0), care vor avea întotdeauna valorile  $1, 2, \dots, n - 14$ .
2. Restul, pe care chiar le vom permuta. Pentru simplitate, le putem renumera de la 0, iar la operațiile de sumă parțială ne vom aminti să adunăm la fiecare câte  $n - 14$ .

Cele două operații se reduc la:

1. Menține rangul curent al permutării (suma  $x$ -urilor de pînă acum). La fiecare nou  $x$ , generăm permutarea de 14 elemente.
2. Descompune intervalul dat într-unul inclus în prefixul imutabil și unul inclus în permutarea generată.

Pentru claritate, sursa încapsulează separat permutarea „clasică” și permutarea „din bucăți”.

### 15.4.5 Problema Arbperm2 (NerdArena)

[enunț](#) • [sursă](#)

Remarcăm că definiția rangului este semnificativ diferită, dar rangul este încă ușor de calculat. Teoretic problema constă tot din *ranking* – adaugă  $k$  – *unranking*. Dar rangul depășește rapid [long long](#).

#### Rezolvarea greșită

Să socotim rangurile de la dreapta spre stînga. Atunci vrem să calculăm permutarea cu rang cu  $k$  mai mic.

Începem să scoatem elemente din permutare și să calculăm rangul. Elementul  $n$  va contribui cu  $0 \leq x < n$ , în funcție de poziția sa. Elementul  $n - 1$  va contribui cu  $y \cdot n$ , unde  $0 \leq y < n - 1$ . De exemplu, elementul 3 poate contribui cu 0 (pentru cea mai din dreapta grupă de 4 permutări) sau cu 4 pentru a doua cea mai din dreapta grupă de 4. Elementul  $n - 2$  va contribui cu  $z \cdot n(n - 1)$ , unde  $0 \leq z < n - 2$ . De exemplu, elementul 2 va contribui cu 0 pentru cele 12 permutări din dreapta și cu 12 pentru cele 12 permutări din stînga.

Cînd ajungem la un rang cel puțin egal cu  $k$ , ne oprim din eliminat. Scădem  $k$  din rang și reinserăm elementele în ordinea impusă de rangul rămas. Practic, urcăm în arbore pînă cînd nodul curent subîntinde cel puțin  $k$  frunze la dreapta.

Nici măcar nu este nevoie de structuri de date pe vectori. Putem face operațiile de eliminare/inserare în vector în  $\mathcal{O}(n)$ , căci sînt puține. [Această sursă](#) ia 100p... dar de fapt greșește. Doar că testele din problema originală ([Arbperm](#)) nu expun cazul special care trebuie tratat. De aceea am creat problema Arbperm2, cu ultimul test modificat.

Unde este greșeala?

Greșeala apare pe testul:



100000 1  
 2 1 3 4 5 6 7 8 ... 99999 100000

Răspunsul este:

100000 99999 ... 8 7 6 5 4 3 1 2

Exemplul arată că pot exista  $\mathcal{O}(n)$  elemente care migrează și pe care soluția de mai sus trebuie să le elimine și să le reinsereze. Mai rău, trebuie să urcăm în arbore pînă cînd subîntindem  $100!/2$  noduri, ceea ce depășește reprezentarea.

### Rezolvarea corectă

Facem următoarea observație. Valoarea  $n$  migrează circular prin pozițiile  $0, 1, \dots, n-1$ , începînd de la poziția pe care o are la intrare. Deci îi putem afla poziția finală. Pentru exemplul 2 din enunț, valoarea 4 începe de pe poziția 2 și ciclează prin pozițiile 3, 0, 1, 2, 3, 0, 1.

Mult mai interesantă este valoarea  $n-1$ . Acesta migrează cu o poziție spre dreapta ori de cîte ori valoarea  $n$  ajunge pe prima poziție. De asemenea, pozițiile acestei valori trebuie calculate între 0 și  $n-2$ , ignorînd aparițiile lui  $n$ .

Pe cazul general al unei valori  $v$ , aflată pe poziția inițială  $a[v]$ :

- Poziția finală  $b[v]$  este dată de  $a[v]$  și numărul de avansuri modulo  $v$ .
- $a[v]$  și  $b[v]$  țin cont doar de elementele mai mici decît  $v$ .
- Numărul de avansuri al valorii  $v-1$  este dat de numărul de treceri peste 0 ale lui  $v$ .

Putem găsi pozițiile inițiale  $a[v]$  ale fiecărei valori cu un AIB. Apoi calculăm în mod banal pozițiile finale  $b[v]$ . Din acestea putem recupera permutarea finală. Procesăm valorile  $v$  de la mare la mic. Valoarea  $n$  stă fix pe poziția  $b[n]$ . Apoi, fiecare valoare  $x$  stă pe a  $b[x]$ -a poziție încă liberă din permutarea finală.

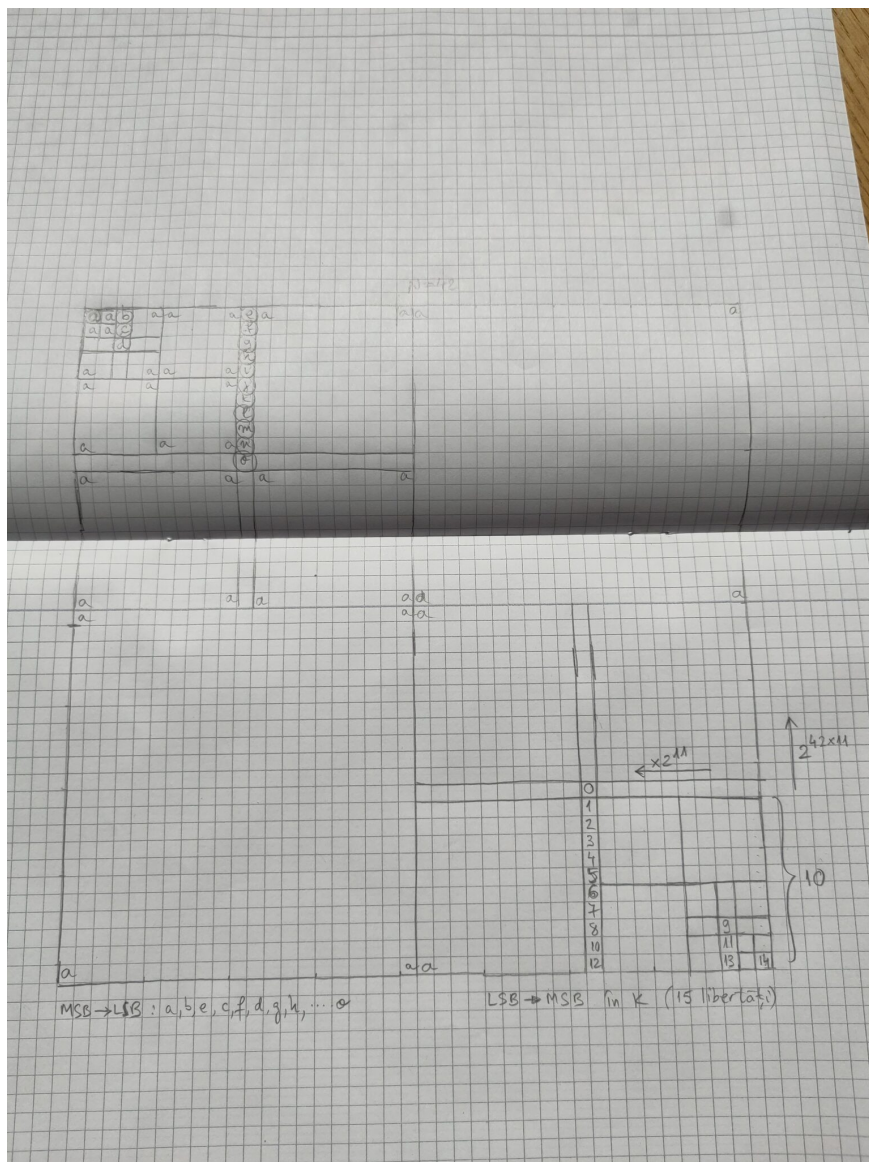
## 15.4.6 Problema Hipersimetrie (ONI 2019 clasele 11-12)

[enunț](#) • [sursă](#)

În acest capitol ne-am concentrat pe rangul permutărilor și al combinărilor, dar iată și o problemă de *unranking* pe matrice / pe șiruri binare. Este genul meu de problemă: 😊 un experiment de gîndire interesant care duce la un program clar și relativ scurt.

### O imagine

Aceasta este figura pe care am folosit-o la rezolvarea problemei, redesenată pentru claritate, dar altfel nemodificată. Mi se pare că pe baza acestei figuri, codul se scrie singur (Hans Niemann dă din cap aprobator). Vă recomand și vouă ca, dacă ideea problemei nu este clară, să alegeți exemple mai mari decît  $n=3$  sau  $n=4$ . Investiți timp într-un exemplu mare, căci el va simplifica înțelegerea algoritmului.


 Figura 15.1: O imagine pentru  $n = 42$ .

Apropo de acest efort, menționez [un citat](#) favorit al meu:

People said I did the impossible, but that's wrong: I merely did something so boring that nobody else had been willing to do it. – *Jacob Kaplan-Moss, creatorul Django*

Este trist că o olimpiadă se poate numi „de informatică” în timp ce concurenților nu le este permis accesul în sală cu foi de matematică la discreție. Mai degrabă aş concura fără o mînă decît fără hîrtie de matematică.

Și acum, să vedem ce învățăm din figură.

### Algoritmul teoretic

Dacă desenăm cîteva simboluri și urmărim unde se propagă ele prin hipersimetrie, observăm că:

- O matrice de dimensiune pară este formată din patru sferturi identice.
- O matrice impară este formată din patru sferturi identice și o cruce cu patru brațe identice.

Începem să ne dăm seama că sîntem liberi să alegem niște biți, iar restul vor fi impuși. De aici rezultă că numărul de matrice hipersimetrice va fi o putere a lui 2, acesta fiind și motivul pentru care îl primim pe  $k$  în baza 2. Fie  $L(n)$  numărul de libertăți al unei matrici, adică numărul de biți independenți pe care îi putem alege. Atunci:

- $L(2k) = L(k)$  deoarece, după ce completăm un sfert, celelalte trei sînt impuse.
- $L(2k + 1) = L(k) + k + 1$  deoarece, după ce completăm un sfert, mai putem da valori independente unia dintre brațele crucii (inclusiv centrul).

Astfel am ales pentru figura de mai sus  $n = 42$ , care ilustrează ambele cazuri. Există 15 libertăți, pe care le-am denumit alfabetic, și deci există  $2^{15}$  matrice hipersimetrice binare. Șirul de la intrare va avea cel mult 15 biți. A  $k$ -a matrice (*0-based*) este cea în care scriem biții lui  $k$  în locul literelor, apoi îi propagăm prin hipersimetrie. Deoarece în enunț  $k$  pornește de la 1, trebuie să îl decrementăm înainte de a începe.

Problema ne cere să tratăm matricea rezultată ca pe un număr cu  $n^2$  biți, citit de la stînga la dreapta și de sus în jos.

### Detalii de implementare

Am preferat să operez în colțul din dreapta-jos al matricii (acolo unde sînt biții mai puțin semnificativi). Astfel restul matricii poate fi completat prin înmulțiri, nu prin împărțiri. Am reprezentat și acolo cele 15 libertăți, de data aceasta cu valori de la 0 la 14 corespunzătoare biților lui  $k$  (unde 0 = cel mai puțin semnificativ bit).

Se vede că biții sînt distribuiți pe  $\mathcal{O}(\log n)$  coloane, unde fiecare coloană este cel mult jumătate din precedentă. Mai vedem că vom avea nevoie de coloane de biți, dar prioritatea lor crește pe linie, deci coloanele **nu** constau din subsecvențe contigue din  $k$  de la intrare, ci pe sărite.

Nu în ultimul rînd, suma înălțimilor coloanelor poate fi de sute de milioane. Cum  $k \leq 1\,000\,000$ , rezultă că o mare parte dintre biți vor fi implicit 0. Este important ca programul să nu-i proceseze decît pe cei de la intrare. Putem face asta dacă îl parcurgem pe  $k$  de la LSB spre MSB, iar libertățile de la centru spre periferie. Ne oprim cînd epuizăm biții lui  $k$ , deoarece restul ar fi zerouri, care nu afectează valoarea matricii.

Așadar, am izolat într-o clasă numită `bit_stream` codul care

- primește dimensiunea  $n$ ;
- iterează prin biții lui  $k$  și îi distribuie pe coloanele potrivite;
- la cerere, returnează una cîte una coloanele în ordinea descrescătoare a înălțimii (astfel le va cere codul principal).

### Recurența

Ne dorim ca funcția recursivă `compute_matrix(int s)` să genereze matricea de  $s \times s$  din colțul dreapta-jos al matricii totale. Funcția returnează valoarea matricii generate. Atenție: matricea nu va ocupa  $s \times s$  biți compacti, ci fiecare  $s$  biți vor ocupa porțiunea cel mai puțin semnificativă

dintr-un grup de  $n$  biți. De exemplu, o matrice de  $3 \times 3$  va ocupa 9 biți dintre primii  $3n$ , și anume biții  $0, 1, 2, n, n+1, n+2, 2n, 2n+1, 2n+2$ .

Procedăm astfel deoarece ne va fi mult mai ușor să translatăm un colț în celelalte trei colțuri. O matrice pară de mărime  $s$  trebuie copiată astfel:

- La stînga cu  $s$  coloane, prin înmulțirea valorii sale cu  $2^s$ .
- În sus cu  $s$  linii, prin înmulțirea valorii sale cu  $2^{sn}$ .
- În sus-stînga cu  $s$  linii și  $s$  coloane, prin înmulțirea cu  $2^{sn+s}$ .

Așadar, dacă notăm cu  $V_s$  valoarea matricei de latură  $s$ , atunci

$$V_{2s} = V_s \cdot (1 + 2^s) \cdot (1 + 2^{sn})$$

Același raționament se aplică și pentru matricele impare, dar pentru acestea trebuie să inserăm și crucea centrală. Este acceptabil să facem efort  $\mathcal{O}(1)$  per element, căci efortul total nu va depăși  $\mathcal{O}(k)$  (din nou, dacă avem grijă să nu cerem decît primii  $k$  biți). Iar cu efort  $\mathcal{O}(1)$  per element, completarea crucii este ușoară:

- Centrul trebuie amplasat într-un singur loc.
- Celelalte elemente trebuie amplasate de cîte patru ori.

Amplasarea unui bit la linia  $i$  și coloana  $j$  (numărînd din colțul de jos-dreapta) înseamnă pur și simplu creșterea valorii matricei cu  $2^{ni+j}$ .

## Puterile lui 2

O ultimă componentă necesară este posibilitatea de a calcula puteri mari ale lui 2. Din secțiunea de mai sus vedem că exponenții pot ajunge la  $n^2$ , adică  $10^{18}$ . Știm să facem asta cu exponențiere binară, dar se poate și în  $\mathcal{O}(1)$  (vezi capitolul TODO). Reiau aici ideea pe scurt.

În primul rînd, deoarece rezultatul este modulo  $M = 1\,000\,000\,007$ , putem aplica mica teoremă a lui Fermat, conform căreia  $2^e \equiv 2^{e \bmod (M-1)} \pmod{M}$ . Deci am redus exponenții la valori mai abordabile.

Apoi aplicăm descompunerea în radical. Calculăm doi vectori:

- $2^0, 2^1, 2^2, \dots, 2^{32767}$  și
- $2^0, 2^{1 \cdot 32768}, 2^{2 \cdot 32768}, \dots, 2^{32767 \cdot 32768}$

Astfel putem scrie  $2^e = 2^{(e/32768) \cdot 32768} \cdot 2^{e \bmod 32768}$ , pe care îl putem calcula în  $\mathcal{O}(1)$  operații.

### 15.4.7 Problema Trim (Baraj ONI 2023)

[enunț](#) • [sursă](#)

Nu am citit editorialul, dar este posibil ca la această problemă Comisia să fi scăpat din vedere o soluție. Cel puțin pe Kilonova, la o limită de 0,9 secunde, există multe soluții în sub 0,1 secunde.

Pare natural să sortăm interogările, apoi să începem să emitem șirul de biți. Doar că nu îl vom emite unul câte unul, ci în tranșe mai mari. La fiecare tranșă emisă, calculăm răspunsurile pentru interogările aflate în acea tranșă.

Fie  $n = 13$ . Atunci vom emite, în această ordine, numerele cu 1, 2, 3, ..., 13 biți de 1. Să considerăm numerele cu 7 biți de 1. Cel de-al doilea criteriu este valoarea numărului. La rîndul ei, valoarea numărului este dată în primul rînd de lungimea numărului: un număr cu 7 biți de 1, de lungime totală 10, va fi cuprins între 513 și 1023 și va fi întotdeauna mai mic decît un număr cu 7 biți de 1, de lungime totală 11, care va fi cuprins între 1025 și 2047.

Abordarea mea denuște **tranșă** o astfel de combinație de (număr de biți 1)  $\times$  (lățimea numerelor). Algoritmul emite o tranșă de lățime  $w$  biți în  $\mathcal{O}(1 + w \cdot \text{nr\_interogări})$ . Deoarece numărul de tranșe este  $\mathcal{O}(n^2)$ , va rezulta o complexitate totală de  $\mathcal{O}(n^2 + qn)$ .

Să considerăm tranșa de numere cu 7 biți 1 de lățime 10. Cum arată această tranșă?

1. Toate numerele au forma  $1bbbbbbb1$ , unde exact 5 dintre cei 8 biți centrali au valoarea 1.
2. Fiecare număr are o multiplicitate: el apare de 4 ori consecutiv, deoarece operăm pe numere care aveau inițial 13 biți. Numărul de 10 biți poate fi completat cu 3 zerouri la stînga sau la dreapta în 4 moduri distincte.
3. Există  $C_8^5$  grupe de câte 4 numere, ordonate conform ordinii lexicografice a combinațiilor.
4. Lungimea totală a tranșei este  $C_8^5 \cdot 4 \cdot 10$  biți.

Piesa finală din puzzle este să tipărim al  $p$ -lea bit din tranșă. Calculînd cîtul împărțirii lui  $p$  la 40 știm în zona cărei combinații se află el, iar calculînd restul împărțirii lui  $p$  la 10 știm al câtelea bit din combinație îl dorim. Aceasta este o operație clasică de *combination unranking*, implementată în funcția `find_bit()`.

## Partea V

# Geometrie computațională

# Capitolul 16

## Elemente de bază

Acest capitol se axează pe formule pentru

- puncte;
- drepte;
- teste de orientare;
- arii;
- intersecții.

Formulele de trigonometrie de la orele de matematică vă vor fi de ajutor!

### 16.1 Principii de implementare

Evitați împărțirile! Aceasta vă scapă de diverse erori de precizie și cazuri-limită (împărțiri prin zero). Ca bonus, codul devine mai rapid.

Luați în calcul cazurile particulare: unghiuri de  $90^\circ$ , drepte paralele, puncte coliniare etc. De multe ori, programul le tratează fără cod suplimentar.

Preferăți comparațiile în locul valorilor exacte. Un exemplu frecvent: ne pasă mai mult dacă  $C$  se află pe dreapta  $AB$ , la stînga sau la dreapta ei. Ne pasă mai puțin care este valoarea exactă a unghiului  $ABC$ .

Puteți găsi multe tutoriale teoretice utile, de exemplu pe [CP Algorithms](#) sau pe [UCF](#).

### 16.2 Puncte și vectori

Vom folosi interschimbabil următoarele trei noțiuni:

- Punctul  $P = (x_P, y_P)$ .
- Vectorul  $\vec{p}$  de la origine la  $P$ .
- Matricea de  $2 \times 1$   $\begin{pmatrix} x_P \\ y_P \end{pmatrix}$ .

Notăm cu  $|\vec{p}|$  sau pur și simplu cu  $p$  lungimea vectorului.

### 16.2.1 Adunare, înmulțire cu o constantă

Vectorii pot fi adunați între ei și scalați cu o constantă, ceea ce se traduce prin adunarea și înmulțirea cu o constantă a matricelor.

### 16.2.2 Produsul scalar (engl. *dot product*)

Se numește așa pentru că rezultatul este o valoare scalară. Are două definiții echivalente (demonstrați!):

- $\vec{p} \cdot \vec{q} = x_p x_q + y_p y_q$
- $\vec{p} \cdot \vec{q} = p \cdot q \cdot \cos \theta$ , unde  $\theta$  este unghiul dintre vectori.

Motivație (de exemplu): deplasarea unei greutate pe orizontală cu o forță oblică.

Produsul scalar este comutativ și distributiv.

Aplicație: **Proiecții**. Lungimea proiecției vectorului  $p$  pe direcția vectorului  $q$  este

$$\text{proj}_{\vec{q}} \vec{p} = \frac{\vec{p} \cdot \vec{q}}{|\vec{q}|}$$

Aplicație: **Test de perpendicularitate**. Doi vectori sînt perpendiculari dacă produsul lor scalar este 0. Exemplu: pentru punctele  $P = (5, 2)$  și  $Q = (-4, 10)$ , unghiul  $POQ$  este drept, iar  $-4 \cdot 5 + 2 \cdot 10 = 0$ . Mai mult, produsul este pozitiv / negativ după cum  $\theta$  este mai mic sau mai mare de  $90^\circ$ .

Aplicație: **Comparații de unghiuri**. Vom avea ocazional nevoie să sortăm puncte radial, după unghiul pe care îl fac față de un reper comun. Nu ne interesează unghiurile în sine, ci să le comparăm între ele. Se aplică pe orice domeniu unde funcția cosinus este monotonă (de exemplu  $0-180^\circ$ ).

### 16.2.3 Produsul vectorial (engl. *cross product*)

Se numește așa pentru că rezultatul este o valoare vectorială. Vectorul este perpendicular pe planul determinat de  $p$  și  $q$ , cu sensul dat de regula șurubului. Mărimea vectorului are două definiții echivalente (din nou, demonstrați!):

- $|\vec{p} \times \vec{q}| = x_p y_q - y_p x_q$
- $|\vec{p} \times \vec{q}| = p \cdot q \cdot \sin \theta$ .

Motivație: mărimea produsului vectorial este aria paralelogramului descris de  $\vec{p}$  și  $\vec{q}$ . Alternativ, este dublul ariei triunghiului. Faptul că produsul este orientat înseamnă că aria poate fi pozitivă sau negativă: produsul vectorial „iese din” sau „intră în” planul tablei după cum unghiul  $\theta$  este pozitiv ( $p$  se rotește peste  $q$  în sensul trigonometric) sau negativ.



Aplicație: **Coliniaritate**. Dacă trei puncte A, B, C sînt coliniare atunci produsul vectorial  $\vec{AB} \times \vec{AC} = 0$ .

Aplicație: **Aria unui poligon** prin două metode: (1) ca sumă de trapeze și (2) ca sumă de triunghiuri cu vîrfurile în origine (vezi secțiunea [Arii](#) pentru detalii).

### 16.2.4 Unghiuri

Putem afla concret unghiul dintre doi vectori cu funcțiile  $\arcsin$ ,  $\arccos$ ,  $\atan$  sau  $\atan2$ . Atenție la cazurile particulare și erorile de precizie! Funcția  $\atan2$  are meritul că primește la intrare valorile pe componente,  $y$  și  $x$ .

Funcțiile trigonometrice inverse sînt lente! Dacă problema permite, înlocuiți-le cu comparații de unghiuri, unde produsele de mai sus sînt suficiente.

### 16.2.5 Rotații

Pentru a roti punctul  $(x, y)$  în jurul originii cu  $\theta$  radiani, putem aplica o matrice de rotație:

$$\begin{pmatrix} x' \\ y' \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} \cos \theta & -\sin \theta \\ \sin \theta & \cos \theta \end{pmatrix} \cdot \begin{pmatrix} x \\ y \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} x \cos \theta - y \sin \theta \\ x \sin \theta + y \cos \theta \end{pmatrix}$$

Putem calcula manual un exemplu, să zicem rotația punctului  $(\frac{\sqrt{3}}{2}, \frac{1}{2})$  cu  $30^\circ$ .

Pentru a face rotația relativ la un alt punct,  $(x_0, y_0)$ , putem face întâi o translație cu  $(-x_0, -y_0)$ , apoi rotația, apoi translația la loc cu  $(+x_0, +y_0)$ .

## 16.3 Drepte și segmente

Există multe forme echivalente pentru ecuația unei drepte în plan. Majoritatea rezultă imediat dintr-un desen (cu asemănare de triunghiuri).

1.  $ax + by + c = 0$  – forma generală. Nu are cazuri particulare. Poate descrie cu ușurință drepte verticale ( $a = 1$  și  $b = 0$ ) sau orizontale ( $a = 0$  și  $b = 1$ ). Doar că nu întotdeauna decurge ușor din datele de la intrare.
2.  $\frac{x-x_1}{x_2-x_1} = \frac{y-y_1}{y_2-y_1}$  – dreapta care trece prin punctele  $(x_1, y_1)$  și  $(x_2, y_2)$ . De regulă aceasta decurge din datele de intrare (puncte). Este nedefinită pentru drepte verticale și orizontale (căci  $x_1 = x_2$  sau  $y_1 = y_2$ ), dar putem ușor preveni asta înmulțind mezii și extremii.
3.  $y - y_1 = m(x - x_1)$  — dreapta care trece prin punctul  $(x_1, y_1)$  și are pantă  $m$ . Pantă este tangenta unghiului format de dreaptă cu axa Ox. Este nedefinită pentru drepte verticale, căci unghiul este de  $90^\circ$  și pantă este infinită.
4.  $y = mx + y_0$  – dreapta care trece prin punctul  $(0, y_0)$  și are pantă  $m$  (engl. slope + y-intercept).

5.  $y_0x + x_0y - x_0y_0 = 0$  – dreapta care taie axele Ox și Oy în punctele  $(x_0, 0)$  și  $(0, y_0)$  (engl. x-intercept + y-intercept).

### 16.3.1 Test de paralelism

Trecînd de la forma (1) la forma (3) aflăm că, în forma generală, panta este  $-\frac{a}{b}$ . Două drepte  $ax + by + c = 0$  și  $dx + ey + f = 0$  sînt paralele dacă și numai dacă au aceeași pantă, deci  $-\frac{a}{b} = -\frac{d}{e}$  sau, echivalent,  $ae = bd$ .

### 16.3.2 Test de perpendicularitate

Două drepte sînt perpendiculare dacă și numai dacă produsul pantelor este egal cu -1:

$$-\frac{a}{b} \cdot -\frac{d}{e} = -1 \iff ad + be = 0$$

Demonstrație: în figura de mai jos, date fiind pantele  $m_1$  și  $m_2$  (unde, atenție,  $m_2$  este negativă), construim punctele  $Q$  și  $R$  pe cele două drepte și scriem teorema lui Pitagora în triunghiul dreptunghic  $PQR$ :

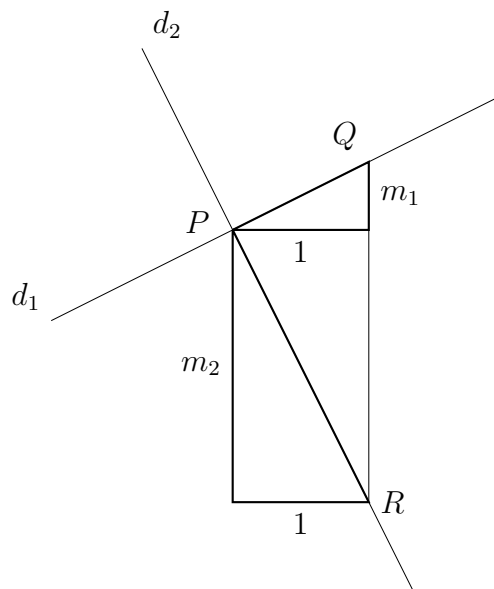


Figura 16.1: Dreptele  $d_1$  și  $d_2$  au respectiv pantele  $m_1$  și  $m_2$ .

$$\begin{aligned} PQ^2 + PR^2 &= QR^2 \\ 1^2 + m_1^2 + 1^2 + m_2^2 &= (m_1 - m_2)^2 \\ m_1 m_2 &= -1 \end{aligned}$$

### 16.3.3 Intersecția a două drepte

Se rezolvă prin rezolvarea sistemului de două ecuații cu două necunoscute:

$$\begin{cases} ax + by + c = 0 \\ dx + ey + f = 0 \end{cases}$$

Cazuri particulare: dacă  $a/d = b/e$  (sau, echivalent,  $ae = bd$ ), atunci dreptele sînt paralele și nu există soluții. Dacă raportul este egal și cu  $c/f$ , atunci dreptele sînt confundate și există o infinitate de soluții.

### 16.3.4 Separarea planului

Valoarea  $ax + by + c$  va fi 0 pentru toate punctele de pe dreaptă și doar pentru acelea. Dar, mai mult decît atît, valoarea va fi în mod consecvent pozitivă sau negativă pentru punctele de o parte și de cealaltă a dreptei. Așadar, două puncte  $(x_1, y_1)$  și  $(x_2, y_2)$  se află de aceeași parte a dreptei dacă  $ax_1 + by_1 + c$  și  $ax_2 + by_2 + c$  au același semn.

### 16.3.5 Distanța punct-dreaptă

Dacă, în plus, ecuația dreptei are **forma canonică**, adică  $a^2 + b^2 = 1$ , atunci înlocuind un punct în ecuația dreptei nu obținem doar un număr pozitiv/negativ oarecare, ci distanța de la punct la dreaptă.

Putem aduce ecuația dreptei la forma canonică împărțind  $a$ ,  $b$  și  $c$  prin  $\sqrt{a^2 + b^2}$ .

### 16.3.6 Intersecția a două segmente

Date fiind segmentele  $AB$  și  $CD$ , dacă avem nevoie de intersecția lor, putem să calculăm intersecția dreptelor și să vedem dacă ea se află în interiorul ambelor segmente. Dacă, în schimb, vrem doar să știm dacă segmentele se intersectează, putem folosi separarea planului, care nu necesită împărțiri:

- Se află  $A$  și  $B$  de părți diferite ale dreptei  $CD$ ?
- Se află  $C$  și  $D$  de părți diferite ale dreptei  $AB$ ?

Discuție: ce lipsește din implementarea de mai jos? Are erori de precizie? Erori de împărțire prin zero? Cazuri particulare degenerate?

```
typedef struct {
    int x, y;
} point;

int sgn(long long x) {
    return (x > 0) - (x < 0);
}
```

```

int det(point a, point b, point c) {
    return sgn((long long)(b.x - a.x) * (c.y - a.y) -
               (long long)(c.x - a.x) * (b.y - a.y));
}

bool segments_intersect(point a, point b, point c, point d) {
    return
        (det(a, b, c) != det(a, b, d)) &&
        (det(c, d, a) != det(c, d, b));
}

```

## 16.4 Orientare; determinanți

Am ajuns deja la observația că dreapta separă planul în valori pozitive, negative și nule. Atunci când ecuația dreptei are o orientare, de exemplu când este specificată prin două puncte  $P$  și  $Q$  care îi dau un sens, putem căpăta informații ca stînga / dreapta și sens trigonometric / sens orar.

Concret, dîndu-se trei puncte  $A$ ,  $B$ , și  $C$ , sunt ele (a) date în ordine trigonometrică sau (b) date în ordine orară sau (c) coliniare? Echivalent, vectorul  $\vec{BC}$  cotește, față de vectorul  $\vec{AB}$ , (a) la stînga sau (b) la dreapta sau (c) nu cotește?

Abordarea directă este să calculăm ecuația dreptei  $AB$  sub forma  $ax + by + c = 0$  și să înlocuim coordonatele punctului  $C$  în această ecuație. Mai simplu, lăsăm ecuația dreptei  $AB$  în forma determinată de două puncte. Înlocuind punctul generic  $(x, y)$  cu  $(x_C, y_C)$  obținem:

$$\frac{x_C - x_A}{x_B - x_A} = \frac{y_C - y_A}{y_B - y_A}$$

$$(x_C - x_A)(y_B - y_A) - (y_C - y_A)(x_B - x_A) = 0$$

Putem scrie partea stîngă ca pe un determinat:

$$\begin{vmatrix} x_A & y_A & 1 \\ x_B & y_B & 1 \\ x_C & y_C & 1 \end{vmatrix} \gtrless 0$$

Valoarea determinantului este:

- pozitivă dacă  $A$ ,  $B$  și  $C$  sînt în sens trigonometric;
- negativă dacă  $A$ ,  $B$  și  $C$  sînt în sens antitrigonometric;
- 0 dacă  $A$ ,  $B$  și  $C$  sînt coliniare.

Aplicație: **test de incluziune a punctului în triunghi** sau în orice poligon convex. Testăm determinanții triunghiurilor formate de punct cu fiecare latură a poligonului,  $P_i P_{i+1}$ . Dacă punctul

este strict în poligon, vom obține peste tot același semn. Dacă punctul este pe o latură sau într-un vîrf, vom obține și una sau două valori 0. Dacă punctul este exterior poligonului, vom obține atît valori pozitive, cît și negative. Dacă, în plus, știm ordinea în care sînt specificate vîrfurile poligonului, atunci știm exact ce semn așteptăm, ceea ce scurtează puțin implementarea.

## 16.5 Arie

De fapt, determinantul de mai sus ne spune mult mai mult decît un simplu semn. Valoarea lui, luată în modul, este dublul ariei triunghiului  $ABC$ :

$$\mathcal{A}_{ABC} = \frac{1}{2} \begin{vmatrix} x_A & y_A & 1 \\ x_B & y_B & 1 \\ x_C & y_C & 1 \end{vmatrix}$$

### 16.5.1 Aria unui poligon oarecare prin metoda trapezelor

Pentru fiecare latură a poligonului,  $P_{i-1}P_i$ , să considerăm trapezul dreptunghic determinat de  $P_{i-1}$ ,  $P_i$  și proiecțiile lor pe  $Ox$ .

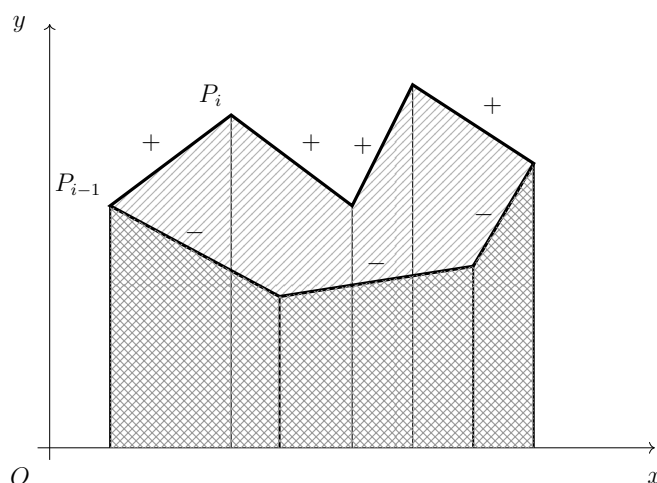


Figura 16.2: Aria heptagonului cu contur gros se obține prin însumarea ariilor cu semn ale celor 7 trapeze.

Acest trapez are aria:

$$\mathcal{A} = (x_i - x_{i-1}) \cdot \frac{y_i + y_{i-1}}{2}$$

Însumăm toate aceste arii și luăm rezultatul în modul. Frumusețea constă în faptul că trapezele pentru care  $x_i > x_{i-1}$  vor contribui cu arii pozitive, iar celelalte cu arii „negative”. Diferența este exact aria poligonului.

## 16.5.2 Aria unui poligon oarecare prin metoda triunghiurilor

O metodă similară, dar cu o formulă puțin mai simplă, consideră pentru latura  $P_{i-1}P_i$  triunghiul  $OP_{i-1}P_i$ . Prin fix același raționament deducem că modulul sumei ariilor triunghiurilor este aria poligonului. Iar, deoarece unul dintre puncte este  $(0, 0)$ , aria se calculează foarte simplu:

$$\mathcal{A}_{OP_{i-1}P_i} = \frac{1}{2}(x_i y_{i-1} - x_{i-1} y_i)$$

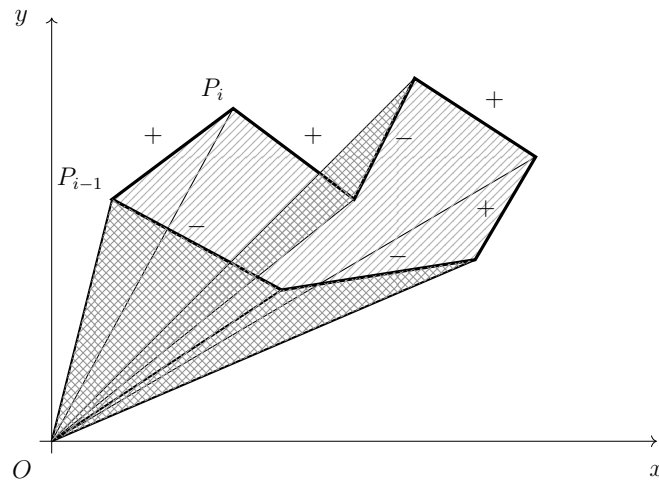


Figura 16.3: Aria heptagonului cu contur gros se obține prin însumarea ariilor cu semn ale celor 7 triunghiuri.

## 16.6 Probleme

### 16.6.1 Problema Cuiburi (Baraj ONI 2010)

[enunț](#) • [sursă](#)

2010 erau vremuri mai simple. 😊 Cărămida de bază a problemei este să testăm incluziunea între două figuri geometrice, care pot fi dreptunghiuri sau cercuri. Deci există un **if** cu patru cazuri, pe care le vom discuta.

Problema cere un fel de drum de lungime maximă într-un graf în care figurile sînt noduri, iar muchiile indică incluziunea. Dar putem observa că graful este aproape aciclic. Poate exista un ciclu doar între figuri identice. Rezultă că putem căuta o sortare topologică astfel încît toate muchiile să meargă doar spre dreapta. Putem sorta după arie sau după perimetru (eu am ales aria).

După sortare, definim  $l[i]$  = lungimea maximă a unei cuibăreli terminate cu cuibul  $i$  și calculăm vectorul  $l$  în complexitate totală  $\mathcal{O}(n^2)$ .

### 16.6.2 Problema Ace (OJI 2017, clasa a 9-a)

[enunț](#) • [sursă](#)

Nu este foarte mult de povestit. Examinăm fiecare rază pornind de la  $(n, m)$ . Pentru o rază cu progresia  $(dr, dc)$ , iterăm prin toate punctele și menținem maximul. Prin „maxim” înțelegem acul care ne obligă să „ridicăm” privirea cel mai mult de la orizontală, adică acul al cărui vîrf formează un unghi maxim cu orizontala și cu punctul  $(n, m)$ .

Am ales să citesc matricea invers ca să pot porni razele de la  $(0, 0)$ .

### 16.6.3 Problema Baba Oarba (Lot 2016)

enunț • sursă

Va fi nevoie să facem  $D$  pași pentru a ajunge la Zeratul, deci problema ne permite 50 de apeluri ca să ne așezăm pe direcția potrivită. Este oare suficient?

O idee destul de directă este să folosim căutarea binară pentru a înjumătăți sectorul de cerc în care se poate afla Zeratul relativ la Tassadar. Să detaliem!

La o distanță de cel mult 100.000 de metri ne este permisă o abatere de cel mult 1 metru. Ce înseamnă asta ca unghiuri? Cît de precisă trebuie să fie direcția aleasă? Pentru unghiuri foarte mici, știm că  $\sin \alpha \approx \alpha$ . Așadar, trebuie să calculăm direcția cu o precizie de  $1/100.000$ . Inițial, direcția poate fi oriunde între 0 și  $2\pi$ , deci trebuie să reducem intervalul de circa 6,3 milioane de ori. Rezultă că ne trebuie 23 de iterații și avem dreptul să facem cam două interogări per iterație.

Astfel, am redus problema la întrebarea: știind sectorul curent în care se află Zeratul, cum îl înjumătățim punînd doar două întrebări? (Cum înjumătățim sectorul, nu pe Zeratul.)

O soluție imperfectă, dar suficient de bună, calculează bisectoarea sectorului curent și face un pas la stînga, **perpendicular pe bisectoare**. Zeratul este în stînga sau în dreapta bisectoarei după cum Tassadar s-a apropiat sau s-a depărtat de el. Apoi Tassadar face pasul înapoi.

Aș mai preciza și că putem testa problema offline, ca să nu consumăm *submissions* aiurea. Este nevoie să ne scriem propriul babaoarba.h, dar nu este o treabă prea grea.

### 16.6.4 Problema Arhitect (OJI 2023, clasa a 10-a)

enunț • surse

Problema este elementară. Trebuie să grupăm niște segmente după pante, avînd grijă să numărăm pantele  $m$  împreună cu pantele  $-1/m$  pentru orice  $m$ . Ca să nu operez cu pante infinite, am ales să rotesc toate segmentele pentru a le aduce în cadranul I, mai exact, în intervalul  $[0^\circ, 90^\circ)$ . Putem face asta cu cîteva **if**-uri, dar mi s-a părut mai simplu să fac efectiv cel mult trei rotații:

```
while ((dx <= 0) || (dy < 0)) {
    int tmp = dy;
    dy = -dx;
    dx = tmp;
}
```

De aici, implementarea se ramifică:

1. Putem opera chiar pe perechi de numere. Pentru a testa egalitatea a două pante  $a$  și  $b$ , testăm egalitatea produselor  $a.dx * b.dy$  și  $a.dy * b.dx$ .
2. Putem opera pe `double`, căci  $dx$  este nenul și putem face împărțirea. Nu am întâmpinat erori de precizie, deși în teorie ele sînt posibile.
3. Pentru numărarea duplicatelor, putem să colectăm pantele și să le sortăm sau să le stocăm într-un map.

### 16.6.5 Problema Elicoptere (OJI 2016, clasele 11-12)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema cere:

1. Să stabilim ce perechi de triunghiuri pot fi unite prin segmente orizontale sau verticale de lungime cel mult  $k$ .
2. Să construim graful indus în care triunghiurile sînt noduri, iar segmentele sînt muchii.
3. Să calculăm arborele parțial minim al a acestui graf și să raportăm diverse informații.

Mai departe, trebuie doar să evităm complicațiile la punctul (1). Cu  $n \leq 100$  eficiența este complet irelevantă. Mai important este să programăm îngrijit.

Sper să fie evident că distanța minimă se obține (și) printr-un segment care conține un vîrf al unui triunghi. O demonstrație poate fi: să considerăm că distanța minimă ia naștere undeva între două laturi  $AB$  și respectiv  $CD$ , dar fără a conține niciun vîrf. Atunci:

- fie  $AB \nparallel CD$ , caz în care putem transla segmentul de lungime „minimă” pentru a îl scurta,
- fie  $AB \parallel CD$ , caz în care putem transla segmentul pînă atinge un vîrf, păstrîndu-i lungimea.

Codul meu evidențiază subprobleme succesiv mai mici. Cărămida de bază este aflarea distanței orizontale de la un punct la un segment. Nu am reușit să evit cazul particular în care segmentul este și el orizontal. Pentru tratarea cazului vertical, am preferat să reflect punctele față de diagonală principală ( $(x, y)$  devine  $(y, x)$ ), apoi să rulez tot cazul cu segment orizontal.

### 16.6.6 Problema Arpa and an Exam About Geometry (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Și această problemă este relativ elementară. Pentru a putea roti  $A$  peste  $B$ , trebuie să alegem un centru  $P$  astfel încît  $PA = PB$ . Așadar,  $P$  trebuie să fie pe mediatoarea segmentului  $AB$ . Similar,  $P$  trebuie să fie pe mediatoarea segmentului  $BC$ . În concluzie,  $P$  este centrul cercului circumscris triunghiului  $\triangle ABC$ . Din fericire, nu trebuie să aflăm acest centru, ci doar să știm dacă el există. Este suficient să verificăm că  $A$ ,  $B$  și  $C$  nu sînt coliniare.



Pentru a putea roti **simultan**  $A$  peste  $B$  și  $B$  peste  $C$ , să ne închipuim că rotim cercul centrat în  $P$ . Este nevoie ca  $\angle APB = \angle BPC$ , ceea ce se poate exprima mai simplu ca  $AB = BC$ .

### 16.6.7 Problema Bear and Floodlight (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema are două componente, ambele ușoare (la valoarea noastră...).

#### Componenta de geometrie

Cărămida de bază este: presupunând că am reușit, folosind o submulțime de reflectoare, să ducem ursul în punctul  $(x, 0)$ , pînă unde îl putem duce folosind un nou reflector aflat la  $x_c, y_c$  și de unghi  $a$ ?

**Metoda 1:** Aflăm, de exemplu cu funcția `atan2`, unghiul format de vectorul  $(x_c, y_c) - (x, 0)$  cu orizontala. Adăugăm  $a$  la acest unghi. Obținem ecuația unei drepte care trece prin  $(x_c, y_c)$  și are un unghi determinat. În ecuația acestei drepte înlocuim  $y$  cu 0 și aflăm noul  $x$ .

**Metoda 2:** Aplicăm o matrice de rotație punctului  $(x, 0)$  raportat la  $(x_c, y_c)$ . Astfel obținem un punct  $(x', y')$ . Din punctele coliniare  $(x_c, y_c), (x', y')$  și  $(x_{nou}, 0)$  aflăm prin asemănare  $x_{nou}$ . Mi se pare o metodă mai simplă și este și mai rapidă, întrucît putem precalcuła sinusul și cosinusul unghiului de rotație  $a$ . În rest, facem doar înmulțiri. În metoda 1 nu avem această posibilitate, căci mereu aplicăm arctangenta unui segment diferit.

Este nevoie să tratăm cazul cînd reflectorul ajunge să bată orizontal sau chiar în sus, caz în care noul  $x$  poate fi nedefinit sau poate „fugi” înapoi în stînga. Dar este suficient doar un **if**: dacă  $y' \geq y_c$ , înseamnă că am rotit reflectorul într-o poziție care acoperă semidreapta orizontală de la  $(x_c, y_c)$  spre dreapta.

#### Componenta de programare dinamică

Dat fiind că  $n$  este mic, ne permitem să scriem o programare dinamică pe măști de biți. Pentru o mască  $m$  reținem  $x$ -ul maxim la care putem ajunge folosind doar reflectoarele cu bitul setat în mască, în orice ordine.

Cum calculăm acest maxim? Dintre reflectoarele din  $m$ , unul trebuie să fie ultimul. Deci, rînd pe rînd, eliminăm cîte un bit, luăm  $x$ -ul maxim oferit de masca rămasă și îl extindem cu reflectorul al cărui bit l-am eliminat. Astfel obținem complexitatea totală  $\mathcal{O}(n \cdot 2^n)$ .

### 16.6.8 Problema TrapEZZ (Moisil++ 2023, clasele 11-12)

[enunț](#) • [sursă](#)

Soluțiile relativ evidente sînt  $\mathcal{O}(n^4)$ , care iterează prin toate mulțimile de 4 puncte, și  $\mathcal{O}(n^3 \log n)$  sau chiar  $\mathcal{O}(n^3)$ , care fixează 3 puncte și îl caută pe al 4-lea.

Pentru o soluție în  $\mathcal{O}(n^2 \log n)$ , să vedem ce putem face pentru perechi de puncte. Dacă fixăm o bază și ne întrebăm „unde ar putea fi cealaltă bază?”, nu (cred că) ajungem nicăieri, pentru că bazele trebuie să fie bine aliniat pentru ca trapezul să fie isoscel. Însă așa ne poate veni ideea să folosim mediatoarele pe baze: două segmente reprezintă bazele unui trapez isoscel dacă au aceeași mediatoare.

Restul sînt detalii de implementare. Decît să grupez segmentele într-un `map` după ecuația mediatoarei, am preferat să le sortez după mediatoare, apoi să le procesez în blocuri cu aceeași mediatoare, ceea ce s-a dovedit a fi mai rapid.

Este nevoie de atenție și la condițiile (3) și (4): trebuie să eliminăm trapezele degenerate și dreptunghiurile.

### 16.6.9 Problema Terenuri (Baraj ONI 2011)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema definește exact [diagramele Voronoi](#), dar rezolvarea nu se bazează pe ele (din fericire). Vom studia natura diagramelor Voronoi și vom trage concluzia că un țăran este liber dacă și numai dacă el se află pe înconjurătoarea convexă a setului curent de puncte (inclusiv pe o latură). Deocamdată nu avem nevoie să cunoaștem algoritmi pentru înfășurătoarea convexă. Îi vom studia în lecția viitoare.

Așadar, problema se reduce la menține incremental înfășurătoarea convexă, pe măsură ce setul de puncte crește. Înfășurătoarea poate doar să crească, deci țăranii care sînt liberi pot deveni dominați, niciodată invers. Întrebarea-cheie este: cum procesăm un nou punct? Dacă el se află în interiorul înfășurătoarei, atunci țăranul aferent este dominat de la bun început și îl putem ignora. Dacă punctul se află pe înfășurătoare sau în afara ei, trebuie să îl adăugăm la înfășurătoare și eventual să scoatem punctele care formează unghiuri concave.

Acest lucru poate fi codat scurt și elegant, cu un singur `map<double, point>`. Alegem un centru arbitrar, de exemplu medianul primelor două puncte de la intrare. Raportat la centru, menținem punctele de pe înfășurătoare sortate polar. Am folosit funcția `atan2` pentru calculul unghiului, căci datele sînt deja numere reale. Restul implementării cere doar o navigare îngrijită printre vecinii, în `map`, ai punctului nou inserat.

Merită să avem o discuție aici despre evitarea redundanței în `std::map`. Dorim să inserăm punctul și să obținem un iterator la el, pentru a elimina unghiurile reflexe. Cel mai scurt cod ar arăta așa:

```
auto it = hull.find(angle);

if (it == hull.end()) {
    hull[angle] = p;
    it = hull.find(angle);
} else {
```

```
it->second = p;
}
```

Doar că acest cod face căutarea de trei ori! De două ori cu funcția `find()` și a treia oară cu operatorul `[]`. Putem reduce aceasta la doar două căutări, căci funcția `map::insert` **returnează** un iterator la elementul inserat, exact ce ne trebuie:

```
iter it = h.find(angle);

if (it == h.end()) {
    it = h.insert({angle, p}).first;
} else {
    it->second = p;
}
```

Sursa completă anexată arată cum putem face o singură căutare, ceea ce mai câștigă 10% din timp. Secretul este o combinație de două lucruri.

- Funcția `lower_bound()` **returnează** un iterator la primul element mai mare sau egal cu cheia căutată, adică exact la poziția inserării.
- Funcția `insert()` acceptă iteratorul de mai sus ca parametru și face inserarea în  $\mathcal{O}(1)$ .

### 16.6.10 Problema Metin2 (Finala IIOT 2021-22)

[enunț](#) • [sursă](#)

Ideea de rezolvare nu este excesiv de grea. Totul este să nu cădem în capcana de a menține intersecția poligonului, care pare o abordare nerezonabil de dificilă.

Mai rezonabil este să colectăm toate cele  $4n$  laturi ca pe niște drepte **orientate**. Apoi le sortăm după pantă. Acum știm că poligonul-intersecție trebuie să se afle **în stînga tuturor dreptelor**. O primă observație este că, dacă există mai multe drepte paralele (cu aceeași pantă), este suficient să o păstrăm pe cea mai din stînga. Dacă intersecția o va respecta pe aceasta, le va respecta automat și pe restul.

Acum să considerăm că am iterat printr-o parte din drepte și am construit o parte din poligon,  $ABC \dots OPQ$ . Să procesăm următoarea dreaptă în ordinea pantei,  $d$ . Dacă ea continuă „natural” poligonul, în sens trigonometric, atunci  $Q$  se va afla la stînga lui  $d$ , iar poligonul se continuă cu o porțiune din  $d$ . Dacă, în schimb,  $Q$  se află la dreapta lui  $d$ , atunci prin definiție  $Q$  nu are cum să facă parte din intersecție.

(TODO: figură)

Rezultă că putem ține o stivă de drepte presupuse a forma laturile intersecției. Pentru ușurință, ținem și o stivă de intersecții între perechi de drepte consecutive. Acestea formează vîrfurile poligonului. Fiecare dreaptă procesată elimină din stivă vîrfurile aflate în dreapta ei, precum și

dreptele aferente acelor vîrfuri. Apoi se inserează pe ea însăși în stivă, împreună cu punctul de intersecție între ea și ultima dreaptă din stivă.

La final, rezultă o linie frîntă în formă de „6”, care se poate autointersecta și poate conține multe segmente redundante dincolo de poligonul propriu-zis. Acestea trebuie eliminate, de la ambele capete, folosind același test de orientare (stînga = OK, dreapta = elimină).

### **Detaliu de implementare)**

Cînd sortăm dreptele după pantă, la egalitate (drepte paralele) dorim să le sortăm de la stînga la dreapta. Cum definim „stînga” și „dreapta”? Dreapta  $d_1$  este în stînga dreptei  $d_2$  dacă, înlocuind un punct (orice punct) de pe dreapta  $d_1$  în ecuația dreptei  $d_2$  obținem o valoare pozitivă.

Cel mai simplu mi-a fost să rețin, pentru fiecare dreaptă, un punct cunoscut a fi pe dreaptă (unul dintre cele două puncte date la intrare). Există și o metodă de a afla un punct de pe dreapta  $d_1$  în momentul testului, ceea ce reduce memoria, dar codul devine mai lung și mai greoi.

# Capitolul 17

## Algoritmi specifici

### 17.1 Teorema lui Pick

Teorema lui Pick ([Wikipedia](#), [CP Algorithms](#)) definește o relație între aria unui poligon cu vîrfuri de coordonate întregi (numit și poligon laticel) și numărul de puncte laticelale din interiorul său și de pe conturul său. Dacă poligonul are  $I$  puncte laticelale interioare și  $B$  puncte pe contur (engl. *boundary*), atunci aria sa  $A$  este:

$$A = I + \frac{B}{2} - 1$$

Demonstrația nu este grea, dar este laborioasă. Ea demonstrează corectitudinea formulei de la figuri simple spre complexe:

1. Dreptunghiuri cu laturile paralele cu axele.
2. Triunghiuri dreptunghice cu laturile paralele cu axele.
3. Triunghiuri oarecare, prin completarea lor, în exterior, cu triunghiuri dreptunghice pentru a forma un dreptunghi.
4. Poligoane oarecare, prin triangulare.

### 17.2 Înfășurătoarea convexă

Definiție: **Înfășurătoarea convexă** a unei mulțimi de  $n$  puncte este cel mai mic poligon convex care include mulțimea, pe contur sau în interior.

Vom descrie trei algoritmi clasici:

1. [Graham scan](#), de complexitate  $\mathcal{O}(n \log n)$ .
2. [Lanțuri monotone](#), tot de complexitate  $\mathcal{O}(n \log n)$ .
3. [Împachetarea cadoului](#) (numit și „marșul lui Jarvis”), de complexitate  $\mathcal{O}(n \cdot h)$ .

Complexitatea  $\mathcal{O}(n \log n)$  este optimă. Dacă ar exista un algoritm asimptotic mai bun, l-am

putea folosi ca să sortăm numere mai rapid decât  $\mathcal{O}(n \log n)$ . Fie  $v[1..n]$  vectorul de sortat. Pentru fiecare element  $v[i]$  creăm un punct în plan  $(v[i], v[i]^2)$ . Calculăm înfășurătoarea convexă a mulțimii de puncte. Cum punctele sînt pe o parabolă, toate vor fi pe înfășurătoarea convexă, care va enumera aceste puncte în ordine... adică va sorta vectorul  $v$ .

Ca la multe alte implementări de geometrie computațională, dificultatea constă în evitarea cazurilor particulare.

## 17.3 Algoritmi de baleiere

Un **algoritm de baleiere** (engl. *sweep line algorithm*) este o tehnică prin care iterăm printr-o colecție de obiecte (puncte, segmente, dreptunghiuri etc.) prin translatarea în plan a unei drepte imaginare, de exemplu prin translatarea orizontală a unei drepte verticale. Menținem o structură de date relevantă pentru poziția curentă a dreptei. Examinăm momentele în care dreapta atinge o poziție notabilă: coordonata unui punct, extremitatea stîngă sau dreaptă a unui dreptunghi etc. Aceste momente se numesc **evenimente**. Pentru fiecare eveniment actualizăm structura de date, ceea ce de regulă ne permite să actualizăm și răspunsul la problemă.

Folosim această tehnică pentru a obține timpi de rulare asimptotic mai buni decât cu o soluție naivă. [Wikipedia](#) oferă puțin context istoric și un exemplu vizual pentru calculul diagramelor Voronoi.

Unele dintre problemele de baleiere necesită efectiv geometrie computațională, folosind formule pentru intersecții, orientări etc. Altele sînt rezolvabile și fără, doar cu menținerea unor structuri de date peste numere întregi.

Vom discuta teoretic două probleme clasice:

1. Dîndu-se o colecție de  $n$  segmente, găsiți două care se intersectează sau raportați că nu există nicio intersecție. Puteți găsi explicații în detaliu pe [CP Algorithms](#) și o prezentare cu mai multă grafică [aici](#). Pentru o problemă înrudită, vedeți [Lights \(CodeChef\)](#).
2. Calculați aria / perimetrul reuniunii a  $n$  dreptunghiuri cu laturile paralele cu axele. Pentru o formulare apropiată, vedeți [Vika and Segments \(Codeforces\)](#).

## 17.4 Șublerul rotitor

Această metodă (engl. *rotating calipers*) amintește un pic de tehnica celor doi pointeri. Ea reduce la  $\mathcal{O}(n)$  timpul de rezolvare pentru probleme pe care le-am putea rezolva în  $\mathcal{O}(n \log n)$  prin  $n$  căutări binare. Ea rezolvă multe probleme clasice ca:

- Diametrul unui poligon (distanța maximă între două puncte din poligon).
- Lățimea unui poligon (distanța minimă între două drepte paralele care cuprind poligonul).
- Distanța minimă/maximă dintre două poligoane.
- Dreptunghiul de arie/perimetru minim care cuprinde un poligon.

- ... și multe altele, enumerate *pe Wikipedia*.

Există câteva noțiuni comune acestor probleme:

1. O **dreaptă-suport** este o dreaptă care trece printr-un vîrf al poligonului fără a trece prin interiorul acestuia.
2. O pereche de **puncte antipodale** constă din puncte care admit drepte-suport paralele.
3. Metoda șublerului rotitor se bazează pe enumerarea tuturor perechilor de puncte antipodale.
4. Trecerea de la o pereche la următoarea se poate face în  $\mathcal{O}(1)$ .

## 17.5 Probleme

### 17.5.1 Problema Copaci (Infoarena)

[enunț](#) • [sursă](#)

Soluția aplică direct Teorema lui Pick.

### 17.5.2 Problema Emptri (Lot 2015)

[enunț](#) • [sursă](#)

Teorema lui Pick ne pune pe direcția corectă. Dorim ca  $I = 0$  și  $B = 3$ , de unde rezultă  $A = \frac{1}{2}$ . Restul este contabilitate. Fie cele două puncte  $(a, b)$  și  $(c, d)$  și fie  $c \leq a$ . Aria triunghiului va fi  $\frac{1}{2}|ad - bc|$ , calculabilă prin orice metodă preferați. Așadar, dorim ca  $ad - bc = \pm 1$ . Mai mult, trebuie ca  $b \leq a$  și  $\gcd(a, b) = 1$ , căci altfel segmentul  $(0, 0) - (a, b)$  va conține puncte în plus.

Încercînd să găsesc o soluție în  $\mathcal{O}(n^2)$ , m-am împiedicat de cea în  $\mathcal{O}(n \log \log n)$ . Să fixăm valorile  $a$  și  $b$ . Cîte variante există pentru  $c$  și  $d$ ? Observăm că formula  $ad - bc = 1$ , tocmai pentru că  $a$  și  $b$  sînt coprime, „seamănă” cu [Identitatea lui Bézout](#) și/sau algoritmul lui [Euclid extins](#), din care știm că soluția este unică modulo  $a$ . Similar, va exista o soluție unică și pentru  $ac - bd = -1$ .

De exemplu, pentru punctul  $(a, b) = (5, 2)$  obținem ecuațiile  $5d - 2c = \pm 1$ , care ne dă punctele  $(c, d) = (2, 1)$  și respectiv  $(c, d) = (3, 1)$ .

Dacă pentru fiecare pereche de numere coprime  $(a, b)$  există fix două soluții, rezultă că trebuie doar să numărăm aceste perechi. Pentru aceasta ne folosim de funcția Euler, căci prin definiție  $\varphi(a)$  este exact numărul de valori  $b$  coprime cu  $a$ . Răspunsul final este suma valorilor  $\varphi(a)$ , dublată conform raționamentului de mai sus, și  $+1$  pentru triunghiul special  $(0, 0) - (1, 0) - (1, 1)$ :

$$R = 1 + 2 \sum_{a=2}^n \varphi(a)$$

Soluția oficială (descărcabilă de pe Infoarena) pomeneste despre [secvențe Farey](#). Nu știu ce sînt acelea, misiunea mea se încheie aici. 😊

### 17.5.3 Problema Înfășurătoare convexă (Infoarena)

[enunț](#) • [sursă](#)

Aceasta este o problemă educațională. Enunțul este permisiv: el promite că nu vor exista puncte coliniare pe înfășurătoare. Funcția `graham_scan()` implementează strict algoritmul de stivă ordonată, în 10 linii de cod. Orice detalii dorim, le putem obține din sortarea atentă a punctelor. Apoi, algoritmul

- nu are cazuri particulare;
- nu procedează diferit pe jumătatea de sus și pe cea de jos;
- nu tratează special niciun punct în afară de primul.

### 17.5.4 Problema Înfășurătoare convexă (NerdArena)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema este aproape identică cu precedentă. Enunțul este mai strict și ne cere să nu includem puncte pe laturile înfășurătorii, ci doar în colțuri. Este nevoie de un `if` în plus la sortare (la unghi polar egal, luăm în calcul și distanța față de `p[0]`). De asemenea, trebuie să folosim operatorul corect la scoaterea din stivă, ca să excludem punctele de pe laturile înfășurătorii.

### 17.5.5 Problema Magic (JBOI 2023)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema este încadrată la o tehnică numită *Convex Hull Trick*. Puteți citi mai multe despre CHT pe [Codeforces](#) (de exemplu). Mărturisesc că nu înțeleg diferența față de algoritmul normal de înfășurătoare convexă. Este fix aceeași abordare cu o stivă ordonată. În plus, mă nemulțumesc termenii ca „trick” și „șmen”, pentru că ei induc noțiunea falsă că algoritmica este o colecție de trucuri și șmenuri.

Reducerea la geometrie computațională este destul de clară. Vrajitorului  $i$  îi corespunde punctul în plan  $(x_i, e_i)$ . Pentru fiecare vrăjitor  $i$ , trebuie să aflăm un alt vrăjitor  $j$  pentru care panta  $(x_j, e_j) - (x_i, 0)$  este maximă. Vom rezolva întâi problema la stînga ( $j < i$ ). Pentru a rezolva problema la dreapta, vom oglindi toate coordonatele  $x$  și vom reapela aceeași rutină, ca să nu duplicăm cod. La final, vom oglindi la loc coordonatele  $x$  ca să tipărim răspunsurile în ordinea corectă.

Să ne imaginăm că vrăjitorul  $i$  locuiește în vârful unui stîlp de înălțime  $e_i$  la coordonata  $x_i$ . Stîlpii maschează parțial sau complet alți stîlpi aflați dincolo de ei. Pentru a alege un mentor la stînga, vrăjitorul  $i$  trebuie să coboare la baza stîlpului și să „privească în sus” căutînd stîlpul al cărui vîrf face unghi maxim cu orizontala.

Fie  $P$  punctul vrăjitorului curent. Cînd comparăm doi mentori posibili,  $A$  și  $B$ , unde  $x_A < x_B < x_P$ ,  $P$  îl va prefera pe  $A$  dacă  $B$  se află sub segmentul  $AP$ ; altfel  $P$  îl va prefera pe  $B$ . Echivalent, vrăjitorul  $A$  va fi preferabil tuturor vrăjitorilor de sub linia  $AP$ .



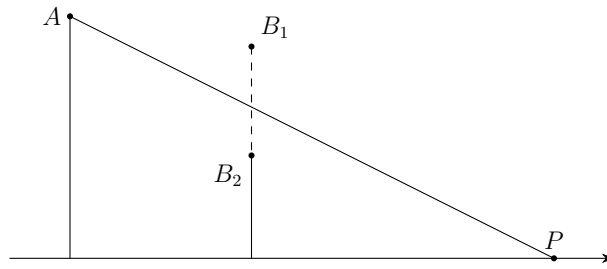


Figura 17.1: Privind din punctul  $P$ , stîlpul  $B_1$  maschează stîlpul  $A$  complet, dar stîlpul  $B_2$  nu. De aceea, vrăjitorul  $P$  l-ar prefera pe  $B_1$  față de  $A$  ca mentor, dar l-ar prefera pe  $A$  față de  $B_2$ .

Să considerăm acum un exemplu mai complex. În figura 17.2, fiecare vrăjitor de la  $A$  la  $F$  este mentor pentru vecinul său din dreapta. Remarcăm că arcul  $ABCDEF$  este convex. Pentru claritate, am împărțit zona de deasupra arcului în triunghiuri.

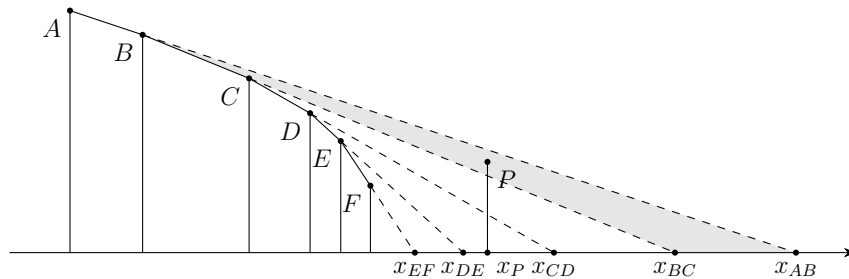


Figura 17.2: Mentorul vrăjitorului  $P$  este  $D$  deoarece  $x_P$  se află în triunghiul lui  $D$ . Mai mult, punctul  $P$  se află în triunghiul lui  $B$ , deci vrăjitorii  $C - F$  nu vor mai fi mentori niciodată.

Fiecare vrăjitor va fi mentor pentru punctele din triunghiul corespunzător. De exemplu, triunghiul lui  $B$  este colorat cu gri. Ce avem de făcut cînd procesăm următorul vrăjitor,  $P$ ? Mai întîi, stînd la  $(x_P, 0)$ , „privim în sus” către cel mai de sus vrăjitor vizibil. În figură, acela este vrăjitorul  $D$ , deci îl alegem pe  $D$  ca mentor la stînga pentru  $P$ . Dar putem face mai mult decît atît. Deoarece  $x_P > x_{DE}$ , vrăjitorul  $P$  este în afara triunghiurilor lui  $E$  și  $F$ . **Indiferent cît de înalt este stîlpul lui  $P$** , vrăjitorii  $E$  și  $F$  nu vor mai fi niciodată mentori pentru coordonate  $x > x_P$ .

Mai mult, punctul  $P(x_P, e_P)$  se află în triunghiul vrăjitorului  $B$ . Aceasta ne spune că nici vrăjitorii  $C$  și  $D$  nu vor mai fi vreodată mentori pentru valori mai mari ale lui  $x$ , deoarece stîlpul lui  $P$  separă punctul  $C$  de porțiunea din triungi de coordonate  $x > x_P$  (și similar pentru  $D$ ). Pentru acele coordonate, doar  $A$ ,  $B$  și  $P$  mai pot fi mentori.

În practică, vom menține o stivă de vrăjitori care mai au vreo șansă să fie mentori pe viitor. Cînd procesăm vrăjitorul curent  $P$ , ștergem din vîrfurile stivei toți vrăjitorii care devin invizibili. Există un mod mai simplu de a decide dacă un vrăjitor trebuie șters, unul care folosește doar testul de orientare stînga-dreapta. Examinăm ultimii doi vrăjitori de pe stivă,  $X$  și  $Y$ . Dacă  $\angle XYP$  este

reflex (mai mare decât  $180^\circ$ , atunci îl ștergem pe  $Y$ . Acest proces este echivalent cu raționamentul bazat pe triunghiuri din figura 17.1.

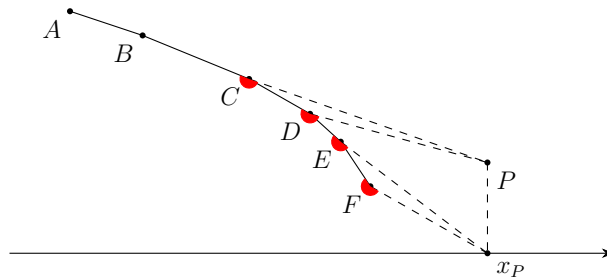


Figura 17.3: Punctul  $(x_P, 0)$  șterge vrăjitorii  $F$  și  $E$  din stivă. Apoi, punctul  $P$  șterge vrăjitorii  $D$  și  $C$  din stivă. Unghiurile marcate cu roșu sînt reflexe.

Deoarece fiecare vrăjitor poate fi șters din stivă o singură dată, complexitatea amortizată este  $\mathcal{O}(n)$ .

### 17.5.6 Problema Triangular Queries (CodeChef)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema nu este de geometrie, dar ilustrează bine conceptul de „eveniment”.

Ideea de baleiere ia naștere din observația că ne este mai simplu să ținem evidența punctelor dacă avem garanția că toate sînt de aceeași parte a liniei de baleiere. Putem alege multe direcții de baleiere; eu am ales direcția  $NE \rightarrow SV$ . Așadar, considerăm o dreaptă orientată de la NV la SE, care va avea ecuația  $x + y = a$ , și o translatăm de la  $a = +\infty$  la  $a = -\infty$ .

Să considerăm o interogare, reprezentată în figura de mai jos prin triunghiul  $E$ . Iau naștere șase zone marcate cu literele  $A \dots F$ :

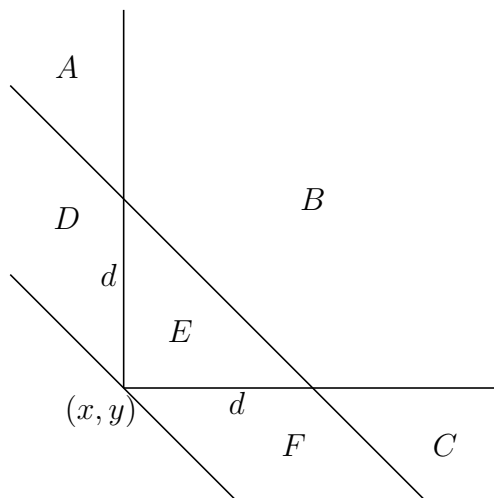


Figura 17.4: Poziția liniei de baleiere la două evenimente cauzate de interogarea triunghiulară  $E$ : baza și vârful triunghiului.

Calculăm numărul de puncte din  $E$  prin diferență:

$$\begin{aligned} E &= (B + E) - B \\ &= [(A + B + C + D + E + F) - (A + D) - (C + F)] - [(A + B + C) - (A) - (C)] \end{aligned}$$

Toate cele 6 cantități din paranteze sînt ușor disponibile, dar la două momente diferite în timp. Cînd procesăm diagonală de sumă  $x + y + d$  (cea de sus), atunci:

- $A + B + C$  este pur și simplu numărul de puncte văzute pînă atunci.
- $A$  este numărul de puncte de coordonată  $x$  mai mică decît  $x$ -ul interogării. Putem menține ușor această informație într-un AIB.
- $C$  este numărul de puncte de coordonată  $y$  mai mică decît  $y$ -ul interogării. De asemenea, putem menține această informație într-un AIB.

Similar putem afla celelalte cantități cînd procesăm diagonală de sumă  $x + y$  (cea de jos). Rezultă că iau naștere trei tipuri de evenimente pe măsură ce linia de baleiere avansează:

1. Întîlnim un punct nou.
2. Întîlnim începutul unei interogări (ipotenuza triunghiului).
3. Întîlnim sfîrșitul unei interogări (vîrfurile dreptunghiului al triunghiului).

O necesitate tipică pentru multe probleme este să clarificăm în ce ordine procesăm mai multe evenimente care survin la aceeași coordonată. În cazul nostru,

- Un punct nou trebuie procesat **după** ce procesăm orice bază care îl conține. Altfel îl vom scădea la contorizarea punctelor din triunghi, ceea ce este incorect.
- Un punct nou trebuie procesat **înainte** să procesăm vîrfurile dreptunghiului al oricărui triunghi care se suprapune peste punct. De data aceasta vrem să contorizăm punctul.
- Între baza unui triunghi și vîrfurile altuia care coexistă pe aceeași linie de baleiere nu există niciun conflict; le putem procesa în orice ordine.

Pentru claritate, vă îndemn să definiți și să colectați explicit evenimentele. La procesarea unui eveniment, în funcție de tipul său, apelați o funcție bine denumită. Atunci scrierea programului devine ușoară.

### 17.5.7 Problema Hill Walk (USACO Gold 2013)

[enunț](#) • [sursă](#)

Vom face o baleiere de la stînga la dreapta, în care evenimentele sînt cele  $2n$  capete de interval, ordonate după  $x$ . La poziția curentă a liniei de baleiere dorim să avem evidența intervalelor active, ordonate de jos în sus. Atunci ne trebuie o structură de date care să admită operațiile:

1. Adaugă un interval (cînd întîlnim un eveniment de tip capăt stîng).
2. Șterge un interval (cînd întîlnim un eveniment de tip capăt drept).

3. Dă-mi intervalul anterior celui tocmai șters (pentru a actualiza poziția lui Bessie când intervalul ei curent se termină).

Implementarea este destul de alunecoasă. Intuitiv, am vrea să sortăm intervalele de la „jos” la „sus”. Deci operatorul  $a < b$  ar trebui să returneze `true` dacă și numai dacă  $a$  este poziționat „dedesubt lui”  $b$ . Dacă două intervale acoperă un  $x$  comun (cu alte cuvinte, dacă proiecțiile lor pe axa  $Ox$  se suprapun), atunci noțiunea de „dedesubt” este bine definită și poate fi determinată folosind testul standard de orientare trigonometrică.

Dacă două intervale sînt disjuncte pe  $x$ , atunci noțiunea de „dedesubt” nu este bine definită. În special, nu putem încerca o sortare a tuturor celor  $n$  intervale simultan, căci relația de ordine este parțială, nu totală. Este important să comparăm doar intervale care coexistă la o coordonată  $x$ .

Putem folosi un set și operatorul  $<$  redefinit ca test de orientare.

### 17.5.8 Problema Ydist (Lot 2014)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema ne dă  $n$  puncte în plan și  $q$  raze (semidrepte) pornind din origine, toate aflate în cadranul I. Pentru fiecare rază, trebuie să determinăm distanța minimă pe verticală pînă la un punct aflat deasupra razei.

Problema este una de baleiere; ne gîndim la asta pentru că este mult mai simplu să răspundem la o întrebare (constînd dintr-o rază) cînd pînă acum am procesat doar puncte aflate deasupra razei. Din același motiv, vom face baleierea în ordine invers polară (de la  $90^\circ$  spre  $0^\circ$ ).

#### Conceptul de baleiere

Așadar, avem de procesat două tipuri de evenimente: (1) apare un punct nou și (2) trebuie să răspundem la o interogare. Să considerăm un moment al baleierii, ilustrat în figura 17.5. Fie  $R$  o interogare și fie  $P$  răspunsul la interogare. Ce putem spune despre restul planului? Mai exact, unde se pot afla puncte, unde nu se pot afla, și pe care le putem șterge?

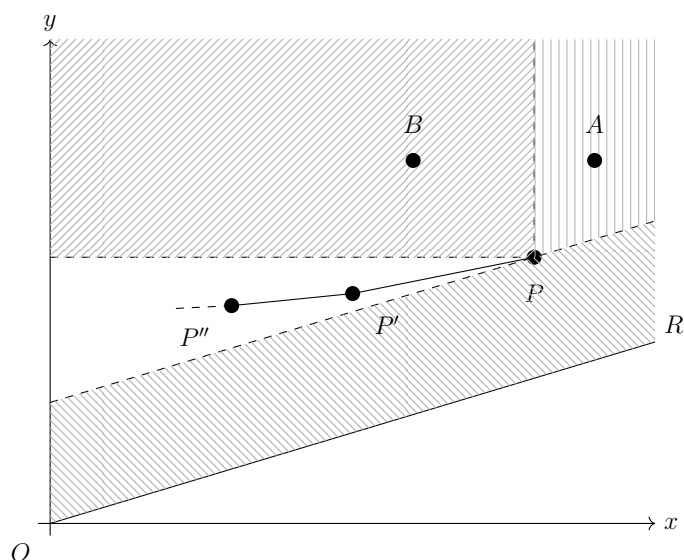


Figura 17.5

1. Nu se pot afla puncte în zona hașurată de sub  $P$ , situată între  $R$  și paralela la  $R$  prin  $P$ . Dacă ar exista vreun punct în acea zonă, el ar fi mai aproape de  $R$  decât  $P$ , deci el ar fi răspunsul.
2. Dacă există puncte în zona hașurată la nord-est de  $P$ , ele pot fi șterse, așa cum este cazul lui  $A$ . Punctul  $A$  este mai departe de  $R$  decât  $P$ . Mai mult, pe măsură ce raza de baleiere coboară, ea se va îndepărta de  $A$  mai repede decât de  $P$ . Cu alte cuvinte, niciodată în viitor  $A$  nu va mai putea fi răspunsul la vreo întrebare.
3. Dacă există puncte în zona hașurată la nord-vest de  $P$ , ele pot fi șterse, așa cum este cazul lui  $B$ . Punctul  $B$  este, în prezent, mai departe de  $R$  decât  $P$ . Pe măsură ce raza de baleiere coboară,  $B$  recuperează din diferență. Dar la ce moment va egala el situația? La ce moment se vor afla  $B$  și  $P$  la distanțe egale de raza de baleiere? Doar atunci când raza va fi paralelă cu  $BP$ ... adică niciodată. Așadar, nici  $B$  nu va mai fi vreodată răspunsul la o întrebare.

### Ordonarea după $x$ și $y$

Astfel ne vine ideea să menținem un set de *puncte-candidat*: puncte care ar mai putea fi vreodată răspunsul la o întrebare viitoare. Aceste puncte candidat se pot afla doar în triunghiul de la vest de  $P$ . Să privim din nou Figura 1. Fie  $P'$  cel mai din dreapta punct-candidat, cu excepția lui  $P$ . Punctului  $P'$  i se aplică aceeași regulă ca și lui  $P$ : punctele la nord-vest de el pot fi șterse. Așadar, următorul punct-candidat,  $P''$ , se va afla la sud-vest de  $P'$ .

Am demonstrat astfel că punctele-candidat sînt ordonate după  $x$  și după  $y$ .

Dacă ați avut în acest moment intuiția că putem menține punctele-candidat folosind o simplă stivă ordonată, sînteți pe drumul cel bun. Dar mai avem de demonstrat două lucruri.

### Concavitătea

Prima întrebare este: cînd primim o întrebare, care dintre punctele-candidat este răspunsul? Trebuie să le evaluăm pe toate? Poate exista o situație ca cea din figura 17.6, în care punctele

ba se apropie, ba se depărtează de raza de baleiere?

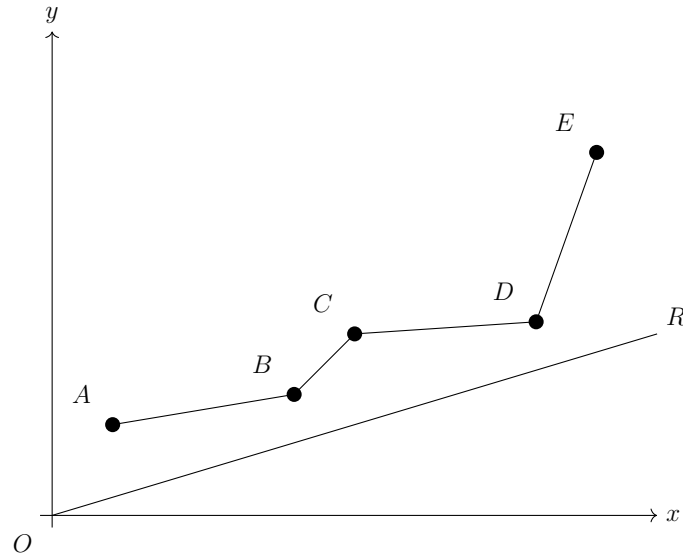


Figura 17.6

Răspunsul este „nu”. Curba punctelor-candidat este concavă (are forma literei U). (Fapt divers: Aici am pierdut circa 30 de minute încercând să demonstrez că curba ar fi convexă...) Să urmărim figura 17.7, în care vedem 3 puncte-candidat  $A$ ,  $B$  și  $C$  într-o formă convexă. Să încercăm să obținem o contradicție.

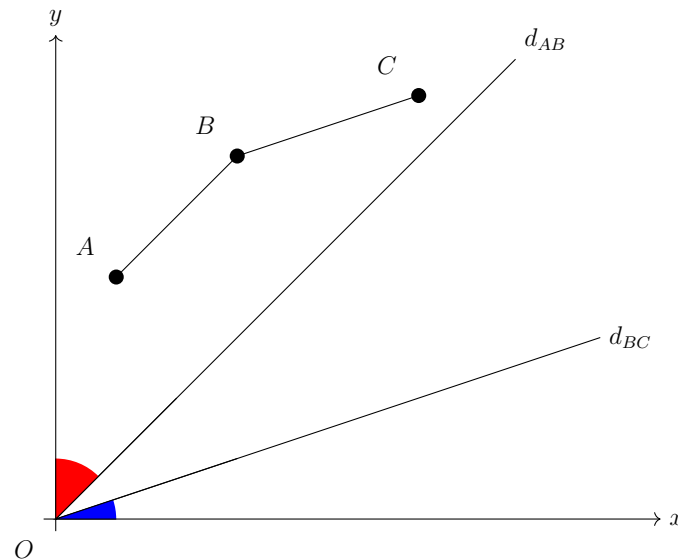


Figura 17.7

Există două raze de interes,  $d_{AB} \parallel AB$  și  $d_{BC} \parallel BC$ . Să observăm că  $B$  este preferabil lui  $A$  (adică mai aproape de rază) doar pentru razele de deasupra lui  $d_{AB}$  (unghiul roșu). Similar,  $B$  este preferabil lui  $C$  doar pentru razele de sub  $d_{BC}$  (unghiul albastru). Intersecția celor două unghiuri este vidă, așa că nu există niciun moment când  $B$  să le fie preferabil și lui  $A$ , și lui  $C$ . El poate fi șters. Astfel am demonstrat că lista punctelor-candidat este convexă.

De aici deducem că distanța la o rază, când iterăm prin toate punctele-candidat, este bitonă: ea scade pornind de la extreme spre centru. De aceea, putem aplica algoritmul clasic de eliminare din stiva ordonată: când primim o interogare, eliminăm ultimul punct din vârful stivei cât timp penultimul punct are o distanță mai mică pînă la interogare.

### Ordonarea polară

Ultima observație necesară privește inserarea punctelor. Când linia de baleiere întâlnește un nou punct  $P$ , unde este locul lui în lista de candidați? Poate fi undeva la mijloc, cauzînd o inserare în  $\mathcal{O}(n)$ ?

Răspunsul este „nu”. Punctul  $P$  va avea cel mai mic unghi polar de pînă acum (căci baleierea este polară), iar lista punctelor-candidat este ordonată polar. Ca să ne convingem, să urmărim figura 17.8.

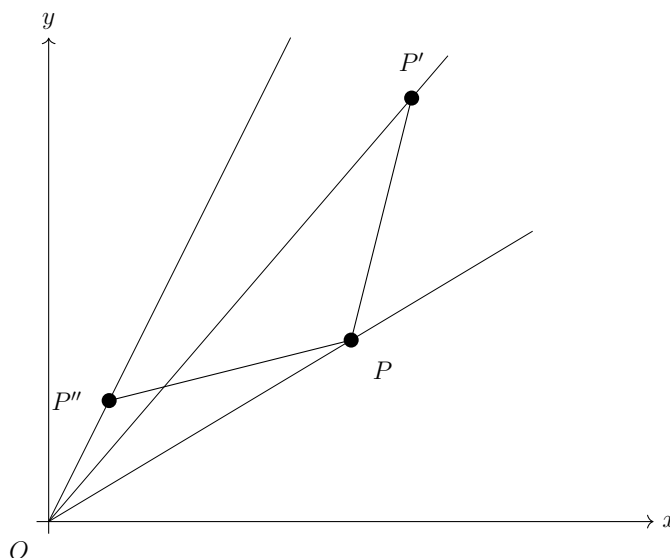


Figura 17.8

Punctul  $P$  este cel mai recent descoperit de raza de baleiere. Să presupunem că locul său, conform sortării după  $x$  sau  $y$ , ar fi între punctele anterioare  $P'$  și  $P''$ . Dar acum să observăm că, de fapt, punctul  $P'$  se află exact în situația punctului  $A$  din Figura 1. El nu va mai fi niciodată răspunsul la o interogare și îl putem șterge.

Aceasta este o veste bună. Punctul nou venit  $P$  se va așeza întotdeauna în vârful unui stive. În prealabil, el elimină din stivă punctele care încalcă ordonarea polară / după  $x$  / după  $y$ .

### 17.5.9 Problema Fossil in the Ice (CodeChef)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema ne cere să găsim diametrul unui poligon.

Să fixăm un vîrf  $i$  al poligonului. Cum am putea găsi vîrf  $j$  cel mai depărtat de  $i$ ? Remarcăm

că, dacă pornim din  $i$  și parcurgem complet poligonul, distanța de  $i$  este bitonă: întâi crește, atinge maximum în vârful  $j$  dorit, apoi scade. Deci am putea face o căutare binară.

Așadar, o primă soluție ar fi să facem  $n$  căutări binare, câte una pornind din fiecare vârf  $i$ . Dar, dacă avem reflexul de la two pointers bine format, știm că  $j$  avansează pe măsură ce  $i$  avansează. Mai exact, odată ce găsim punctul cel mai depărtat de  $P[0]$  în  $\mathcal{O}(n)$ , putem găsi restul punctelor cele mai depărtate de  $P[1], P[2], \dots$  în  $\mathcal{O}(1)$  amortizat.

### 17.5.10 Problema Rubarba (Infoarena)

[enunț](#) • [sursă](#)

Aceasta este exact problema dreptunghiului de arie minimă care cuprinde o mulțime de puncte.

Începem prin a calcula înfășurătoarea convexă. Acum, facem două observații:

1. Fiecare latură a dreptunghiului va conține cel puțin un vârf. Demonstrația este banală: dacă o latură nu ar conține niciun vârf, am putea restrînge dreptunghiul din acea direcție.
2. Există o latură a dreptunghiului care conține o latură a poligonului. Această demonstrație este netrivială, dar [articolul original](#) demonstrează că, în caz contrar, putem roti dreptunghiul pînă cînd se sprijină pe o latură a poligonului, iar aria dreptunghiului va scădea.

De aici, raționamentul seamănă cu cel anterior. Considerăm pe rînd fiecare latură-suport, între două vîrfuri consecutive  $i$  și  $i + 1$  (iar la final, circular, între  $n - 1$  și  $0$ ). Raportat la direcția acelei laturi, aflăm punctul cel mai depărtat. Am putea afla acel punct printr-o căutare binară, căci distanța de la vîrfuri la latura-suport este bitonă cînd parcurgem poligonul. Distanța maximă găsită ne dă înălțimea dreptunghiului. Prin procedee diferite, dar asemănătoare, putem căuta binar punctul cel mai din stînga și cel mai din dreapta relativ la latura-suport.

De aici, ne dăm seama că putem aplica metoda șublerului rotitor ca să trecem de la o latură-suport la următoarea în  $\mathcal{O}(1)$  amortizat. Implementarea mea răspunde elegant (zisei eu cu modestie) la întrebările aparent complexe „Care este punctul cel mai din stînga/dreapta relativ la latura-suport?” și „Care este aria unui dreptunghi rotit?”.

Codul meu are un bug de eficiență, chiar în funcția `rotating_calipers()`. Îl vedeți?

calculat anterior sau nu.  
 repară bugul eliminînd reinițializările lui  $a$  și  $l$ . Este nevoie de un `if` ca să decidem dacă  $l$  a fost complet la fiecare iterație. Din fericire, testele nu pedepesc această greșeală. [Această versiune](#)  
 Punctul  $r$  evoluează corect, avansînd de la poziția anterioară, dar punctele  $a$  și  $l$  sînt recalculat



## Partea VI

### Grafuri

# Capitolul 18

## Arbori parțiali minimi

**Definiție:** Dat fiind un graf neorientat conex  $G = (V, E)$  cu  $n$  noduri și  $m$  muchii, unde fiecare muchie are asociat un cost, un **arbore parțial** (engl. *spanning tree*) este o colecție de  $n - 1$  muchii care conectează toate cele  $n$  noduri. Un **arbore parțial minim** (APM, engl. *minimum spanning tree, MST*) este un arbore parțial care minimizează suma costurilor celor  $n - 1$  muchii.

### 18.1 Algoritmii lui Kruskal și Prim

Nu vom relua aici algoritmii, pe care sper că îi cunoașteți deja de la clasă. Ambii algoritmi sînt relativ intuitivi. Totuși, nu strică să ne familiarizăm și cu demonstrațiile. Ele sînt experimente de gîndire (ușoare) care ne ajută în probleme mai puțin directe.

Iată [două demonstrații](#) foarte elegante. Ele sînt inductive: arătăm că, la orice moment, colecția de muchii  $T$  pe care o mențin algoritmii este inclusă într-un APM. APM-ul ne este necunoscut, dar el există, iar algoritmii arată cum să extindem  $T$  cu o muchie astfel încît noua colecție  $T'$  să fie și ea inclusă într-un APM.

Vom introduce noțiunea de **tăietură** (engl. *cut*): O partiție a mulțimii de noduri  $V$  în două submulțimi  $X$  și  $Y$ . Spunem că o muchie **traversează tăietura** dacă are un capăt în  $X$  și unul în  $Y$ . Spunem că o tăietură **respectă** o mulțime de muchii  $A$  dacă nicio muchie din  $A$  nu traversează tăietura.

Cu această terminologie, vom arăta principiul comun al celor doi algoritmi. Nu pare, dar există unul! Ambii algoritmi construiesc un set de muchii  $A$ . La fiecare pas, ei definesc o tăietură care respectă mulțimea  $A$ , apoi caută și adaugă muchia minimă care traversează tăietura. Concret:

1. Algoritmul lui Prim definește tăietura ca fiind  $X =$  mulțimea de noduri conectate,  $Y =$  restul nodurilor. De aceea menține, pentru fiecare nod din  $Y$ , distanța minimă pînă la un nod din  $X$ .
2. Algoritmul lui Kruskal nu definește explicit tăietura. Orice tăietură este satisfăcătoare, atîta timp cît ea nu taie componentele conexe existente (pentru orice componentă conexă existentă, toate nodurile sînt de aceeași parte a tăieturii). De aceea algoritmul interzice

muchii între două noduri din aceeași componentă: acele muchii **nu** traversează tăietura.

Cormen ([Teorema 21.1](#)) demonstrează următoarea teoremă: Dacă mulțimea curentă  $A$  este inclusă într-un APM, și dacă alegem orice tăietură care respectă  $A$ , atunci muchia minimă  $e$  care traversează acea tăietură poate fi adăugată la  $A$ . Muchia  $e$  nu închide cicluri în  $A$ , iar  $A \cup \{e\}$  continuă să fie inclusă într-un APM.

## 18.2 Proprietăți ale arborilor parțiali minimi

Pagina Wikipedia listează [două proprietăți](#) interesante și relativ evidente: proprietatea ciclului și proprietatea tăieturii.

Proprietatea ciclului spune că este necesar ca orice muchie din afara APM să fie cea mai scumpă de pe ciclul pe care îl închide în APM. [Editorialul](#) pentru problema [Minimum Spanning Tree for Each Edge](#) împinge aceasta cu un pas mai departe, spunând că condiția este și suficientă: dacă alegem un arbore și dacă toate muchiile din afara acestui arbore au proprietatea ciclului, atunci arborele ales este APM. Editorialul numește asta „criteriul lui Tarjan”. Demonstrația este constructivă: putem elimina din graf toate muchiile care încalcă proprietatea ciclului. Ceea ce rămâne este, în mod necesar, un APM.

Toți arborii parțiali minimi ai unui graf au aceeași distribuție de costuri ale muchiilor. Intuitiv, acest lucru se întâmplă deoarece algoritmul lui Kruskal va grupa, la sortare, muchiile de costuri egale.

## 18.3 Actualizarea APM

Această secțiune este interesantă teoretic, dar nu am întâlnit-o niciodată în probleme de olimpiadă.

Cum actualizăm un APM,  $T$ , când costul unei muchii se modifică?

- Dacă muchia este în  $T$ , iar costul ei scade,  $T$  rămâne APM.
- Dacă muchia nu este în  $T$ , iar costul ei crește,  $T$  rămâne APM.
- Dacă muchia nu este în  $T$ , iar costul ei scade, adăugăm muchia la  $T$ , ceea ce cauzează închiderea exact a unui ciclu, apoi eliminăm muchia maximă de pe acel ciclu.
  - Demonstrație: pornind de la algoritmul de bază (cu tăieturi). Fie  $e = (u, v)$  muchia al cărei cost scade. Fie  $C$  ciclul închis de  $e$  în  $T$ . Fie  $f = (x, y)$  muchia de cost maxim din  $C$ . Dacă  $e = f$ , am terminat. Altfel,  $c(e) < c(f)$ . Să ștergem muchia  $f$  din  $T$ . Rezultă o partiționare a grafului în două. Muchiile  $e$  și  $f$  (și posibil altele) sînt muchii care traversează tăietura. Muchia  $e$  este muchia minimă care traversează tăietura, căci, dacă ar exista o muchie mai mică  $g$  cu  $c(g) < c(e) < c(f)$ , atunci  $g$  ar fi făcut parte din  $T$  în locul lui  $f$ . Conform algoritmului, rezultă că  $T - f + e$  este noul APM.
  - Același lucru îl facem și la adăugarea unei muchii: adăugarea este echivalentă cu scăderea costului de la  $\infty$  la ceva finit.

- Dacă muchia este în  $T$ , iar costul ei crește, eliminăm muchia din  $T$  și o înlocuim cu cea mai ieftină muchie care reconectează  $T$ .
  - Demonstrația este identică: ia naștere o tăietură și selectăm cea mai ieftină muchie care traversează tăietura. Nu știu cât de eficient putem face acest lucru.

Cum actualizăm un APM,  $T$ , la adăugarea unui nod  $z$ ? Nu putem pur și simplu să privim  $(V, \{z\})$  ca pe o tăietură, deoarece  $z$  poate aduce cu el muchii foarte ușoare, ceea ce face ca  $T$  **să nu mai fie APM** pentru mulțimea sa de noduri. Putem folosi o [parcursere DFS](#) specifică problemei, în  $\mathcal{O}(n)$ , sau putem rula algoritmi lui Kruskal și Prim pe mulțimea formată din  $T$  și muchiile nou adăugate de  $z$ . De ce?

## 18.4 Probleme

### 18.4.1 Problema Arbore parțial de cost minim (Infoarena)

[enunț](#) • [surse](#)

Problema este educațională. Vom citi sursele și vom explica algoritmi.

Algoritmul lui Kruskal rulează în  $\mathcal{O}(m \log m)$  datorită sortării. Puteam face sortarea în  $\mathcal{O}(m + c)$  dacă distribuam muchiile în liste după cost, dar am decis să nu încarc programul.

Algoritmul lui Prim rulează în  $\mathcal{O}(m \log n)$ . Într-adevăr, fiecare muchie evaluată poate duce la o îmbunătățire a distanței fiului, ceea ce necesită o inserare în coada de priorități. Remarcăm că, în această implementare, un nod  $u$  poate avea multiple copii în coadă, dacă distanța lui este optimizată de mai multe ori înainte ca  $u$  să fie selectat ca minim și adăugat la arbore.

Putem insista ca coada să conțină noduri distincte, dar nu este banal.

- [CP Algorithms](#) folosește un set. Când constatăm că distanța unui nod scade, îi cunoaștem vechea distanță  $d$ , deci putem căuta și șterge vechea pereche  $(u, d)$  din set.
- Putem folosi și un heap, dar trebuie să ni-l implementăm singuri. Fiecare nod menține și un pointer (un indice întreg) la poziția sa în heap. După modificarea distanței, acel nod din heap poate să urce sau să coboare, după caz.

### 18.4.2 Problema Autobuze3 (AGM 2015)

[enunț](#) • [sursă](#)

Și aceasta este o problemă relativ directă. Costul minim este dat de arborele parțial minim. Pentru trasarea drumurilor este necesar să parcurgem arborele din frunze spre rădăcină. Pentru a limita la 25 numărul de transferuri ale șoferilor, trebuie ca, atunci când un autobuz sosește din nodul fiu în nodul părinte, să-l comparăm cu autobuzul existent în nodul părinte și să transferăm autobuzul mai gol în cel mai plin (*small to large*).

### Detalii de implementare

Am stat puțin pe gânduri dacă să folosesc algoritmul lui Kruskal sau pe al lui Prim. Voi ce părere aveți? Realitatea este că Kruskal pare mai greu de greșit și este mai scurt cu câteva linii. În cazul de față, **poate** merita folosit Prim, care oferă pentru fiecare nod  $u$  pointerul la părinte (adică la nodul care l-a adăugat pe  $u$  la arbore). Sînt destul de sigur că acel cod ar cîștiga la memorie, căci nu mai este necesar DFS-ul. Dar în rest... pare mai greu de scris, iar Prim este ceva mai lent.

Pentru a reduce numărul de transferuri, meritau făcute două iterații în DFS: una pentru identificarea fiului heavy și una pentru transferul celorlalți fii, o singură dată. Dar, așa cum am învățat în capitolul 9, este mai ușor de codat, și suficient de eficient, să facem unificarea la revenirea din fiecare fiu. Încă rămîne valabil că fiecare șofer va fi transferat de cel mult  $\log n$  ori.

Pentru reutilizarea vector-ilor între teste, îi ștergem cu `clear()`. Putem economisi niște memorie (de la 36 MB la 30 MB) dacă apelăm și `shrink_to_fit()` după `clear()`. Altfel, `clear()` nu garantează recuperarea memoriei.

### 18.4.3 Problema Rusoaica (FMI No Stress 9 Warmup)

[enunț](#) • [sursă](#)

(Sper că știți cum se scrie corect *rusoaică*. Probabil scrierea greșită este doar o glumă între colegi.)

Problema este un experiment de gîndire pornind de la Kruskal. Putem opri algoritmul la costul  $A$ , cu semnificația că vindem toate muchiile mai scumpe decît  $A$ . Apoi, dacă rămînem cu  $k$  componente conexe, le putem interconecta cu  $k - 1$  muchii de cost  $A$ . Pentru simplitate, încă de la citire renunțăm la muchiile de cost mai mare decît  $A$ .

Ca detaliu de implementare, am ales să las structura de mulțimi disjuncte să țină și evidența numărului de arbori din pădure.

### 18.4.4 Problema MinOr Tree (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema este mai mult de idee; implementarea este elementară.

Putem încerca să sortăm crescător muchiile, în ideea să lăsăm algoritmul lui Kruskal să conecteze graful cu muchii ale căror biți sînt cît mai nesemnificativi. Dar garanția de optimalitate nu se mai aplică la OR la fel ca la sume. Odată ce Kruskal decide că este obligatoriu să folosească muchii cu bitul cel mai semnificativ (să spunem) 6, s-ar putea să fie optim să ștergem unele dintre muchiile anterioare, ca să evităm să folosim bitul 5.

În loc de asta, vom construi soluția bit cu bit. Să spunem că masca OR a tuturor costurilor ocupă 20 de biți.

- Încercăm să vedem dacă putem să conectăm graful doar cu muchii care **nu** folosesc bitul 19. Dacă da, ștergem acele muchii.

- Încercăm să vedem dacă putem să conectăm graful doar cu muchii care folosesc sau nu bitul 19, conform răspunsului anterior, dar **nu** folosesc bitul 18. Dacă da, ștergem acele muchii.
- Etc.

Ca optimizare, dacă un bit nu apare deloc în niciuna dintre muchii, putem omite complet acea iterație.

Ideea de APM ne trimite, de fapt, pe o pistă falsă. Problema este una de conexitate. De aceea nici nu trebuie să sortăm muchiile.

### 18.4.5 Problema 0-1 MST (Codeforces)

[enunț](#) • [surse](#)

Această problemă simpatică și un pic anapoda ne cere să găsim APM-ul într-un graf complet cu  $n$  noduri, în care toate muchiile au cost 0 în afară de  $m$  dintre ele, care au cost 1. Provocarea, desigur, este să facem asta în  $\mathcal{O}(m + n)$  sau pe-acolo, fără a depinde de numărul real de muchii, care este  $\mathcal{O}(n^2)$ .

Problema este ușoară și are multiple soluții. Iată două dintre ele.

#### Soluția cu Kruskal

Putem adapta algoritmul lui Kruskal. Procesăm doar muchiile de 0 (cele care **nu apar** la intrare). Doar că trebuie să facem asta în  $\mathcal{O}(m)$  (numărul de muchii care **apar** la intrare). Dacă rămânem cu  $k$  componente, atunci costul arborelui este  $k - 1$ .

Pornim de la observația cu care ne-am mai întâlnit: nu contează ce muchii selectăm, ci câte putem selecta fără a închide cicluri. Procesăm nodurile de la 1 la  $n$  și construim structura de mulțimi disjuncte ca de obicei. Ne permitem să petrecem în fiecare nod  $u$  timp  $\mathcal{O}(\deg_1(u))$ , unde  $\deg_1(u)$  este numărul de muchii de cost 1 care pornesc din  $u$  (cele date la intrare).

Menținem pădurea de mulțimi disjuncte ca în algoritmul lui Kruskal, dar în plus reținem și mărimea fiecărei mulțimi. Pentru nodul curent  $u$  contorizăm câte muchii de cost 1 se duc către fiecare mulțime disjunctă. Numim o mulțime **saturată** dacă în ea intră un număr de muchii de cost 1 egal cu mărimea ei. Dacă o mulțime nu este saturată, atunci există și muchii de cost 0 către ea (nu uitați că graful este complet). Deci, conform algoritmului lui Kruskal, unim mulțimea lui  $u$  cu toate mulțimile nesaturate.

Surprinzător, ne permitem să testăm fiecare mulțime din structură. Efortul pare să fie  $\mathcal{O}(n)$  per nod,  $\mathcal{O}(n^2)$  în total, dar realitatea este mai bună. Pentru un nod  $u$ , există cel mult  $\deg_1(u)$  mulțimi saturate, deci efortul de a considera toate mulțimile saturate este  $\mathcal{O}(m)$ . Cât despre mulțimile nesaturate, acelea sînt imediat unificate și dispar din lista de componente, deci efortul global necesar pentru a le procesa este  $\mathcal{O}(n \log^* n)$ .

## Soluția cu BFS

Există și o soluție frumoasă care folosește doar parcurgeri și conexitate, ca la numărarea componentelor conexe: din fiecare nod nevizitat pornim o parcurgere folosind doar muchiile de cost 0. Trebuie să avem grijă ca vizitarea fiecărui nod să coste  $\mathcal{O}(\deg_1(u))$ . Să denumim lista de muchii de cost 1 care pleacă din noul  $u$  **lista de nonadiacență** a lui  $u$ . Implementarea mea stochează listele de nonadiacență în câte un `unordered_set` pentru fiecare nod  $u$ .

Apoi, menținem o listă  $L$  de noduri nevizitate. Când scoatem din coada BFS un nod  $u$  consultăm lista  $L$  și inserăm în coada BFS toate nodurile care nu apar în lista de nonadiacență a lui  $u$  (așadar, cele aflate la distanță 0 de  $u$ ).

Poate părea că efortul este  $\mathcal{O}(n^2)$ , căci pentru fiecare nod vom consulta lista  $L$  care are  $\mathcal{O}(n)$  noduri. Dar, în realitate, există două scenarii pentru fiecare element  $v$  din  $L$ :

1.  $v$  este în lista de adiacență a lui  $u$ , și deci rămîne în lista  $L$ . Dar  $v$  nu se va afla în această situație decît de  $\deg(v)$  ori, deci efortul global este  $\mathcal{O}(m)$ .
2.  $v$  nu este în lista de adiacență a lui  $u$ . Atunci îl scoatem pe  $v$  din  $L$  și îl inserăm în coada BFS. Fiecare element poate fi eliminat doar o dată din  $L$ , deci efortul global este  $\mathcal{O}(n)$ .

De aceea, această soluție obține complexitatea  $\mathcal{O}(m + n)$ .

De amorul artei, am scris și o [sursă optimizată](#) care (1) folosește o coadă proprie și (2) folosește un singur vector în loc de `unordered_set` pentru a testa existența muchiilor.

## 18.4.6 Problema Minimum Spanning Tree for Each Edge (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

O problemă practic identică este [VS-Movies Group](#) (finala IIOT 2020-2021).

### Ideea teoretică

Iată o soluție care dă răspunsul corect, dar este prea lentă. Pentru a forța APM-ul să includă o muchie  $(u, v)$ , setăm costul acelei muchii la 0. Alternativ, preinițializăm structura de mulțimi disjuncte (în algoritmul lui Kruskal) respectiv mulțimea de noduri incluse (în algoritmul lui Prim) ca să includem muchia  $(u, v)$ . Dar nu ne permitem să calculăm un APM pentru fiecare muchie.

Soluția eficientă procedează astfel. Calculăm APM-ul o singură dată. Apoi, pentru fiecare muchie  $(u, v)$ , aflăm un APM care include muchia:

1. Adăugăm muchia  $(u, v)$  la APM. Aceasta creează exact un ciclu.
2. Eliminăm ciclul ștergînd cea mai grea muchie de pe calea  $(u, v)$  din APM.

Să demonstrăm că această abordare este corectă. Fie  $\mathcal{A}$  APM-ul nostru de cost  $C$ , fie  $c$  costul muchiei  $(u, v)$  și fie  $c_1$  costul celei mai scumpe muchii de pe ciclul închis de  $(u, v)$ . Atunci vom da răspunsul  $C + c - c_1$ .

Cînd ar putea fi acest răspuns greșit? Să presupunem că există un al doilea APM  $\mathcal{A}'$ , cu același cost  $C$  dar cu o structură foarte diferită, în care cea mai scumpă muchie de pe ciclul închis de  $(u, v)$  are un cost  $c_2 > c_1$ . Atunci am avea că  $C + c - c_2 < C + c - c_1$ . Să vedem unde este contradicția.

Observăm că muchia  $c_2$  nu poate face parte din  $\mathcal{A}$ . Într-adevăr, dacă ar face parte, ea s-ar afla pe ciclul închis de  $(u, v)$  și am fi selectat-o pe ea în locul lui  $c_1$ . Dar atunci muchia  $c_2$  închide un ciclu în  $\mathcal{A}$ . De aici apare contradicția. Din  $\mathcal{A}$  știm că  $c_2$  este cea mai scumpă muchie de pe acel ciclu (altfel am putea optimiza APM-ul  $\mathcal{A}$ ). Dar, din proprietatea ciclului, știm că muchia  $c_2$  nu poate face parte din niciun APM, deci nici din  $\mathcal{A}'$ .

### Implementare cu LCA și *binary lifting*

Așadar, trebuie să răspundem la  $m$  interogări de maxime pe căi. Știm deja abordarea clasică, în  $\mathcal{O}(\log n)$  per interogare: alegem o rădăcină pentru arbore, să zicem nodul 1, și precalculăm informații de LCA cu *binary lifting*. Fiecare pointer reține și valoarea maximă a unei muchii pe care o traversează.

### Implementare cu mulțimi disjuncte modificate

Soluția mea împrumută o altă idee, pe care o vom detalia. Ea folosește o structură de date  $S$  care este „un fel de” *disjoint set forest* de complexitate  $\mathcal{O}(\log n)$  per operație.

Concret, procesăm muchiile în ordine crescătoare a costului. Începem să unificăm componentele conexe conform algoritmului lui Kruskal. Dar nu folosim compresia căii, căci ne interesează ca  $S$  să păstreze o informație esențială, care s-ar pierde prin reorganizare. Pentru orice pereche de noduri deja conectate,  $u$  și  $v$ , dorim ca  $S$  să faciliteze găsirea muchiei celei mai scumpe de pe calea  $u - v$ .

Cînd procesăm muchia  $(u, v)$  de cost  $c$ , dacă  $u$  și  $v$  provin din componente diferite, găsim rădăcinile  $u'$  și  $v'$  ca de obicei. Apoi legăm  $u'$  de  $v'$  și notăm costul  $c$ . Aceasta garantează că, pentru a ajunge (în  $S$ ) de la orice nod din componenta lui  $u'$  la orice nod din componenta lui  $v'$ , trebuie să trecem prin muchia  $(u', v')$ .

Dacă componenta lui  $u'$  este mai mare, legăm  $v'$  la  $u'$ , altfel invers. Aceasta garantează că numărul de muchii de pe orice cale este logaritmice.

Cum folosim, concret, structura  $S$  ca să aflăm răspunsul pentru fiecare muchie? Dacă  $u$  și  $v$  provin din componente diferite, știm din algoritmul lui Kruskal că  $(u, v)$  face parte din APM, deci răspunsul pentru ea va fi costul APM-ului, odată ce îl determinăm.

Dacă, în schimb, procesăm o muchie  $(u, v)$  și determinăm că nodurile sînt deja conectate, atunci urcăm cu  $u$  și  $v$  prin  $S$  pînă cînd se întîlnesc, apoi returnăm muchia maximă întîlnită pe drum.

### 18.4.7 Problema Apm2 (Infoarena)

[enunț](#) • [sursă](#)



Problema este foarte similară cu cea anterioară ([Minimum Spanning Tree for Each Edge](#)). Dar merită reluată observația teoretică.

Intuiția ne spune să calculăm un APM. Apoi, pentru o interogare  $(u, v)$ , răspunsul este  $c - 1$ , unde  $c$  este costul maxim de pe calea  $(u, v)$  din APM. Justificarea este că dorim să punem un cost cât mai mare pe  $(u, v)$ , dar suficient de mic încât, la refacerea APM-ului, muchia  $(u, v)$  să rămână în APM.

Cum demonstrăm asta? Nu putem demonstra doar pe APM-ul particular pe care l-a construit programul nostru, ci pe orice APM. Să studiem mai atent algoritmul lui Kruskal. Motivul pentru care pe o cale  $(u, v)$  există o muchie de cost maxim  $c$  este că, după procesarea muchiilor de cost  $\leq c - 1$ , componentele lui  $u$  și  $v$  nu erau încă conectate.

De aceea, dacă pentru interogarea  $(u, v)$  alegem costul  $c - 1$ , atunci algoritmul lui Kruskal ar alege garantat muchia. Detaliu la care vom reveni: algoritmul ar alege muchia indiferent unde ar fi ea sortată între alte muchii de cost  $c - 1$ .

Dacă punem costul muchiei  $(u, v) = c$ , atunci în mod evident algoritmul poate omite muchia  $(u, v)$ , căci poate uni componentele folosind cealaltă muchie de cost  $c$ .

Implementarea mea folosește același *pseudo-disjoint set forest* cu timp logaritmic. Dar, ca și mai înainte, soluția cu LCA funcționează și ea perfect.

### 18.4.8 Problema Edges in MST (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema duce un pas mai departe experimentele de gândire despre APM. Să considerăm că algoritmul lui Kruskal a procesat toate muchiile de cost mai mic decât  $c$  și a obținut niște componente conexe. Subliniem că partiționarea în componente nu depinde de sortarea pe care algoritmul lui Kruskal s-a întâmplat să o aleagă pentru muchii de costuri egale. Exemplu: dintr-un triunghi de muchii de cost 4, Kruskal va alege două. Cele trei noduri vor fi conectate indiferent de muchiile alese.

Atunci să considerăm graful componentelor, în care fiecare nod corespunde unei componente conexe, și să considerăm „pachetul” de muchii de cost  $c$ .

- O muchie va apărea în **toate APM-urile** dacă este punte.
- Altfel, o muchie va apărea în **unele APM-uri** dacă unește două componente distincte.
- Altfel, o muchie unește două noduri din aceeași componentă și nu va apărea în **niciun APM**.

Vom defini noțiunea de **punte**, iar deocamdată vom lua fără demonstrație codul de găsim a punților. Vom reveni la el în capitolul 19.

Implementarea constă din algoritmul lui Kruskal + un DFS pentru fiecare bloc de muchii egale. Atenție la două detalii de implementare:

- Fiecare DFS pe un pachet de  $k$  muchii trebuie să fie  $\mathcal{O}(k)$ . Orice **for** neatent, în  $\mathcal{O}(n)$ , poate duce complexitatea totală la  $\mathcal{O}(n^2)$  dacă toate muchiile au costuri distincte.
- Deși graful inițial este simplu, în graful componentelor pot exista muchii paralele (între perechi de noduri din aceleași componente). Este nevoie de puțină atenție în algoritmul lui Tarjan de găsim a punților. Este acceptabil (și necesar) să luăm în calcul toate muchiile care duc înapoi la părinte, doar nu fix pe cea pe care am venit. Sursa mea folosește indicele original al muchiei. [CP Algorithms](#) oferă o soluție mai generală.

### 18.4.9 Problema Envy (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Să pornim (din nou...) de la algoritmul lui Kruskal. Ne reamintim că, după procesarea muchiilor de cost  $\leq c$ , structura componentelor conexe va fi identică. Pot varia doar conexiunile interne din fiecare componentă. Așadar, putem procesa muchiile din fiecare interogare grupate după greutate.

Cînd va avea o interogare răspunsul „nu”? Cînd unul dintre aceste grupuri include muchii care închid cicluri. De exemplu, dacă o interogare include (printre altele) trei muchii de greutate 10, iar la acel moment în algoritmul lui Kruskal muchiile unesc componentele  $C_1 - C_2$ ,  $C_2 - C_3$  și  $C_3 - C_1$ , interogarea are răspunsul „nu”.

Cum testăm existența acestor cicluri? Editorialul propune, pentru fiecare interogare și pentru fiecare grup de muchii de același cost  $c$ , cîte un DFS doar pe acele muchii **la momentul potrivit** în algoritmul lui Kruskal, adică înainte de a procesa muchiile de cost  $c$ .

Soluția mea folosește un *disjoint set forest* cu suport pentru *undo*: procesăm muchiile de cost  $c$  din interogare, verificăm dacă vreuna dintre ele închide un ciclu, apoi restaurăm pădurea la starea anterioară. Abia la finalul interogărilor pentru toate greutățile  $c$  le încorporăm (permanent) în pădure.

Aveam așteptări mari de la implementare, dar este cam lentă. 😊

### 18.4.10 Problema DFS Trees (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Aceasta este mai puțin o problemă de APM și mai mult un experiment de gîndire despre DFS.

#### Teoria

Să definim doi termeni specifici DFS-ului în grafuri neorientate. Cînd ajungem într-un nod  $u$ ,

- **Muchiile de arbore** sînt acele muchii  $(u, v)$  pe care DFS-ul se reapelează din  $v$ .
- **Muchiile înapoi** sînt acele muchii  $(u, v)$  pe care DFS-ul nu se reapelează, căci  $v$  a fost vizitat anterior.

Acum, să observăm că APM-ul este unic, costurile fiind distincte. Îl putem calcula cu algoritmul lui Kruskal (este foarte convenabil, căci primim deja muchiile în ordinea crescătoare a costului). Apoi, întrebarea pentru fiecare nod de pornire  $1 \leq x \leq n$  este dacă DFS-ul va folosi ca muchii de arbore exact cele  $n - 1$  muchii din APM.

Să considerăm întrebarea echivalentă: cum știm dacă DFS-ul din  $x$  va evita cele  $m - n + 1$  muchii care nu fac parte din APM? Să considerăm o astfel de muchie,  $e = (u, v)$ . Dacă  $e$  nu face parte din APM, înseamnă că închide un ciclu  $(u, v)$  în APM. Acum (pentru a suta oară în acest curs), să schimbăm modul de agregare a datelor. În loc să fixăm  $x$  și să luăm în calcul toate muchiile, să fixăm muchia  $e$  și să luăm în calcul toate nodurile de pornire  $x$ . Marcăm ca „rău” orice nod de pornire care vizitează muchia  $e$  ca muchie de arbore. După ce luăm în calcul toate muchiile, răspunsul va fi 0 pentru nodurile care au fost marcate ca „rele” cel puțin o dată, 1 pentru restul.

Am ajuns astfel la întrebarea: pentru o muchie  $e = (u, v) \notin \text{APM}$ , ce noduri de pornire  $x$  vizitează  $e$  ca muchie de arbore? Fie  $C$  ciclul format de  $e$  cu lanțul  $u - v$  din APM. Fie  $y$  primul nod descoperit de DFS dintre toate cele din  $C$ . Dacă  $y = u$ , atunci DFS-ul nu va pleca pe muchia  $e$ , care este scumpă, ci va pleca (la un moment dat) spre  $v$ . Tot lanțul  $u - v$ , inclusiv  $v$ , va deveni subarbore al lui  $u$  în DFS.

Aceasta este observația crucială despre DFS: odată ce marchează  $u$  ca vizitat și pornește pe lanțul care duce spre  $v$ , DFS-ul nu va mai reveni în  $u$  până nu termină de explorat toate nodurile noi, care includ tot lanțul  $u - v$ . Cîndva în acest proces DFS-ul va descoperi nodul  $v$  și muchia  $e$  și va constata că este muchie înapoi. Nu este garantat că DFS-ul va explora lanțul în ordinea din APM. Pot exista alte muchii și lanțuri care să încâlcească traseul. Dar este garantat că va explora tot lanțul și va ajunge la  $v$ .

Același argument se aplică și pentru  $y = v$ . Dacă în schimb  $y$  este alt nod de pe lanț, atunci se aplică argumentul invers. Fie  $f$  și  $g$  muchiile către cele două noduri vecine cu  $y$  în  $C$ . DFS-ul va porni pe una dintre ele, să zicem pe  $f$ . Tot ciclul va deveni subarbore al lui  $y$  prin  $f$ , iar muchia  $g$  va fi muchie înapoi. Aceasta este o greșeală, căci  $g$  este muchie din APM și DFS-ul o omite.

## Implementarea

Așadar, pentru fiecare muchie  $e = (u, v)$  din afara APM-ului, nodurile care o vor traversa în DFS, și care trebuie marcate ca „rele”, sînt cele din care, pornind, descoperim ciclul  $C$  printr-un nod diferit de  $u$  și de  $v$ . Sună monstruos de implementat! 😬

În realitate, este suficient să considerăm doar APM-ul. Dacă „atîrnam” acest APM ca pe o frînghie de nodurile  $u$  și  $v$ , atunci trebuie să marcăm ca „rele” toate nodurile dintre  $u$  și  $v$  și toți subarborii acelor noduri. În practică arborele este înrădăcinat, deci iau naștere două cazuri:

1. Dacă  $u$  este strămoș al lui  $v$ , atunci marcăm ca rău tot subarboarele fiului  $w$  al lui  $u$  care pornește către  $v$ , cu excepția subarboarelui lui  $v$ . Similar dacă  $v$  este strămoș al lui  $u$ .
2. Dacă  $u$  și  $v$  nu sînt în relația strămoș-descendent, atunci marcăm ca rău tot arborele cu excepția subarborilor lui  $u$  și  $v$ .

Putem face aceste operații cu vectori de diferențe pe arbore:

1. Pentru cazul (1), notăm  $+1$  în  $w$  și  $-1$  în  $v$ .
2. Pentru cazul (2), notăm  $+1$  în rădăcină,  $-1$  în  $u$  și  $-1$  în  $v$ .
3. Apoi propagăm valorile în jos (fiecare nod calculează suma valorilor de la el la rădăcină).

La final, nodurile „rele” sînt cele care au valori pozitive, nodurile bune sînt cele care au valori 0.

# Capitolul 19

## Conectivitate

### 19.1 Sortarea topologică

Sortarea topologică a unui graf orientat înseamnă să-i enumerăm cele  $n$  noduri într-o ordine astfel încât toate muchiile să meargă doar de la stînga spre dreapta. Un exemplu intuitiv este graful de dependențe între noțiunile învățate la școală: geometria 2D este necesară pentru geometria 3D etc. [Wikipedia](#) enumeră multe alte exemple.

Un graf orientat admite o sortare topologică dacă și numai dacă este aciclic. Un astfel de graf se numește dag (engl. *directed acyclic graph*). Condiția este necesară deoarece, dacă graful conține un ciclu, atunci orice ordine în care enumerăm nodurile ciclului în sortare va face ca muchia dintre ultimul nod și primul să meargă spre stînga. Condiția este și suficientă, iar demonstrația este constructivă.

Problema educațională [Course Schedule](#) ne cere exact să sortăm topologic un graf orientat sau să raportăm dacă el conține un ciclu.

Există doi algoritmi clasici, ambii în  $\mathcal{O}(m + n)$ . Ambii necesită cod similar de lung, cu viteze și consumuri de memorie similare. Este bine să fiți familiari cu ambii, pentru că unele probleme se mulează mai bine peste unul dintre algoritmi.

#### 19.1.1 Algoritmul lui Kahn

Acest algoritm este practic un BFS. Inițializăm o coadă cu nodurile cu grad la intrare 0. Acestea pot fi enumerate primele în sortarea topologică, în orice ordine. Explorăm graful, tipărind nodurile pe măsură ce le scoatem din coadă. De câte ori un nod a fost explorat de un număr de ori egal cu gradul său la intrare, îl introducem și pe el în coadă, cu semnificația că și el poate fi tipărit.

Graful conține un ciclu dacă coada rămîne goală înainte să explorăm toate nodurile.

### 19.1.2 Algoritmul bazat pe DFS

Pornim un DFS dintr-un nod oarecare. La fiecare nivel recursiv al DFS-ului, la revenirea din descendenți adăugăm nodul curent la ordinea topologică. Dacă după încheierea DFS-ului mai există noduri nedescoperite, alegem la întâmplare unul dintre acestea și pornim un nou DFS. De remarcat că algoritmul produce o sortare topologică **inversă**.

Graful conține un ciclu dacă DFS-ul încearcă, la orice moment, să viziteze un nod gri (un nod din stiva DFS).

## 19.2 Componente tare conexe

Într-un graf orientat  $G = (V, E)$ , o **componentă tare conexă** (abr. *CTC*, engl. *strongly connected component*, abr. *SCC*) este un subgraf maximal în care pentru orice pereche de noduri  $u$  și  $v$ ,  $v$  este accesibil din  $u$  și invers. Notăm acest lucru cu  $u \rightsquigarrow v$  și  $v \rightsquigarrow u$ .

Vom folosi [această figură](#) din *Introduction to Algorithms*.

Problema educațională **Ctc** ne cere exact să tipărim componentele tare conexe ale unui graf orientat.

### 19.2.1 Terminologie

**Graful transpus** se notează cu  $G^T = (V, E^T)$  și se obține inversând sensul tuturor muchiilor din  $E$ . Remarcăm că  $G^T$  are aceleași componente tare conexe ca și  $G$ : dacă  $u \rightsquigarrow v$  și  $v \rightsquigarrow u$  în  $G$ , parcurgând căile în sens invers obținem că  $v \rightsquigarrow u$  și  $u \rightsquigarrow v$  în  $G^T$ .

**Graful componentelor** se notează cu  $G^{SCC}$  și este definit astfel:

- Contractăm fiecare componentă tare conexă, cu nodurile și cu muchiile ei, într-un singur nod.
- Unificăm toate muchiile dintre două componente într-o singură muchie.

Graful componentelor este un dag. Demonstrația este prin reducere la absurd: dacă în  $G^{SCC}$  ar exista un ciclu prin două noduri  $u$  și  $v$ , atunci în graful original ar exista căi între orice două noduri din componentele tare conexe corespunzătoare lui  $u$  și  $v$ , deci cele două componente ar fi una și aceeași.

Generalizăm **timpii de descoperire și de părăsire** a unui nod ( $t_{in}[u]$  și  $t_{out}[u]$ ) la submulțimi de noduri. Pentru  $U \subseteq V$ , definim:

- $t_{in}[U] = \min_{u \in U} t_{in}[u]$
- $t_{out}[U] = \max_{u \in U} t_{out}[u]$

Vom studia doi algoritmi, comparabili ca viteză. Ca și în cazul sortării topologice, vă încurajez să fiți familiari cu ambii.

## 19.2.2 Algoritmul lui Kosaraju

Acest algoritm face două parcurgeri DFS pentru a găsi componentele tare conexe:

1. Face o parcurgere DFS în  $G$  și reține  $t_{out}[u]$  pentru fiecare nod  $u$ .
2. Calculează  $G^T$ .
3. Face o parcurgere DFS în  $G^T$ , considerînd nodurile în ordinea descrescătoare a lui  $t_{out}$ .
4. Fiecare submulțime găsită de DFS-ul de la pasul 3 este o componentă tare conexă.

De ce funcționează acest algoritm? Să studiem relația între valorile lui  $t_{out}$  (în graful original) și graful componentelor. Fie două componente  $C$  și  $C'$  între care există o muchie  $(u, v)$  cu  $u \in C$  și  $v \in C'$ . Atunci putem demonstra că  $t_{in}[C] > t_{in}[C']$ . Într-adevăr, există două cazuri:

1. Dacă  $C$  este descoperită prima, fie  $x \in C$  primul nod vizitat. Toate nodurile din  $C$  și din  $C'$  devin descendenți ai lui  $x$  în arborele DFS, deci nodul  $x$  va fi ultimul părăsit. Rezultă că  $t_{out}[C] = t_{out}[x] > t_{out}[C']$ .
2. Dacă  $C'$  este descoperită prima, fie  $y \in C'$  primul nod vizitat. Toate nodurile din  $C'$  devin descendenți ai lui  $y$  în arborele DFS, dar nu și cele din  $C$ . Componenta  $C'$  va fi vizitată complet, apoi DFS-ul va reveni la bucla principală și la un moment viitor va vizita și componenta  $C$ . Rezultă că  $t_{out}[C] > t_{out}[C']$ .

În graful transpus  $G^T$  avem relația inversă: pentru orice muchie  $(u, v) \in E^T$  cu  $u \in C$  și  $v \in C'$  vom avea  $t_{out}[C] < t_{out}[C']$ . **Atenție:** valorile  $t_{out}$  sînt cele calculate în graful original.

De aici rezultă corectitudinea algoritmului. Pasul 3 începe cu nodul  $u$  care maximizează  $t_{out}[u]$ . Acel DFS va explora o componentă  $C$  (în  $G^T$ ) din care nu vor exista muchii spre alte componente. Cu alte cuvinte, DFS-ul nu se va revărsa în nicio altă componentă, ci va tipări strict nodurile din  $C$ . Apoi va alege alt nod de pornire dintr-o altă componentă  $C'$  care nu avea muchii spre alte componente (decît cel mult spre  $C$ , care a fost deja tipărită). Prin inducție, la orice moment cînd bucla principală va apela algoritmul DFS recursiv, algoritmul va tipări exact o componentă tare conexă.

Nu întîmplător, acest algoritm seamănă (un pic) cu o sortare topologică. Într-adevăr, ordinea în care componentele sînt tipărite este o sortare topologică a grafului  $G^{SCC}$  sau, alternativ, o sortare invers topologică a grafului  $G^{SCCT}$ .

- Adevărat sau fals? Putem ca, la pasul 3, să parcurgem tot graful original, dar în ordinea crescătoare a valorilor  $t_{out}$ ? Dați o demonstrație sau un contraexemplu. Indiciu: probabil nu folosim de 50 de ani un algoritm mai complicat decît trebuie. 😊

Iată și un detaliu de implementare. Multe programe de pe Internet ([CP Algorithms](#), [Topcoder](#), [GeeksforGeeks](#)) țin în memorie două grafuri cu cod de genul:

```
while (m--) {
    cin >> a >> b;
    g[a].adj.push_back(b);
    g[b].rev_adj.push_back(a);
}
```

---

}

Această abordare folosește  $\mathcal{O}(M + N)$  memorie suplimentară ( $N$  vectori cu un total de  $M$  elemente). Putem inversa listele de adiacență în  $\mathcal{O}(M)$ , atunci când devine necesar. Folosim doar  $\mathcal{O}(N)$  memorie suplimentară pentru capetele de listă:

---

```
for (int u = 1; u <= n; u++) {
    for (int v: g[u].adj) {
        g[v].rev_adj.push_back(u);
    }
    g[u].adj.resize(0);
}
```

---

### 19.2.3 Algoritmul lui Tarjan

Acest algoritm face o singură parcurgere DFS. Pentru fiecare nod  $u$  stocăm două valori:

- $d[u]$  este adâncimea nodului
- $l[u]$  (*lowpoint*) este adâncimea minimă a oricărui vecin al oricărui nod din subarboarele lui  $u$ .

Observația crucială este că, dacă niciun nod din subarboarele lui  $u$  nu poate urca mai sus decât  $u$ , adică dacă  $l[u] = d[u]$ , atunci

- $u$  este punctul de intrare într-o CTC;
- muchia de la părintele din DFS al lui  $u$  la  $u$  este o muchie între două CTC din  $G^{SCC}$ .

Pentru enumerarea efectivă a nodurilor din fiecare componentă, punem nodurile într-o stivă pe măsură ce le descoperim, dar **nu le scoatem din stivă** la revenirea din DFS. În schimb, când determinăm că un nod  $u$  este punctul de intrare într-o CTC, atunci scoatem toate nodurile din stivă, pînă la  $u$  inclusiv. Ele formează o CTC și le putem procesa după cum cere problema (de exemplu, le putem eticheta cu aceeași etichetă numerică).

Acest algoritm generează componentele într-o ordine invers topologică a grafului  $G$ .

## 19.3 Componente biconexe, punți, puncte de articulație

Ne îndreptăm acum atenția către probleme similare de conexitate în grafuri neorientate. Vom urmări exemplul propus în Cormen, [fig. 20.10](#).

### 19.3.1 Definiții

- Un **punct de articulație** este un nod prin a cărui eliminare numărul de componente conexe crește.
- O **punte** este o muchie prin a cărei eliminare numărul de componente conexe crește.
- Un graf este **biconex** dacă, prin eliminarea oricărui nod, graful rămîne conex. Echivalent, un graf biconex este un graf fără puncte de articulație.



- O **componentă biconexă** este un subgraf biconex maximal.

Ultima definiție de mai sus este de pe [Wikipedia](#). Cormen propune o definiție alternativă: o componentă biconexă este un set maximal de muchii astfel încât pentru orice pereche de muchii există un ciclu simplu care trece prin ambele. Diferența apare în cazul punților: o punte și nodurile de la capetele ei formează o componentă biconexă conform definiției de mai sus, dar nu și conform definiției din Cormen.

Conform Wikipedia, un punct de articulație poate face parte din mai multe componente biconexe. De aceea, Wikipedia definește componentele biconexe referitor la muchii, nu la vîrfuri. Mai exact, componentele biconexe sînt o partiție a mulțimii de muchii  $E$ .

Nu trebuie să vă împiedicați de aceste diferențe. Cîtă vreme știți ce doriți să codați, vă va fi ușor.

În problemele de astăzi vom întâlni și conceptul de **graf  $k$ -conex pe muchii** ca fiind un graf neorientat care rămîne conex dacă eliminăm mai puțin de  $k$  muchii. De exemplu, un graf 1-conex este pur și simplu un graf conex, iar un graf 2-conex este un graf fără punți.

### 19.3.2 Puzzles

- Adevărat sau fals? O muchie  $(u, v)$  aflată între două puncte de articulație este punte.
- Adevărat sau fals? Capetele oricărei punți sînt puncte de articulație.
- Adevărat sau fals? Un punct de articulație are cel puțin o muchie adiacentă care este punte.

### 19.3.3 Algoritmul Hopcroft-Tarjan

Este remarcabil că putem calcula toate aceste informații printr-o singură parcurgere DFS. Ca și la aflarea componentelor tare conexe, pentru fiecare nod  $u$  stocăm valorile  $d[u]$  și  $l[u]$ . Atunci:

- Rădăcina parcurgerii este punct de articulație dacă și numai dacă are doi sau mai mulți fi.
- Un nod  $u$  diferit de rădăcină este punct de articulație dacă și numai dacă are cel puțin un fiu  $v$  pentru care  $l[v] \geq d[u]$ . Cu alte cuvinte, un fiu care nu poate accede la restul grafului dincolo de  $u$ .
- O muchie  $(u, v)$  vizitată din  $u$  spre  $v$  este punte dacă  $l[v] > d[u]$  sau, echivalent, dacă  $l[v] = d[v]$ . Cu alte cuvinte,  $v$  nu poate ajunge la  $u$  decît prin muchia  $(u, v)$ .

Ca și la aflarea CTC, pentru partiționarea muchiilor în componente biconexe, le vom pune într-o stivă cînd le descoperim. La revenirea din recursivitate, dacă nodul curent  $u$  este punct de articulație, el îi datorează asta unui fiu  $v$ . Scoatem din stivă toate muchiile pînă la  $(u, v)$  inclusiv; ele formează o componentă biconexă.

Iată mai jos codul. El calculează toate proprietățile. Dacă problema nu le cere, desigur, codul se scurtează. Bunăoară, stiva nu este necesară decît pentru componentele biconexe.

```
// Stiva de la (u, v) pînă la vîrf formează o CBC.
void print_bcc(int u, int v) {
    printf("CBC:");
```

```

do {
    --ss;
    printf(" %d-%d", st[ss].u, st[ss].v);
} while (st[ss].u != u || st[ss].v != v);
printf("\n");
}

void dfs(int u, int parent) {
    bool is_ap = false;
    int num_children = 0;
    nd[u].d = nd[u].low = ++time;

    for (int v: nd[u].adj) {
        if (!nd[v].d) {

            // Vizitează fiul și vezi cât poate urca.
            num_children++;
            st[ss++] = { u, v };
            dfs(v, u);
            nd[u].low = min(nd[u].low, nd[v].low);

            // Dacă v nu poate ajunge la u (sau mai sus), atunci (u,v) este punte.
            // În funcție de definiție, punțile pot sau nu să fie CBC de sine stătătoare.
            if (nd[v].low > nd[u].d) {
                printf("punte: %d-%d\n", u, v);
            }

            // Dacă v nu poate ajunge mai sus de u, atunci (1) o CBC începe la v și
            // (2) fie u este rădăcina, fie este punct de articulație.
            if (nd[v].low >= nd[u].d) {
                is_ap = true;
                print_bcc(u, v);
            }

        } else if (v != parent) {

            // Muchie înapoi -- asigură-te că nu o traversăm mergînd înainte.
            if (nd[v].d < nd[u].d) {
                nd[u].low = min(nd[u].low, nd[v].d);
                st[ss++] = { u, v };
            }

        }
    }

    // Rădăcina este punct de articulație dacă are copii multipli.
    // Alte noduri sînt puncte de articulație dacă au fost marcați de vreunul dintre copii.
    if ((!parent && (num_children > 1)) || (parent && is_ap)) {
        printf("PA: %d\n", u);
    }
}

```

---

}

---

Întrebări despre cod:

- De ce nu este nevoie să mai apelăm `print_bcc()` o dată la final?
- De ce tipărim componenta când aflăm că  $u$  este punct de articulație și nu când aflăm că  $(u, v)$  este punte?
- De ce optimizăm  $l[u]$  o dată cu  $l[v]$  și o dată cu  $d[v]$ ?
- De ce ne asigurăm că  $d[v] < d[u]$  pentru muchiile „înapoi”?

## 19.4 Probleme

### 19.4.1 Problema Course Schedule (CSES)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema este educațională de sortare topologică. Includ surse cu cei doi algoritmi studiați.

### 19.4.2 Problema Book (Codeforces)

[enunț](#) • [surse](#)

Problema se duce destul de direct spre sortarea topologică. Observăm că, dacă vrem să învățăm un capitol  $v$  după un capitol  $u$ , atunci le putem învăța în aceeași trecere dacă  $u < v$ , altfel este nevoie de o trecere în plus. Problema se poate formaliza ca un graf orientat unde costul unei muchii  $(u, v)$  este 0 dacă  $u < v$  sau 1 dacă  $u > v$ . Astfel, trebuie:

- Să tipărim -1 dacă graful nu poate fi sortat topologic (adică dacă conține vreun ciclu).
- Altfel, să tipărim costul maxim al unei căi.

Problema se rezolvă cu sortare topologică și o valoare pentru fiecare nod  $u$ , care arată numărul de treceri necesar pentru a învăța capitolul  $u$ . Valoarea lui  $u$  se calculează în funcție de valorile succesorilor.

Pentru completitudine, am implementat sortarea topologică și cu DFS, și cu BFS.

### 19.4.3 Problema Componente tare conexe (Infoarena)

[enunț](#) • [surse](#)

Această problemă este educațională, de componente tare conexe.

Pentru algoritmul lui Kosaraju, subliniez că nu este nevoie de calculul explicit al timpilor  $t_{out}$ . Ce ne interesează este ca în a doua parcurgere să procesăm nodurile descrescător după  $t_{out}$ . Așadar, este suficient ca, în prima parcurgere, să colectăm fiecare nod într-un vector chiar înainte de a părăsi DFS-ul (adică în locul unde am incrementa acel contor global `time`).

De amorul artei, includ și o sursă pentru algoritmul lui Kosaraju cu structuri de date proprii. Ea transpune graful fără memorie suplimentară, este de peste două ori mai rapidă și consumă de 4 ori mai puțină memorie decât implementarea cu STL.

#### 19.4.4 Problema Mr. Kitayuta's Technology (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema este mai mult de idee, fiind greu de încadrat la „ceva”: este o problemă *core* de grafuri. O putem rezuma astfel: dându-se  $n$  noduri izolate și  $m$  perechi ordonate de noduri, să se afle numărul minim de arce care trebuie trasate astfel încât pentru fiecare pereche  $(u, v)$  să existe o cale de la  $u$  la  $v$ .

Prin analogie cu componentele tare conexe, o **componentă slab conexă** (CSC) este un subgraf maximal astfel încât orice nod  $v$  să fie accesibil din orice nod  $u$  dacă ignorăm sensurile arcelor.

Fie  $G$  graful cerințelor date la intrare. Observăm că putem rezolva problema individual pe fiecare CSC din  $G$ , căci nu avem de ce să tragem vreo muchie între două CSC diferite. Acum, să considerăm o componentă cu  $k$  noduri. Iau naștere două cazuri.

1. Dacă componenta **nu conține** cicluri orientate, atunci ea este un dag. Fiind un dag, ea admite o sortare topologică  $S$ . Putem satisface toate cerințele componentei dacă unim cele  $k$  noduri cu  $k - 1$  muchii, două câte două în ordinea din  $S$ . Putem demonstra că acest rezultat ( $k - 1$  muchii) este și optim. Să presupunem că ar exista o soluție care satisface toate cerințele componentei cu mai puțin de  $k - 1$  muchii. Aceste muchii nu ar putea conecta (slab) toate cele  $k$  noduri, deci există o tăietură a nodurilor componentei  $A \cup B$  astfel încât nicio muchie a soluției să nu traverseze tăietura. Pe de altă parte, există în mod sigur o cerință care traversează tăietura, întrucât componenta este slab conexă. Acea cerință ar rămâne nesatisfăcută.
2. Dacă componenta **conține** un ciclu orientat,  $C$ , atunci putem oferi o soluție cu  $k$  muchii: conectăm toate nodurile într-un ciclu, formînd o componentă tare conexă. Din nou, putem demonstra că această soluție este optimă. Să presupunem că ar exista o soluție care satisface toate cerințele componentei cu doar  $k - 1$  muchii. Prin același argument de mai sus, pentru a păstra conexitatea, cele  $k - 1$  muchii trebuie să formeze un arbore (ignorînd orientarea). Dar atunci ele nu vor putea satisface toate cerințele de pe ciclul  $C$ .

#### 19.4.5 Problema Ralph and Mushrooms (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Observăm că, în cadrul unei CTC, putem parcurge toate muchiile de o infinitate de ori, deci vom aduna profitul maxim de pe fiecare muchie. O subproblemă interesantă este: ce profit putem obține pe o muchie cu  $x$  ciuperci? Această funcție este [OEIS A060432](#). Am încercat să găsesc o formulă în  $\mathcal{O}(1)$  fără radicali, dar nu am reușit.

Odată ce părăsim o CTC, putem folosi muchia de plecare o singură dată, căci prin definiție nu mai putem reveni pe ea. Apoi putem consuma integral noua componentă etc. Rezultă că putem construi  $G^{SCC}$ , care este un dag, în care valoarea fiecărui nod este profitul maxim al muchiilor din toate nodurile din componenta asociată, iar valoarea fiecărei muchii este numărul de ciuperci din graful inițial. În acest nod trebuie să aflăm profitul maxim.

Aceasta este o problemă clasică de sortare topologică + programare dinamică. Vezi de exemplu:

- [CSES 1680 Longest Flight Route](#) (cea mai lungă cale într-un dag)
- [CSES 1681 Game Routes](#) (numărul de căi într-un dag)
- [CSES 1686 Coin Collector](#) (foarte asemănătoare cu problema curentă).

Soluția teoretică este să parcurgem componentele în ordine invers topologică, folosind orice algoritm de CTC. Fie  $w[C]$  numărul total de ciuperci pe care le putem culege fără a părăsi componenta  $C$ . Atunci profitul maxim plecând dintr-o componentă  $C$  este

$$profit[C] = w[C] + \max_{(u,v)} \{mushrooms[(u,v)] + profit[D]\}$$

unde  $D$  este o altă componentă tare conexă, iar  $(u,v)$  este o muchie cu  $u \in C$  și  $v \in D$ .

Putem implementa explicit acest algoritm, construind  $G^{SCC}$ . De amorul artei, putem însă rezolva problema cu o singură parcurgere DFS! Sursa anexată oferă o astfel de implementare.

În majoritatea problemelor întâlnite, nu este strict necesar să construim graful condensat, deși sînt de acord că implementarea cu o singură parcurgere poate fi alunecoasă.

### 19.4.6 Problema Bertown Roads (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema cere să orientăm muchiile unui graf neorientat conex astfel încît să obținem un graf tare conex. O problemă identică este [CSES 2177](#). O observație relativ simplă este că, dacă graful neorientat are punți, atunci problema nu are soluție. Dacă orientăm muchia  $(u,v)$  ca  $u \rightarrow v$ , în graful rezultat nu va exista nicio cale de la  $v$  la  $u$ .

Dacă graful neorientat nu are punți, problema are întotdeauna soluție. Interesant este că implementarea este incredibil de simplă. Facem o parcurgere DFS și orientăm muchiile în sensul în care le vizitează parcurgerea. Dintr-un nod  $u$ , pentru un vecin  $v$ , orientăm muchia ca  $u \rightarrow v$  indiferent dacă este muchie de arbore sau muchie înapoi.

Trebuie doar să avem grijă să nu parcurgem aceeași muchie de două ori. Mai exact, muchia  $u, v$  va apărea în reprezentarea uzuală de două ori:

- nodul  $v$  în lista de adiacență a lui  $u$ ;
- nodul  $u$  în lista de adiacență a lui  $v$ .

Dacă stăm în nodul  $u$ , iar nodul  $v$  este deja vizitat, atunci:

- Dacă  $d[v] < d[u]$ , atunci  $v$  este strămoș al lui  $u$ , muchia  $(u, v)$  este muchie înapoi și o vom orienta în sensul  $u \rightarrow v$ .
- Dacă  $d[v] > d[u]$ , atunci  $v$  este descendent al lui  $u$ , muchia  $(u, v)$  a fost deja vizitată și trebuie ca de această dată să o ignorăm.

### 19.4.7 Problema Tourist Reform (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema este din aceeași sferă cu precedentă. Trebuie să orientăm un graf neorientat pentru a maximiza accesibilitatea minimă, adică să maximizăm numărul minim de noduri accesibile din orice punct de pornire.

Știm de la problemele anterioare că, pentru o CTC, ne putem plimba la infinit printre nodurile ei. Interesant este cum să orientăm punțile din graful original. Fie  $X$  componenta 2-conexă (așadar, componenta mărginită de punți) din graful original cu număr maxim de noduri. Presupunem că  $X$  este unică, dar raționamentul este similar și dacă nu este.  $X$  va deveni o CTC în graful orientat. Rezultă că răspunsul este cel puțin  $|X|$ : putem orienta toate punțile înspre  $X$ , astfel că orice nod din  $X$  va putea vizita exact  $|X|$  noduri, iar orice nod din afara lui  $X$  va putea vizita mai mult de  $|X|$  noduri.

Acest răspuns este și optim. Să presupunem că orientăm orice punte astfel încât să se îndepărteze de  $X$ . Atunci ea delimitează din graful orientat o zonă în care toate CTC au mai puțin de  $|X|$  noduri. Întrucât graful  $G^{SCC}$  este un dag, va exista în el o componentă  $Y$  din care nu iese nicio muchie. Pornind din acea componentă vom putea ajunge doar la  $|Y| < |X|$  noduri.

Și această implementare necesită o singură parcurgere Tarjan. Mai mult, nu avem nevoie de stivă. Ne pasă doar **câte** noduri are o CTC în clipa în care o identificăm, iar pentru aceasta este suficient să ținem un contor, nu toată stiva.

### 19.4.8 Problema We Need More Bosses (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema ne cere să calculăm diametrul maxim (ca număr de muchii) în arborele componentelor 2-conexe asociat unui arbore neorientat.

Așa cum am mai văzut, putem proceda incremental:

1. Calculăm punțile.
2. Condensăm fiecare componentă 2-conexă într-un nod și obținem arborele.
3. Calculăm diametrul arborelui.

Dar putem rezolva și această problemă cu un singur DFS. Aici este util să cunoașteți algoritmul de aflare a diametrului unui arbore cu un singur DFS, nu cu două. Pentru un nod  $u$ , diametrul **subarborelui** lui  $u$  poate fi de două feluri:

1. Fie trece prin  $u$ , caz în care  $u$  are nevoie să cunoască suma celor mai lungi două drumuri de la sine la frunze, care pornesc prin doi fii diferiți.
2. Fie nu trece prin  $u$ , caz în care  $u$  are nevoie să cunoască maximul diametrelor din subarborii fiilor.

Peste această recurență rămîne doar să adăugăm algoritmul lui Tarjan pentru găsirea punților. Dacă fiecare nod  $u$  își calculează distanța maximă, în număr de punți, pînă la orice frunză, atunci valoarea pentru  $u$  va proveni din maximul valorilor fiilor lui  $u$ . Nodul  $u$  adaugă 1 la valoarea returnată de un fiu  $v$  dacă muchia  $(u, v)$  este punte, altfel o preia ca atare.

### 19.4.9 Problema Forbidden Cities (CSES)

[enunț](#) • [sursă](#)

Întrebarea teoretică este, pentru fiecare triplet  $\langle a, b, c \rangle$ : Dacă elimin nodul  $c$ , mai rămîn  $a$  și  $b$  conectate? Intuiția ne împinge spre puncte de articulație. Răspunsul este: nu, dacă  $c$  este punct de articulație și dacă  $a$  și  $b$  cad în componente biconexe diferite raportat la  $c$ .

O variantă ar fi, așadar:

- Să construim graful condensat al componentelor biconexe, care este un arbore.
- Să construim LCA pe acest arbore.
- Să verificăm, pentru fiecare triplet  $\langle a, b, c \rangle$  în care  $c$  este punct de articulație, dacă  $c$  se află pe calea  $a, b$ .

Mie îmi sună monstruos. 🤪 Am preferat să investesc puțin timp într-o soluție... cu o singură parcurgere! Ideea de bază este: dacă un nod  $c$  observă că are un fiu  $d$  care nu poate urca mai sus decît  $c$ , atunci nodul  $c$  este punct de articulație, iar subarboarele lui  $d$  nu poate comunica cu restul grafului decît prin  $c$ . Dacă există vreun triplet  $\langle a, b, c \rangle$  astfel încît exact unul dintre  $a$  și  $b$  se află în subarboarele lui  $d$ , atunci răspunsul pentru  $\langle a, b, c \rangle$  este „nu”.

Pentru implementare, am extins algoritmul lui Tarjan pentru găsirea punctelor de articulație cu următorul sistem de notificări. Observați că ocazional schimb numele nodului. Fac aceasta ca să clarific perspectiva din care se întîmplă lucrurile, dar rutina DFS este una singură, relativ scurtă.

- La intrarea în nodul  $c$ , activăm o bifă prin care nodul spune „vreau să fiu notificat ori de cîte ori este vizitat vreun nod  $a$  sau  $b$  din tripletele pentru care eu sînt centrul”.
- La ieșirea din nodul  $c$ , dezactivăm această bifă. În particular, dacă  $a$  și  $b$  se regăsesc în afara subarboarelui lui  $c$ , atunci  $c$  nu blochează calea  $a \rightsquigarrow b$ .
- Tot la ieșirea dintr-un nod, să-i zicem de această dată  $a$ , trecem prin toate tripletele în care  $a$  este extremitate și notificăm  $c$ -urile acestor triplete, dacă ele sînt în prezent abonate la notificări.
- Revenind în nodul  $c$ , după fiecare fiu  $d$ , și dacă  $c$  constată că este punct critic pentru  $d$ , atunci  $c$  trece prin lista de triplete care l-au notificat. Dacă pentru orice triplet  $\langle a, b, c \rangle$  exact unul dintre  $a$  și  $b$  este descendent al lui  $d$ , atunci marcăm tripletul cu răspunsul „nu”.

- Indiferent dacă  $c$  este sau nu punct critic pentru  $d$ ,  $c$  își golește lista de notificări după fiecare fiu. Este important ca, dacă  $a$  și  $b$  sînt accesibile prin doi fii diferiți, să le tratăm separat.

### 19.4.10 Problema Case of Computer Network (Codeforces)

enunț • sursă

Dacă am vedea această problemă „de la zero”, probabil nu am avea șanse să o rezolvăm. Dar, după cele anterioare, ea devine abordabilă. Din nou, trebuie să orientăm muchiile unui graf, inițial neorientat, asigurându-ne că în graful orientat există  $q$  căi impuse, de forma  $(u, v)$ . Problema este rezonabilă în sensul că ne cere doar răspunsul da/nu, nu și orientarea efectivă.

Ca și mai înainte, putem transforma o componentă 2-conexă într-o componentă tare conexă, în care putem călători între orice două noduri. Mai rămîne să orientăm punțile. Să observăm că, dacă există o punte și două mesaje care au nevoie să traverseze acea punte în sensuri diferite, atunci problema nu are soluție.

Un mod de a implementa această observație este să construim arborele componentelor 2-conexe, în care muchiile sînt punți din graful original. În rădăcinăm acest arbore în nodul 1. Raportat la un nod  $u$  și la muchia sa de intrare  $e$ , iau naștere patru tipuri de mesaje:

1. Mesaje care încep și se termină în subarborele lui  $u$  inclusiv.
2. Mesaje care încep și se termină în afara subarborelui lui  $u$ .
3. Mesaje care încep în subarborele lui  $u$  și se termină în afara lui.
4. Mesaje care încep în afara subarborelui lui  $u$  și se termină în el.

Mesajele de tipurile 1 sau 2 nu limitează în niciun fel orientarea lui  $e$ . Dacă avem doar mesaje de tipul 3, orientăm  $e$  dinspre  $u$  înspre rădăcină. Dacă avem doar mesaje de tipul 4, orientăm  $e$  dinspre rădăcină înspre  $u$ . Iar dacă avem mesaje de ambele tipuri (3 și 4), atunci problema nu are soluție.

Rezultă că putem ține evidența mesajelor de tip 3 și 4 în postordine. În plus, avem nevoie de informații LCA ca să putem șterge mesajele din evidență cînd ajungem la strămoșul lor comun. Din nou, putem implementa asta cu cărămizile cunoscute: graful componentelor, LCA cu  $\log n$  pointeri per nod 😊 etc.

Dar și aici ne putem descurca cu o singură parcurgere. Dacă tot facem un DFS, ar fi păcat să nu îl folosim și pentru a afla LCA-urile mesajelor. Deci combinăm algoritmul lui Tarjan pentru aflarea punților cu algoritmul lui Tarjan pentru LCA. 🧩

Un aspect care poate părea straniu este că noi operăm pe un graf, pe cînd algoritmul de LCA funcționează pe arbori. Dar ne putem adapta, cu condiția să lăsăm toate deciziile în seama nodurilor-șef ale componentelor 2-conexe (cele aflate imediat sub o punte). Celelalte noduri dintr-o componentă nu fac decît să propage contoarele către șef. Tot fiindcă operăm pe un graf, este posibil să ajungem într-un descendent de mai multe ori. Este important ca, la propagarea



contoarelor spre părinte, să le ștergem din fiu, ca să nu avem surpriza că le-am propagat de mai multe ori.

### 19.4.11 Problema Dog Trick Competition 2 (IIOT 2023-2024 runda 4)

[enunț](#) • [sursă](#)

În esență, problema ne dă un graf orientat și un șir  $T$  de noduri și ne cere să vizităm, în ordine, un prefix cât mai lung al lui  $T$ , în ordinea  $T_1, T_2, \dots$ , eventual folosind și alte noduri intermediare.

Faptul că sîntem la lecția de tare conexitate ar trebui să fie un indiciu. 😊 Să observăm că putem rămîne oricît este nevoie în CTC-ul nodului  $T_1$ , vizitînd cît de mult se poate din  $T$ . Fie  $T_a$  primul nod nevizitat astfel. Dacă există un drum de la componenta lui  $T_1$  la componenta lui  $T_a$ , putem continua traseul. Vizităm în continuare nodurile din  $T$  aflate în componenta lui  $T_a$ . Fie  $T_b$  primul nod nevizitat. Dacă există un drum de la componenta lui  $T_a$  la  $T_b$ , putem continua traseul etc. Remarcăm că, odată ce părăsim o CTC, nu mai putem reveni în ea. Dacă am putea, am închide un ciclu, ceea ce încalcă definiția CTC.

#### Implementare cu construcția grafului condensat

De aici, implementarea se ramifică. Am citit sursele din statistici și am observat, de regulă, această abordare:

- Algoritmul lui Kosaraju pentru determinarea CTC.
- Construcția explicită a grafului condensat.
- Pentru fiecare pereche  $(T_i, T_{i+1})$  din componente diferite, BFS din  $T_i$  pe graful condensat pentru a determina dacă există o cale către  $T_{i+1}$ .
- Ordonarea crescătoare a vecinilor fiecărui nod, ceea ce permite răspunsuri cu căutare binară la întrebări de tipul „există muchia  $(T_i, T_{i+1})$ ”?

Soluția este  $\mathcal{O}(m + n)$  în ciuda BFS-urilor repetate, căci mergem mereu înainte prin dag-ul componentelor tare conexe. De aceea, BFS-urile au mereu loc pe porțiuni din dag încă neexplorate în BFS-urile anterioare.

Ca fapt divers, [această sursă](#) sortează topologic componentele, apoi decide dacă există un drum între două componente comparînd pur și simplu poziția componentelor în sortare. Această abordare este insuficientă. Problema răspunde 3, în loc de 2, pe testul

```
2 3
2 1
2
1 3
2 3
```

## Implementare cu un singur DFS

Implementarea mea extinde algoritmul lui Tarjan pentru aflarea CTC. Știm că acesta emite componentele în ordinea invers topologică. Noi am prefera exact opusul, ca să pornim din componenta lui  $T_1$  și să mergem înainte prin componente. Dar ne putem descurca și cu ordinea inversă.

Să definim **intervalul unei componente**  $C$  ca fiind intervalul de indici din  $T$  pe care îl vom vizita pe durata șederii în componenta  $C$  (dacă vom ajunge în ea, ceea ce deocamdată nu știm). Acesta este cel mai din stînga interval contiguu format exclusiv din noduri din  $C$ . Pot exista mai multe astfel de intervale în  $T$ , dar îl alegem pe cel mai din stînga deoarece, odată ce părăsim componenta  $C$ , nu mai putem reveni la ea pentru a vizita și alte intervale.

Pentru a determina intervalul componente, încă de la citirea datelor calculăm, pentru fiecare nod  $u$ , indicele primei sale apariții în  $T$  (sau  $+\infty$  dacă  $u$  nu apare deloc în  $T$ ). Odată ce explorăm componenta  $C$  și îi cunoaștem nodurile, începutul intervalului lui  $C$  este minimul primelor apariții în  $T$  ale oricărui nod din  $C$ . Aflăm sfîrșitul intervalului extinzîndu-l naiv spre dreapta, pas cu pas, cît timp întîlnim noduri din  $C$ . Efortul total pentru aceste extinderi este  $\mathcal{O}(n)$ .

Acum, algoritmul lui Tarjan, în momentul în care termină de explorat componenta  $C$ , va fi întîlnit și muchii către alte componente (succesoare în dag-ul componentelor). Deci putem pune întrebarea: dacă ajungem în această componentă, cu ce altă componentă continuăm? *Obligatoriu* cu una care are acces la componenta care extinde spre dreapta intervalul lui  $C$ . De aceea, dintre toate componentele succesoare, păstrăm intervalul minim. Concret, fie componenta curentă  $C$  cu intervalul  $I_C$  și fie  $I_D$  intervalul minim al unei componente succesoare  $D$ . Iau naștere trei cazuri:

- Dacă  $I_D$  îl precede pe  $I_C$ , reținem doar  $I_D$ . Realitatea este că vom sări complet componenta  $C$  și doar o vom traversa ca să ajungem la  $D$ , unde putem vizita noduri din  $T$ .
- Dacă  $I_D$  urmează imediat după  $I_C$ , vom reține  $I_C \cup I_D$ . Vom vizita nodurile din  $C$ , apoi călătorim în  $D$  și vizităm și acele noduri.
- Dacă  $I_D$  urmează după  $I_C$ , dar la o distanță nenulă, reținem doar  $I_C$ . Realitatea este că ne vom opri după  $I_C$ , căci nu putem ajunge la următorul nod din  $T$ .

Cu această recurență, este suficient să facem un singur DFS din  $T_1$ . La final, ultima componentă explorată îl va conține pe  $T_1$ , iar intervalul său va avea forma  $[1, X]$ , semnificînd că putem vizita primele  $X$  noduri din  $T$ .

Pentru a răspunde la întrebări de tipul „există muchia  $(u, v)$ ?”, eu am folosit pur și simplu un `unordered_set` de `long long` și am mapat fiecare pereche  $(u, v)$  la valoarea  $u \cdot n + v$ .

# Capitolul 20

## Distanțe

Pentru demonstrații și pentru o ordonare mai bună a noțiunilor, vă recomand cu căldură cartea [Introduction to Algorithms](#).

### 20.1 Terminologie

În acest capitol vom discuta în special problema distanțelor minime de la un nod (sursă) la toate celelalte noduri dintr-un graf orientat cu costuri pe muchii. În engleză problema se numește *single source shortest paths (SSSP)*.

Considerăm aceste distanțe ca fiind  $\infty$  pentru noduri inaccesibile din sursă. De asemenea, avînd în vedere că costurile pot fi și negative, considerăm distanțele ca fiind  $-\infty$  pentru nodurile care pot fi accesate din sursă pe o cale care include un ciclu de cost negativ. Într-adevăr, întotdeauna putem obține un cost mai mic decît cel calculat, urmînd ciclul încă o dată.

În rest, distanțele sînt finite, iar căile de distanță minimă sînt aciclice (de ce?). Mai mult, orice prefix al unei căi minime este tot o cale minimă (de ce?). De aceea, totalitatea căilor minime are forma unui arbore. Pentru a reprezenta toate cele  $n$  căi minime ne este suficient un vector de părinți.

Toți algoritmi se bazează pe **estimarea pesimistă** a distanței: inițializăm distanțele tuturor nodurilor cu  $\infty$ , apoi le îmbunătățim succesiv pînă ajung la optimul teoretic. Vom nota cu  $d[u]$  estimarea curentă pentru distanța de la  $s$  la  $u$ . Tehnica de bază în toți algoritmi este **relaxarea** unei muchii. Fie o muchie  $(u, v)$  și fie  $d[u]$  și  $d[v]$  estimările curente ale distanțelor. Relaxarea înseamnă că, dacă  $d[u] + c(u, v) < d[v]$ , atunci atribuim  $d[v] \leftarrow d[u] + c(u, v)$ .

### 20.2 Algoritmul Bellman-Ford

Vom începe cu acest algoritm general, deși în practica olimpiadelor sîntem mult mai familiari cu cazurile lui particulare (BFS, Lee, Dijkstra). Dar algoritmul Bellman-Ford funcționează și pe costuri negative.

Esența algoritmului este:

---

**Algoritmul 1** Algoritmul Bellman-Ford

---

```
1: inițializează  $d[u] \leftarrow \infty$  pentru fiecare  $u$ 
2:  $d[s] \leftarrow 0$ 
3: pentru  $i = 1, \dots, n - 1$  execută
4:   pentru  $e \in E$  execută
5:     relaxează muchia  $e$ 
```

---

Dacă nu există cicluri negative, atunci algoritmul Bellman-Ford calculează distanțele corecte. Vom demonstra acest lucru prin inducție după lungimea căilor. După a  $k$ -a trecere prin muchii, algoritmul va fi calculat distanțele minime pentru toate nodurile pe căi de cel mult  $k$  muchii. Deoarece drumurile optime sînt aciclice, ele conțin cel mult  $n - 1$  segmente, după  $n - 1$  iterații vom fi aflat distanțele minime.

Dacă graful conține cicluri negative, le putem depista după a  $n - 1$  iterație: verificăm dacă există muchii care încă mai pot fi relaxate. De ce merge asta? Într-un graf fără cicluri negative, căile optime au lungime de cel mult  $n - 1$  muchii. Deci după a  $n - 1$  repetiție nu mai avem ce optimiza. Dacă există un ciclu negativ, atunci îl putem parcurge la infinit, relaxînd încă o muchie și încă una.

[CP Algorithms](#) oferă multe detalii practice de implementare:

- Terminarea prematură cînd o iterație nu mai aduce îmbunătățiri.
- Găsirea existenței unui ciclu negativ cu minimum de cod în plus.
- Găsirea efectivă a nodurilor unui ciclu negativ.

Complexitatea algoritmului este, desigur,  $\mathcal{O}(mn)$ .

O variantă mai rapidă în practică este algoritmul SPFA, descris tot pe [CP Algorithms](#). Vom citi problema educațională TODO Bellman-Ford și sursele aferente. Pentru unele teste ale acestei probleme, SPFA este de 10 ori mai rapid decît Bellman-Ford!

## 20.3 Caz particular: graf aciclic (*dag*)

Vom studia un exemplu și vom arăta de ce următorul algoritm în  $\mathcal{O}(m + n)$  funcționează:

---

**Algoritmul 2** Calculul distanțelor minime într-un dag

---

```
1: sortează graful topologic
2: pentru fiecare nod  $u$  în ordine topologică execută
3:   pentru fiecare muchie  $e = (u, v)$  execută
4:     relaxează muchia  $e$ 
```

---

## 20.4 Caz particular: muchii ne-negative

Vom discuta sumar despre algoritmul lui Dijkstra, pe care îl presupunem cunoscut de la clasă. El este destul de asemănător cu algoritmul lui Prim pentru determinarea unui arbore parțial minim: pornește cu o mulțime formată doar din nodul-sursă și adaugă câte un nod la această mulțime.

---

### Algoritmul 3 Algoritmul lui Dijkstra

---

```

1: inițializează  $d[u] \leftarrow \infty$  pentru fiecare  $u$ 
2:  $d[s] \leftarrow 0$ 
3:  $S = \emptyset$ 
4: pentru  $i = 1, \dots, n - 1$  execută
5:   alege nodul  $u$  cu  $d[u]$  minim din  $V \setminus S$ 
6:   pentru fiecare muchie  $e = (u, v)$  execută
7:     relaxează muchia  $e$ 

```

---

În practică, folosim o coadă de priorități pentru alegerea minimului. Vom avea aceeași discuție ca și la algoritmului lui Prim: avînd în vedere că distanța unui nod din coadă se poate îmbunătăți (poate scădea), avem nevoie de o structură care să ne ofere operația **decrease-key** în  $\mathcal{O}(1)$ . Heapurile Fibonacci și [alte cîteva heapuri](#) oferă această complexitate. Cu acestea, putem implementa algoritmul lui Dijkstra în  $\mathcal{O}(m + n \log n)$ : vom avea cîte  $n$  inserări și eliminări din heap și  $m$  relaxări de muchii, fiecare în  $\mathcal{O}(1)$ .

Dacă folosim heap-uri normale sau `priority_queue`, atunci complexitatea va fi  $\mathcal{O}((m + n) \log n)$ . Iau naștere următoarele variante de implementare:

- Implementarea 1: Cu heap scris de mîină, cu suport pentru **decrease-key**. Avantajul este că putem ține o listă suplimentară de pointeri, cu care putem găsi fiecare nod în heap în  $\mathcal{O}(1)$ .
- Implementarea 2: Cu heap scris de mîină, fără suport pentru **decrease-key**. Cînd distanța unui nod scade, îl reinserăm în heap. Heapul poate avea mărime  $\mathcal{O}(m)$  (de ce?).
- Implementarea 3: Cu `priority_queue`. Considerabil mai scurtă, dar și mai lentă.

Articolul de pe [CP Algorithms](#) oferă o discuție interesantă despre implementarea cu `priority_queue` sau cu `set`. Ideea de bază este că `set` ne permite să căutăm noduri și să le modificăm distanțele, pe cînd `priority_queue` nu. Deci implementarea cu `set` menține coada de mărime  $\mathcal{O}(n)$ . Totuși, cea cu `priority_queue` este mai rapidă în practică.

Discuție: cum se comportă algoritmul lui Dijkstra pe grafuri cu cicluri negative? Dar pe grafuri în care nu există cicluri negative, dar există muchii negative?

## 20.5 Caz particular: BFS

Putem vedea BFS (și Lee) ca pe un caz particular de distanțe în grafuri, în care toate muchiile au cost 1. Atunci putem înlocui coada de priorități cu o coadă normală, căci la orice moment

distanțele din coadă vor avea ordinea  $k, \dots, k, k + 1, \dots, k + 1$ . Complexitatea este, așa cum știam,  $\mathcal{O}(m + n)$ .

## 20.6 Caz particular: 0-1 BFS

Dacă muchiile au cost 0 sau 1, putem în continuare să folosim o simplă coadă, mai exact un deque. La relaxarea unei muchii  $(u, v)$  de cost 1, vom adăuga nodul  $v$  la sfârșitul cozii. În schimb, la relaxarea unei muchii  $(u, v)$  de cost 0, vom adăuga nodul  $v$  la începutul cozii. Practic,  $v$  va fi următorul nod evaluat.

Articolul de pe [CP Algorithms](#) conține o implementare minimală.

## 20.7 Caz particular: costuri mici

Dacă toate costurile sînt întregi între 1 și  $k$  (sau între 0 și  $k$ , refolosind ideea din secțiunea anterioară), atunci algoritmul lui Dial ([Robert B. Dial](#)) ne oferă o soluție în  $\mathcal{O}(m + kn)$ . Distanța maximă în graf va fi  $(n - 1)k$ , deci putem înlocui coada de priorități cu un vector  $V$  de  $(n - 1)k$  liste înlănțuite, unde  $V[x]$  conține nodurile  $u$  a căror estimare curentă este  $d[u] = x$ . Inițial,  $V[0]$  va conține doar elementul  $s$ , iar restul listelor vor fi vide. Procesăm listele de la stînga la dreapta și, pentru fiecare nod, îi relaxăm muchiile, mutîndu-i vecinii dintr-o listă într-alta dacă distanța lor se schimbă.

Două detalii de implementare:

- Pentru a face relaxarea în  $\mathcal{O}(1)$ , trebuie să putem găsi rapid un nod și să-l mutăm din lista sa,  $V[d[u]]$ , în noua listă corespunzătoare noii distanțe. Putem folosi un simplu vector de pointeri.
- Putem reduce memoria de la  $\mathcal{O}(kn)$  la  $\mathcal{O}(k + n)$  astfel. Cînd procesăm nodurile de la distanța  $x$ , vom face inserări și ștergeri doar din listele de pe pozițiile  $x \dots x + k$  (de ce?). Deci putem stoca din vectorul  $V$  doar fereastra curentă de lățime  $k + 1$ , folosind un buffer circular sau o listă înlănțuită.

## 20.8 Probleme

Primele 6 probleme sînt educaționale, de pe Infoarena și de pe CSES.

### 20.8.1 Problema Bellman-Ford (Infoarena)

[enunț](#) • [surse](#)

Vom vedea două surse, una cu algoritmul Bellman-Ford clasic și una cu SPFA.

O problemă similară este [Cycle Finding](#) (CSES). Pentru găsirea ciclului, notăm și părintele fiecărui nod (adică nodul care îi cauzează relaxarea). Pornim din orice nod care încă este relaxat după a

$n$ -a iterație și mergem din părinte în părinte pînă revenim la primul nod.

### 20.8.2 Problema Dijkstra (Infoarena)

[enunț](#) • [surse](#)

Există multe variante de implementare, dintre care am încercat trei:

1. Cu heap propriu, cu suport pentru **decrease-key**. Avantajul este că putem ține o listă suplimentară de pointeri, cu care putem găsi fiecare nod în heap în  $\mathcal{O}(1)$ .
2. Cu heap propriu, fără suport pentru **decrease-key**. Cînd distanța unui nod scade, îl reinserăm în heap. Heapul poate avea mărime  $\mathcal{O}(m)$  (de ce?).
3. Cu `priority_queue` din STL. Considerabil mai scurtă, dar ceva mai lentă.

O problemă identică este [Shortest Routes I](#) (CSES).

### 20.8.3 Problema Monsters (CSES)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema se rezolvă direct cu algoritmul lui Lee. Singura (mică) dificultate este cum să găsim celulele în care eroul poate ajunge înaintea monștrilor. Soluția este să rulăm întîi un BFS multisursă din pozițiile monștrilor ca să aflăm, pentru fiecare celulă, timpul minim pînă cînd un monstru poate ajunge acolo. Apoi rulăm un BFS din poziția eroului, permițîndu-i să meargă doar pe acele celule în care poate ajunge mai repede decît monștrii.

### 20.8.4 Problema Shortest Routes II (CSES)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema se rezolvă direct cu algoritmul Floyd-Warshall. Atenție la muchii multiple între aceleași noduri.

### 20.8.5 Problema High Score (CSES)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema este rezolvabilă cu algoritmul Bellman-Ford, cu o mică adăugire. Negăm toate costurile muchiilor și căutăm costul minim de la 1 la  $n$ . Acum, dacă există vreun ciclu negativ, răspunsul încă s-ar putea să fie finit. Este posibil să existe doar cicluri negative accesibile din 1, dar din care nu există nicio cale către  $n$ .

Cum depistăm această situație? O primă abordare este să colectăm nodurile care încă mai sînt relaxate la ultima iterație (a  $n$ -a). Apoi facem un DFS pe graful transpus, pornind din  $n$ , și vedem dacă ajungem la unul dintre nodurile sus-menționate.

O variantă cu peste două linii mai scurtă 😊 este să calculăm accesibilitatea pe parcursul relaxării. Când relaxăm muchia  $(u, v)$  și dacă nodul  $v$  este accesibil din  $n$ , atunci marcăm și nodul  $u$  ca accesibil din  $n$ .

### 20.8.6 Problema Flight Discount (CSES)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema este de Dijkstra cu o mică observație suplimentară. Putem menține pentru fiecare nod două valori: costul minim pentru a ajunge în acel nod folosind sau nefolosind reducerea. Rezultă câteva întrebări despre implementare, în particular: ce ținem în *priority queue*?

Ghidul USACO menționează și o altă soluție elegantă. Pentru fiecare nod  $u$  calculăm distanța minimă de la nodul 1 la  $u$  și distanța minimă de la  $u$  la  $n$ . Pentru a doua categorie rulăm algoritmul lui Dijkstra din nodul  $n$  pe graful transpus. Apoi, pentru fiecare muchie  $e = (u, v)$  ne întrebăm: care ar fi costul dacă am folosi reducerea pe această muchie? Răspunsul este suma distanțelor de la 1 la  $u$ , de la  $v$  la  $n$  și jumătate din costul muchiei  $e$ .

### 20.8.7 Problema Three States (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema este un pic migăloasă, dar nu foarte grea. Este un exemplu tipic de 0-1 BFS: într-un stat sau între două state ne deplasăm cu costul 0, iar pe o stradă cu costul 1. Dar ne putem încurca în gestiunea muchiilor. De exemplu, traseul stat  $\rightarrow$  stradă  $\rightarrow$  stat nu are costul 2, ci costul 1. În fapt, ca și la algoritmul lui Lee, considerăm costul plătit în clipa în care intrăm în nod.

Pornim pe rând câte un Lee din fiecare stat. Nu contează din ce pătrat anume, căci distanțele în interiorul țării vor fi 0, iar cele în afara țării nu depind de punctul de pornire.

Apoi, căutăm celula din matrice care minimizează suma distanțelor pînă la cele trei puncte de pornire. Acel punct poate fi:

- O celulă dintr-un stat, caz în care strada are formă liniară.
- O celulă de tip stradă, caz în care rețeaua de străzi va avea formă de stea. În acest caz trebuie să scădem 2 din suma distanțelor, deoarece am socotit această celulă de trei ori, dar o folosim o singură dată.

Ce trebuie să reținem din această problemă: BFS-ul se descurcă cu o coadă ordonată, iar Dijkstra are nevoie de un heap (*priority queue*). La 0-1 BFS încă ne este suficientă o coadă, pentru că o putem menține ordonată cîtă vreme inserăm la capătul potrivit.

### 20.8.8 Problema Graph and Graph (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)



Estimez că această problemă este la nivel de OJI clasele 11-12. Să pornim de la o observație teoretică relativ evidentă. Când este costul total finit? Atunci când există un moment de timp începînd de la care nu mai plătim nimic. Cu alte cuvinte, secvența de noduri vizitate în ambele grafuri este  $u - v - w - x - \dots$ . În realitate, însă, odată ce găsim muchia comună  $u - v$ , putem călători pe ea, înainte și înapoi, la infinit.

Așadar, dorim să aflăm (1) dacă există o muchie  $u - v$  comună ambelor grafuri, astfel încît să putem ajunge simultan în  $u$ , și (2) care este costul minim ca să ajungem simultan în  $u$ .

Implementarea creează un graf indus în care nodurile (stările) sînt perechi  $(u_1, u_2)$  cu semnificația că putem ajunge simultan în  $u_1$  în primul graf și în  $u_2$  în al doilea graf. Nodul de pornire este  $(s_1, s_2)$ . Din starea  $(u_1, u_2)$  putem ajunge în orice stare  $(v_1, v_2)$  pentru care există muchii  $(u_1, v_1)$  în primul graf și  $(u_2, v_2)$  în cel de-al doilea. Costul tranziției este  $|v_1 - v_2|$ .

Pe acest graf rulăm algoritmul lui Dijkstra. Intenția este să găsim orice stare cu  $(v, v)$  în care putem ajunge dintr-o altă stare  $(u, u)$ .

O particularitate pe care am întîlnit-o în sursele multor elevi este precalkularea nodurilor finale: acele noduri  $u$  care au un vecin comun  $v$  în ambele grafuri. Acest lucru nu este necesar: putem depista finalul în Dijkstra, în momentul în care expandăm o stare  $(u, u)$  și întîlnim același vecin  $(v, v)$ .

## 20.8.9 Problema President and Roads (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Observația necesară pentru rezolvarea problemei este că avem nevoie să apelăm Dijkstra de două ori. Dacă apelăm Dijkstra o singură dată, din sursă, nu avem suficiente informații. Putem discuta următoarele reguli ca să vedem dacă ne ajută la ceva:

- „O muchie  $(u, v)$  este pe o cale minimă / pe orice cale minimă dacă  $d[u] + c(u, v) = d[v]$ .”
- „O muchie  $(u, v)$  **nu** este pe nicio cale minimă dacă  $d[u] + c(u, v) > d[v]$ .”

Așadar, apelăm Dijkstra din sursă și Dijkstra din destinație în graful transpus. Fie  $d_T[u]$  distanța minimă de la destinație la  $u$  în graful transpus. O muchie  $(u, v)$  poate fi folosită pentru calea minimă  $s - t$  dacă și numai dacă

$$d[u] + c(u, v) + d_T[v] = d[t]$$

De ce? Fie  $P_1$  calea  $s \rightsquigarrow u$  care ne oferă distanța  $d[u]$  și fie  $P_2$  calea în graful transpus  $t \rightsquigarrow v$  care ne oferă distanța  $d_T[v]$ . Fie  $P_2^R$  calea  $P_2$  răsturnată (revenind în graful direct). Fie  $P = P_1 \cup \{(u, v)\} \cup P_2^R = s \rightsquigarrow u - v \rightsquigarrow t$ . Iau naștere trei cazuri:

- Nu se poate ca  $d[u] + c(u, v) + d_T[v] < d[t]$ , căci ar însemna că distanța pe calea  $P$  este mai mică decît  $d[t]$ .
- Dacă  $d[u] + c(u, v) + d_T[v] = d[t]$ , atunci în mod evident  $P$  este o cale minimă.

- Dacă  $d[u] + c(u, v) + d_T[v] > d[t]$ , să presupunem prin absurd că există un drum minim care folosește muchia  $(u, v)$ . Atunci costul acelui drum ar fi, în mod necesar,  $d[t]$ . Rezultă că acel drum minim fie ajunge de la  $s$  la  $u$  pe un cost strict mai mic decât  $d[u]$ , fie ajunge de la  $v$  la  $t$  pe un cost strict mai mic decât  $d_T[v]$ , căci altfel am ajunge fix la inegalitatea inițială. Așadar, una dintre distanțele calculate de Dijkstra nu este optimă, contradicție.

Dar cum știm dacă o muchie apare pe **orice** drum minim? Intuitiv, ne duce gândul la punți. Există trei variante:

- Să verificăm, cu algoritmi de tare conexitate, dacă  $(u, v)$  este punte.
- Soluția din editorial: Să luăm în calcul doar muchiile care apar cel puțin pe o cale minimă. Pentru aceste muchii, să considerăm toate momentele de timp între 0 și  $d[t]$ . Dacă, la orice moment  $k$ , există o singură muchie  $(u, v)$  cu  $d[u] \leq k \leq d[v]$ , atunci toate drumurile minime trec prin această muchie. Sînt cîteva cazuri particulare de tratat.
- Soluția cu hashing (kudos [andrei\\_C1](#)). Fie  $w[u]$  și  $w_T[u]$  numărul de moduri de a ajunge în  $u$  pe drumuri minime mergînd înainte din  $s$ , respectiv înapoi din  $t$ . Putem calcula aceste valori cu programare dinamică. Atunci o muchie apare pe orice drum minim dacă și numai dacă

$$w[u] \cdot w_T[v] = w[t]$$

Demonstrația este relativ directă: știm sigur că avem  $w[u]$  drumuri minime pînă la  $u$  și, independent,  $w_T[v]$  drumuri minime de la  $v$  la  $t$ . Dacă produsul acestora este chiar  $w[t]$ , atunci nu mai există niciun alt drum minim, separat de muchia  $(u, v)$ . Din păcate, teoretic nu putem stoca aceste valori, căci ele pot fi foarte mari (demonstrați!). Dar putem opera modulo un număr prim ales de noi, iar aproximarea noastră va fi greu de pedepsit.

Paradoxal, întrebarea „putem ieftini o muchie ca să apară pe orice cale minimă  $s - t$ ?” este mult mai simplă. Din ecuația  $d[u] + c(u, v) + d_T[v] < d[t]$  calculăm  $c(u, v)$  pentru a face muchia atractivă, iar singura limită este că nu-i putem reduce costul sub 1.

### 20.8.10 Problema Nastya and Unexpected Guest (Codeforces)

[enunț](#) • [sursă](#)

Problema se rezolvă relativ direct cu algoritmul lui Dial. Singura inspirație necesară este că trebuie să lucrăm în clase de resturi modulo  $g$ . Odată ce am ajuns pe o insulă  $x$  cu un rest  $y$ , nu vom mai avea nevoie niciodată să revenim pe acea insulă cu același rest. Ia naștere un graf cu  $g \cdot m$  noduri în care trebuie să calculăm distanța minimă de la nodul (insula 1, restul 0) pînă la orice rest de pe insula  $m$ .

Dintr-o pereche  $x, y$  putem trece pe insula  $x + 1$  dacă  $x < m$  și dacă  $d_{x+1} - d_x \leq g - y$ , pentru că trebuie să apucăm să ajungem pe insula  $x + 1$  înainte ca semaforul roșu să ne întrerupă. Noul rest este  $y + d_{x+1} - d_x \bmod g$ . Un raționament similar facem și pentru trecerea pe insula  $x - 1$ .

Deoarece la niciun moment nu putem călători mai departe de  $g \leq 1000$ , rezultă că putem folosi algoritmul lui Dial cu 1001 liste înlanțuite.

Mărturisesc că nu mă simt mulțumit de implementarea mea. Ea este rezonabil de rapidă, dar consumă multă memorie (117 MB), deoarece folosește celule distincte ori de câte ori un element este adăugat la structură și nu le refolosește pe cele eliberate. S-ar putea ca STL-ul să conducă la memorie redusă.

[Editorialul](#) vorbește despre o soluție bazată pe 0-1 BFS, pe care eu însă nu o înțeleg.

### 20.8.11 Problema Minimum Path (Codeforces)

[enunț](#) • [surse](#)

Ideea problemei este grea, sau cel puțin prea grea pentru mine. 😊 Iată un indiciu: trebuie rezolvat un caz **mai general** decât cel în care eliminăm fix maximul și dublăm fix minimul.

Dacă am calcula costul unei căi pe care am eliminat orice muchie și am dublat orice muchie (posibil aceeași)? Atunci reducem problema la un Dijkstra cu 4 stări: în fiecare nod vom avea patru minime, pentru situațiile în care ajungem în nod:

- pe o cale nemodificată;
- pe o cale cu o muchie eliminată;
- pe o cale cu o muchie dublată;
- pe o cale cu ambele operații efectuate.

Acest caz general se reduce de fapt la enunțul problemei. Într-adevăr, algoritmul va genera și căi care elimină / adaugă alte muchii decât maximul / minimul, dar acelea nu vor fi optime.

Am încercat trei implementări, cu rezultate interesante. Prima sursă este cu heap propriu. A doua folosește `priority_queue`, fără alte modificări, și este cu 30% mai lentă. În schimb, memoria a scăzut cu 35%, căci pentru heapul propriu mi-a fost greu să estimez necesarul de memorie.

A [treia](#) sursă (neinclusă în anexă) schimbă ușor detaliile inserării în coadă. Mai exact, sursa a doua setează noua distanță a unui nod  $v$  în starea  $sv$  în momentul în care îl inserează în coadă:

```
if (new_dist < nd[v].dist[sv]) {
    nd[v].dist[sv] = new_dist;
    pq.push({new_dist, v, sv});
}
```

Sursa a treia setează noua distanță în momentul în care scoate nodul din coadă:

```
pq_elt top = pq.top();
pq.pop();
int u = top.u;
int su = top.state;
```

```
if (nd[u].dist[su] == INFINITY) {  
    nd[u].dist[su] = top.dist;  
    relax_all(u, su);  
}
```

---

Memoria necesară s-a dublat și chiar mai rău! Deci atenție la formularea exactă.

## 20.8.12 Problema Shortest Path (Codeforces)

[enunț](#) • [surse](#)

Ideea teoretică este să reținem și ultimul pas prin care am ajuns într-un nod. Așadar, definim stări de tipul  $\langle u, v \rangle$  cu semnificația „ne aflăm în nodul  $v$  și am ajuns aici din nodul  $u$ ”. Există  $m$  stări, deoarece nu are sens să definim o stare  $\langle u, v \rangle$  dacă nu există muchia  $(u, v)$  pe care să călătorim.

Între aceste stări putem face tranziții. Din  $\langle u, v \rangle$  putem ajunge în  $\langle v, w \rangle$  dacă tripletul  $(u, v, w)$  nu este interzis.

Stările și tranzițiile definesc, de fapt, un graf extins. Pe acest graf rulăm algoritmul BFS. La final, reconstituim soluția, de exemplu recursiv.

### Implementare minimalistă

Prima sursă este orientată spre brevitățe, dar nu este prea eficientă. Menținem un `unordered_set` global de triplete ca să aflăm în  $\mathcal{O}(1)$  dacă o tranziție este permisă. Menținem distanțele calculate în BFS chiar într-o matrice de  $n \times n$ . Când explorăm o stare  $\langle u, v \rangle$  și descoperim o nouă stare  $\langle v, w \rangle$ , în aceasta din urmă notăm informația că nodul anterior a fost  $u$ . Astfel putem reconstitui soluția.

Sursa folosește  $\mathcal{O}(n^2)$  memorie, dar se poate mai bine.

### Implementare eficientă

A doua sursă stochează distanțele chiar pe muchii pentru a renunța la matricea de  $n \times n$ . Concret, citim și sortăm toate muchiile și toate tripletele. Apoi:

- Lista de adiacență a nodului  $u$  este indicele primei muchii care se referă la  $u$ . Astfel aflăm vecinii în ordine crescătoare.
- Lista de continuări interzise pentru muchia  $(u, v)$  este indicele primului triplet care are primele două câmpuri  $u$  și  $v$ . Astfel aflăm continuările interzise în ordine crescătoare.

La explorarea unei muchii  $(u, v)$  accesibilă la distanța  $d$ , interclasăm lista de succesori  $w$  ai lui  $v$  cu lista de continuări interzise. Punem distanța  $d + 1$  doar pe muchiile care nu duc spre un nod interzis.

Astfel obținem memorie  $\mathcal{O}(m + n + k)$ , adică 5 MB în loc de 39 MB. Timpul scade de la 1 secundă la 0,4 secunde. Am chiar și o sursă mai veche, care folosește [doar 2,2 MB](#), dar nu mai știu exact

ce am făcut. 😊

# Partea VII

## Probleme diverse

# Capitolul 21

## Probleme diverse

Acest capitol include probleme care fie necesită doar cunoștințe de bază (engl. *core*, numite în supa culturală și probleme ad-hoc), fie necesită cunoștințe specifice, dar pentru care cursul încă nu are un capitol dedicat.

### 21.1 Problema Liars (Baraj ONI 2025)

[enunț](#) • [sursă](#)

#### 21.1.1 Generalități

Problema este una tipică de recurență pe arbore<sup>1</sup>, dar acest curs nu are un capitol dedicat subiectului. Poate într-o zi cu soare. Problema necesită multă atenție la implementare.

Să începem cu numărarea configurațiilor posibile. În problemele de recurență pe arbore, de obicei judecăm recursiv. Informația pe care o dorim să o calculăm într-un nod  $u$  decurge din combinarea informațiilor similare calculate în fiecare dintre fiii lui  $u$ . În plus, **încercăm să decuplăm subarborele lui  $u$  de restul arborelui**. Pentru aceasta, luăm în calcul toate posibilitățile pentru  $u$  sau (în alte probleme) pentru părintele lui  $u$ . Nu știm care dintre posibilități ne va trebui în final, dar astfel ne asigurăm că problema nu „se revarsă” în restul arborelui.

#### 21.1.2 Numărarea configurațiilor

În cazul de față, vom considera pe rînd că  $u$  este sincer, apoi mincinos. Să considerăm cazul în care  $u$  este sincer și fie  $r$  numărul de vecini mincinoși ai lui  $u$  (citit de la intrare). **În principiu** dorim să calculăm recursiv, pentru fiecare fiu  $v$  al lui  $u$ , numărul de configurații valide pentru

---

<sup>1</sup>Simt nevoia unei digresiuni despre termenul *programare dinamică*. Olimpicii tind să denumească orice recurență programare dinamică (și, pentru maximum de efect, să-și denumească variabilele aferente **dp**). Dar această denumire este incorectă în cazul arborilor. Pentru a putea încadra o soluție ca programare dinamică, ea are nevoie de **două trăsături**: substructura optimă și suprapunerea subproblemelor. În cazul recurențelor pe arbore, prin definiție **nu** există subprobleme suprapuse, deoarece în acest caz subproblemele unui nod sînt fiii nodului, deci prin definiție sînt disjuncte.

$v$  și subarborele său, apoi să contorizăm numărul de moduri în care putem alege  $r$  fii mincinoși pentru  $u$ . Doar că ne mai lipsește o informație: valoarea de adevăr a părintelui lui  $u$ , fie el  $p$ . Dacă  $p$  este mincinos, atunci lui  $u$  îi mai trebuie doar  $r - 1$  fii mincinoși.

Astfel ajungem la mulțimea finală de informații necesare în fiecare nod  $u$ , respectiv numărul de configurații valide pentru subarborele lui  $u$  în patru cazuri:

1.  $u$  este sincer, iar  $p$  este sincer;
2.  $u$  este sincer, iar  $p$  este mincinos;
3.  $u$  este mincinos, iar  $p$  este sincer;
4.  $u$  este mincinos, iar  $p$  este mincinos.

Să considerăm acum că avem aceste 4 cantități calculate în toți fiii lui  $u$ . Dacă  $u$  este sincer, atunci, după cum am spus, ne interesează în câte moduri putem asigna  $r$  sau  $r - 1$  fii mincinoși (în funcție de valoarea lui  $p$ ). Dacă  $u$  este mincinos, atunci dimpotrivă ne interesează să asignăm orice număr de fii mincinoși în afară de  $r$ , respectiv  $r - 1$ . Această din urmă cantitate este mai simplu de calculat dacă aflăm numărul total de configurații în subarborele lui  $u$  (indiferent de numărul de fii mincinoși) din care scădem cantitatea care l-ar face pe  $u$  să fie sincer.

Cum combinăm informațiile din fii? Limitele problemei ne permit complexitatea  $\mathcal{O}(d_u^2)$  în fiecare nod, unde cu  $d_u$  am notat numărul de fii ai lui  $u$ . Aceasta ne permite o logică rezonabil de simplă (la acest nivel). Pentru nodul curent  $u$ , și pentru o valoare fixată pentru  $u$ , să calculăm numărul de configurații în care printre fiii lui  $u$  există  $0, 1, 2, d_u$  mincinoși.

Aceasta este o subproblemă de programare dinamică (reală, în acest caz). Fie  $C(i, j)$  numărul de moduri de a obține  $j$  mincinoși folosind primii  $i$  fii. Inițial,  $C(0, 0) = 1$ , căci cu primii 0 fii putem obține (doar) 0 mincinoși într-un singur mod. Apoi,  $C(i, j)$  provine

- din  $C(i - 1, j)$  dacă asignăm al  $i$ -lea fiu ca fiind sincer;
- din  $C(i - 1, j - 1)$  dacă asignăm al  $j$ -lea fiu ca fiind mincinos.

### 21.1.3 Găsirea unei configurații

Odată numărate configurațiile în această manieră *bottom up*, putem găsi una dintre ele într-o manieră *top down*. Ce valoare să punem în rădăcină (nodul 1)? Prin convenție, să asignăm rădăcina ca sinceră dacă ea raportează cel puțin o configurație validă în care ea este sinceră, altfel o asignăm ca mincinoasă. Din nou, efectul acestei asignări este că decuplăm subarborii rădăcinii.

O dată fixată valoarea unui nod  $u$ , îi putem asigna și fiii. Acest proces este elementar, dar necesită un pic de cod, în două faze.

În primă fază, asignăm toți fiii lui  $u$  care sînt impuși. Dacă un fiu  $v$  nu are nicio asignare în care el să fie sincer, iar părintele său  $u$  să aibă valoarea fixată, atunci obligatoriu  $v$  trebuie să fie mincinos. Similar decidem dacă  $v$  trebuie să fie sincer. Dintre restul fiilor, care pot lua orice valoare, știm câți trebuie să fie sinceri și câți mincinoși, în funcție de numărul de vecini mincinoși declarați de  $u$  și de valoarea acestuia de adevăr. Asignăm și restul de fii ai lui  $u$  respectînd aceste



cantități. Procedăm astfel pînă în frunze.

## Partea VIII

### Anexă: Cod-sursă

# Anexa A

## Arbori de intervale

### A.1 Problema Xenia and Bit Operations (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 1 << 17;

struct segment_tree {
    int v[2 * MAX_N];
    int n;

    void init(int n) {
        this->n = n;
    }

    void set(int pos, int val) {
        v[pos + n] = val;
    }

    void build() {
        bool is_or = true;
        for (int i = n - 1; i; i--) {
            int l = 2 * i, r = 2 * i + 1;
            v[i] = is_or ? (v[l] | v[r]) : (v[l] ^ v[r]);
            if ((i & (i - 1)) == 0) {
                is_or = !is_or;
            }
        }
    }

    int update(int pos, int val) {
        pos += n;
        v[pos] = val;
```

```
bool is_or = true;
for (pos /= 2; pos; pos /= 2) {
    int l = 2 * pos, r = 2 * pos + 1;
    v[pos] = is_or ? (v[l] | v[r]) : (v[l] ^ v[r]);
    is_or = !is_or;
}
return v[1];
};

segment_tree st;
int num_queries;

void read_array() {
    int n;
    scanf("%d %d", &n, &num_queries);
    n = 1 << n;
    st.init(n);

    for (int i = 0; i < n; i++) {
        int x;
        scanf("%d", &x);
        st.set(i, x);
    }

    st.build();
}

void process_queries() {
    while (num_queries--) {
        int pos, val;
        scanf("%d %d", &pos, &val);
        int root = st.update(pos - 1, val);
        printf("%d\n", root);
    }
}

int main() {
    read_array();
    process_queries();

    return 0;
}
```

## A.2 Problema Distinct Characters Queries (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

#include <stdio.h>
#include <string.h>

const int MAX_N = 1 << 17;
const int T_UPDATE = 1;

int next_power_of_2(int n) {
    return 1 << (32 - __builtin_clz(n - 1));
}

struct segment_tree {
    int v[2 * MAX_N];
    int n;

    void init(char* s) {
        int len = strlen(s);
        this->n = next_power_of_2(len);

        for (int i = 0; i < len; i++) {
            v[i + this->n] = 1 << (s[i] - 'a');
        }

        build();
    }

    void build() {
        for (int i = n - 1; i; i--) {
            v[i] = v[2 * i] | v[2 * i + 1];
        }
    }

    void update(int pos, char val) {
        pos += n;
        v[pos] = 1 << (val - 'a');

        for (pos /= 2; pos; pos /= 2) {
            v[pos] = v[2 * pos] | v[2 * pos + 1];
        }
    }

    int popcount_query(int l, int r) {
        int mask = 0;

        l += n;
        r += n;

        while (l <= r) {
            if (l & 1) {
                mask |= v[l++];
            }
        }
    }
};

```

```
    }
    l >>= 1;

    if (!(r & 1)) {
        mask |= v[r--];
    }
    r >>= 1;
}

return __builtin_popcount(mask);
}
};

segment_tree st;

void read_string() {
    char s[MAX_N + 1];
    scanf("%s", s);
    st.init(s);
}

void process_ops() {
    int num_ops, type;
    scanf("%d", &num_ops);

    while (num_ops--) {
        scanf("%d", &type);

        if (type == T_UPDATE) {
            int pos;
            char val;
            scanf("%d %c", &pos, &val);
            st.update(pos - 1, val);
        } else {
            int l, r;
            scanf("%d %d", &l, &r);
            int num_distinct = st.popcount_query(l - 1, r - 1);
            printf("%d\n", num_distinct);
        }
    }
}

int main() {
    read_string();
    process_ops();

    return 0;
}
```

## A.3 Problema K-query (SPOJ)

[◀ înapoi](#)

Sursă cu arbori de intervale.

```
// Complexitate:  $O(n \log n)$ 
#include <algorithm>
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 32'768;
const int MAX_Q = 200'000;

int next_power_of_2(int n) {
    while (n & (n - 1)) {
        n += (n & -n);
    }

    return n;
}

struct segment_tree {
    short v[2 * MAX_N];
    int n;

    void init(int n) {
        this->n = next_power_of_2(n);
    }

    void set(int pos) {
        pos += n;
        while (pos) {
            v[pos]++;
            pos /= 2;
        }
    }

    short range_count(int l, int r) {
        int sum = 0;

        l += n;
        r += n;

        while (l <= r) {
            if (l & 1) {
                sum += v[l++];
            }
            l >>= 1;

            if (!(r & 1)) {

```

```

        sum += v[r--];
    }
    r >>= 1;
}

return sum;
}
};

struct elem {
    int val;
    short pos;
};

struct query {
    short left, right;
    int val;
    int orig_pos;
};

elem v[MAX_N];
query q[MAX_Q];
// Mai curat ar fi să punem răspunsurile în struct. Dar atunci ar trebui să
// sortăm interogările încă o dată la final.
short answer[MAX_Q];
segment_tree st;
int n, num_queries;

void read_data() {
    scanf("%d", &n);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        scanf("%d", &v[i].val);
        v[i].pos = i + 1;
    }

    scanf("%d", &num_queries);
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        scanf("%hd %hd %d", &q[i].left, &q[i].right, &q[i].val);
        q[i].orig_pos = i;
    }
}

void sort_array_by_val() {
    std::sort(v, v + n, [](elem a, elem b) {
        return a.val > b.val;
    });
}

void sort_queries_by_val() {
    std::sort(q, q + num_queries, [](query& a, query& b) {

```



```

    return a.val > b.val;
});
}

void process_queries() {
    st.init(n);

    int j = 0;
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        while ((j < n) && (v[j].val > q[i].val)) {
            st.set(v[j++].pos);
        }
        answer[q[i].orig_pos] = st.range_count(q[i].left, q[i].right);
    }
}

void write_answers() {
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        printf("%d\n", answer[i]);
    }
}

int main() {
    read_data();
    sort_array_by_val();
    sort_queries_by_val();
    process_queries();
    write_answers();

    return 0;
}

```

Sursă cu arbori indexați binar.

```

// Complexitate:  $O(n \log n)$ 
#include <algorithm>
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 30'000;
const int MAX_Q = 200'000;

struct fenwick_tree {
    short v[MAX_N + 1];
    int n;

    void init(int n) {
        this->n = n;
    }
}

```

```
void set(int pos) {
    do {
        v[pos]++;
        pos += pos & -pos;
    } while (pos <= n);
}

short prefix_count(int pos) {
    int sum = 0;
    while (pos) {
        sum += v[pos];
        pos &= pos - 1;
    }
    return sum;
}

short range_count(int l, int r) {
    return prefix_count(r) - prefix_count(l - 1);
}
};

struct elem {
    int val;
    short pos;
};

struct query {
    short left, right;
    int val;
    int orig_pos;
};

elem v[MAX_N];
query q[MAX_Q];
// Mai curat ar fi să punem răspunsurile în struct. Dar atunci ar trebui să
// sortăm interogările încă o dată la final.
short answer[MAX_Q];
fenwick_tree fen;
int n, num_queries;

void read_data() {
    scanf("%d", &n);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        scanf("%d", &v[i].val);
        v[i].pos = i + 1;
    }

    scanf("%d", &num_queries);
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        scanf("%hd %hd %d", &q[i].left, &q[i].right, &q[i].val);
    }
}
```

```

    q[i].orig_pos = i;
}
}

void sort_array_by_val() {
    std::sort(v, v + n, [](elem a, elem b) {
        return a.val > b.val;
    });
}

void sort_queries_by_val() {
    std::sort(q, q + num_queries, [](query& a, query& b) {
        return a.val > b.val;
    });
}

void process_queries() {
    fen.init(n);

    int j = 0;
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        while ((j < n) && (v[j].val > q[i].val)) {
            fen.set(v[j++].pos);
        }
        answer[q[i].orig_pos] = fen.range_count(q[i].left, q[i].right);
    }
}

void write_answers() {
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        printf("%d\n", answer[i]);
    }
}

int main() {
    read_data();
    sort_array_by_val();
    sort_queries_by_val();
    process_queries();
    write_answers();

    return 0;
}

```

## A.4 Problema Sereja and Brackets (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
// Complexitate:  $O(n + q \log n)$ .
#include <stdio.h>
#include <string.h>

const int MAX_N = 1 << 20;

int next_power_of_2(int n) {
    while (n & (n - 1)) {
        n += (n & -n);
    }

    return n;
}

int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

struct node {
    int matched, open, closed;

    node combine(node& other) {
        int new_matches = min(open, other.closed);
        return {
            .matched = matched + other.matched + 2 * new_matches,
            .open = open + other.open - new_matches,
            .closed = closed + other.closed - new_matches,
        };
    }
};

struct segment_tree {
    node v[2 * MAX_N];
    int n;

    void init(char* s) {
        int len = strlen(s);
        this->n = next_power_of_2(len);

        for (int i = 0; i < len; i++) {
            v[i + this->n] = {
                .matched = 0,
                .open = (s[i] == '('),
                .closed = (s[i] == ')'),
            };
        }

        build();
    }
}
```

```

void build() {
    for (int i = n - 1; i; i--) {
        v[i] = v[2 * i].combine(v[2 * i + 1]);
    }
}

int query(int l, int r) {
    node left = { 0, 0, 0 };
    node right = { 0, 0, 0 };

    l += n;
    r += n;

    while (l <= r) {
        if (l & 1) {
            left = left.combine(v[l++]);
        }
        l >>= 1;

        if (!(r & 1)) {
            right = v[r--].combine(right);
        }
        r >>= 1;
    }

    node answer = left.combine(right);
    return answer.matched;
}

};

segment_tree st;

void read_string() {
    char s[MAX_N + 1];
    scanf("%s", s);
    st.init(s);
}

void process_ops() {
    int num_ops;
    scanf("%d", &num_ops);

    while (num_ops--) {
        int l, r;
        scanf("%d %d", &l, &r);
        printf("%d\n", st.query(l - 1, r - 1));
    }
}

```

```
int main() {
    read_string();
    process_ops();

    return 0;
}
```

---

## A.5 Problema Copying Data (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

---

```
// Complexitate:  $O(q \log n)$ 
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 1 << 17;
const int T_COPY = 1;

struct change {
    int time;
    int shift;
};

int next_power_of_2(int x) {
    return 1 << (32 - __builtin_clz(x - 1));
}

struct segment_tree {
    change v[2 * MAX_N];
    int n;

    void init(int n) {
        this->n = next_power_of_2(n);
    }

    change query(int pos) {
        change latest = { 0, 0 };
        for (pos += n; pos; pos >>= 1) {
            if (v[pos].time > latest.time) {
                latest = v[pos];
            }
        }
        return latest;
    }

    void update(int l, int r, change c) {
        l += n;
        r += n;
```

```

while (l <= r) {
    if (l & 1) {
        v[l++] = c;
    }
    l >>= 1;

    if (!(r & 1)) {
        v[r--] = c;
    }
    r >>= 1;
}
}
};

segment_tree st;
int a[MAX_N], b[MAX_N];
int n, num_ops;

void read_arrays() {
    scanf("%d %d", &n, &num_ops);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        scanf("%d", &a[i]);
    }
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        scanf("%d", &b[i]);
    }
}

void process_ops() {
    st.init(n);
    int type, x, y, k;
    for (int op = 1; op <= num_ops; op++) {
        scanf("%d", &type);
        if (type == T_COPY) {
            scanf("%d %d %d", &x, &y, &k);
            x--;
            y--;
            change c = { .time = op, .shift = x - y };
            st.update(y, y + k - 1, c);
        } else {
            scanf("%d", &x);
            x--;
            change latest = st.query(x);
            int val = latest.time ? a[x + latest.shift] : b[x];
            printf("%d\n", val);
        }
    }
}

int main() {

```

```
read_arrays();
process_ops();

return 0;
}
```

## A.6 Problema PHF (FMI No Stress 2013)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <stdio.h>

typedef unsigned char byte;

const int MAX_N = 1'000'000;
const int MAX_SEGTREE_NODES = 1 << 21;

const int IDENTITY = 3;
const byte CROSS_TABLE[4][3] = {
    { 0, 1, 0 }, // P
    { 1, 1, 2 }, // H
    { 0, 2, 2 }, // F
    { 0, 1, 2 }, // identitate
};

char FROM_CHAR[27] = ".....2.1.....0.....";
char TO_CHAR[4] = "PHF";

byte from_char(char c) {
    return FROM_CHAR[c - 'A'] - '0';
}

int next_power_of_2(int x) {
    return 1 << (32 - __builtin_clz(x - 1));
}

struct segment_tree_node {
    byte f[3];

    void make_leaf(byte c) {
        for (int i = 0; i < 3; i++) {
            f[i] = CROSS_TABLE[c][i];
        }
    }

    segment_tree_node compose(segment_tree_node other) {
        return {
            other.f[f[0]],

```



```

        other.f[f[1]],
        other.f[f[2]],
    };
}
};

struct segment_tree {
    segment_tree_node v[MAX_SEGTREE_NODES];
    int n;

    void init(char* s, int _n) {
        n = next_power_of_2(_n);
        for (int i = 0; i < _n; i++) {
            v[n + i].make_leaf(s[i]);
        }

        for (int i = _n; i < n; i++) {
            v[n + i].make_leaf(IDENTITY);
        }

        for (int i = n - 1; i; i--) {
            v[i] = v[2 * i].compose(v[2 * i + 1]);
        }
    }

    void update(int pos, byte b) {
        pos += n;
        v[pos].make_leaf(b);
        for (pos /= 2; pos; pos /= 2) {
            v[pos] = v[2 * pos].compose(v[2 * pos + 1]);
        }
    }

    char get_value(byte input) {
        return TO_CHAR[v[1].f[input]];
    }
};

char s[MAX_N + 1];
segment_tree st;
int n, num_queries;

void read_string() {
    scanf("%d %d ", &n, &num_queries);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        s[i] = from_char(getchar());
    }
}

void process_updates() {

```

```
int pos;

while (num_queries--) {
    scanf("%d ", &pos);
    pos--;
    s[pos] = from_char(getchar());
    if (pos) {
        st.update(pos - 1, s[pos]);
    }
    putchar(st.get_value(s[0]));
}

int main() {
    read_string();
    st.init(s + 1, n - 1);
    putchar(st.get_value(s[0]));
    process_updates();
    putchar('\n');

    return 0;
}
```

## A.7 Problema Points (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <algorithm>
#include <set>
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 1 << 18;
const int INFINITY = 2'000'000'000;
const int T_ADD = 1;
const int T_REMOVE = 2;
const int T_FIND = 3;

struct query {
    char type;
    int x, y;
};

int next_power_of_2(int n) {
    while (n & (n - 1)) {
        n += (n & -n);
    }

    return n;
}
```

```

}

int max(int x, int y) {
    return (x > y) ? x : y;
}

struct max_segment_tree {
    int v[2 * MAX_N];
    int n;

    void init(int n) {
        n++; // santinelă infinită la final
        n = next_power_of_2(n);
        this->n = n;

        for (int i = 1; i < 2 * n; i++) {
            v[i] = -1; // fără puncte
        }

        set(n - 1, INFINITY);
    }

    void set(int pos, int val) {
        pos += n;
        v[pos] = val;
        for (pos /= 2; pos; pos /= 2) {
            v[pos] = max(v[2 * pos], v[2 * pos + 1]);
        }
    }

    // Returnează prima poziție după pos unde valoarea depășește val.
    int find_first_after(int pos, int val) {
        pos += n;
        pos++;

        // Urcă pînă cînd găsim un maxim mai mare decît val.
        while (v[pos] <= val) {
            if (pos & 1) {
                pos++;
            } else {
                pos >>= 1;
            }
        }

        // Coboară spre valoarea dorită, mergînd la stînga oricînd putem.
        while (pos < n) {
            pos = (v[2 * pos] > val) ? (2 * pos) : (2 * pos + 1);
        }

        return pos - n;
    }

```

```
}

};

query q[MAX_N];
int pos[MAX_N]; // pentru normalizare
int orig_x[MAX_N];
max_segment_tree segtree;
std::set<int> whys[MAX_N];
int n;

void read_queries() {
    char s[10];
    scanf("%d", &n);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        scanf("%s %d %d", s, &q[i].x, &q[i].y);
        switch (s[0]) {
            case 'a': q[i].type = T_ADD; break;
            case 'r': q[i].type = T_REMOVE; break;
            default: q[i].type = T_FIND;
        }
    }
}

void normalize_x() {
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        pos[i] = i;
    }

    std::sort(pos, pos + n, [](int a, int b) {
        return q[a].x < q[b].x;
    });

    int ptr = 0;
    orig_x[ptr] = q[pos[0]].x;
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        if (q[pos[i]].x != orig_x[ptr]) {
            orig_x[++ptr] = q[pos[i]].x;
        }
        q[pos[i]].x = ptr;
    }
}

void add_query(int x, int y) {
    whys[x].insert(y);
    segtree.set(x, *whys[x].rbegin());
}

void remove_query(int x, int y) {
    whys[x].erase(y);
}
```

```

    if (whys[x].empty()) {
        segtree.set(x, -1);
    } else {
        segtree.set(x, *whys[x].rbegin());
    }
}

void find_query(int x, int y) {
    int first = segtree.find_first_after(x, y);
    if (first < n) {
        int first_above = *whys[first].upper_bound(y);
        printf("%d %d\n", orig_x[first], first_above);
    } else {
        printf("-1\n");
    }
}

void process_queries() {
    segtree.init(n);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        switch (q[i].type) {
            case T_ADD: add_query(q[i].x, q[i].y); break;
            case T_REMOVE: remove_query(q[i].x, q[i].y); break;
            default: find_query(q[i].x, q[i].y);
        }
    }
}

int main() {
    read_queries();
    normalize_x();
    process_queries();

    return 0;
}

```

## A.8 Problema Medwalk (Lot 2025)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

// Complexitate:  $O((N + Q) \log N \log \text{MAX\_VAL})$ .
//
// v2: Nu actualiza aint-ul de minime dacă valoarea nu s-a schimbat.
#include <ext/pb_ds/assoc_container.hpp>
#include <ext/pb_ds/tree_policy.hpp>
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 100'000;

```

```

const int MAX_VALUE = 300'000;
const int MAX_POS_SEGTREE_NODES = 1 << 18;
const int MAX_VAL_SEGTREE_NODES = 1 << 20;
const int INF = 1'000'000;
const int OP_UPDATE = 1;

typedef __gnu_pbds::tree<
    int,
    __gnu_pbds::null_type,
    std::less<int>,
    __gnu_pbds::rb_tree_tag,
    __gnu_pbds::tree_order_statistics_node_update
> set;

int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

int max(int x, int y) {
    return (x > y) ? x : y;
}

struct pair {
    int v[2];

    void set(int pos, int val) {
        v[pos] = val;
    }

    int get_min() {
        return min(v[0], v[1]);
    }

    int get_max() {
        return max(v[0], v[1]);
    }
};

pair mat[MAX_N];
int n, num_queries;

int next_power_of_2(int x) {
    return 1 << (32 - __builtin_clz(x - 1));
}

// Admite actualizări punctuale și interogări de minim pe interval.
struct min_segment_tree {
    int v[MAX_POS_SEGTREE_NODES];
    int n;

```

```

void init(int size) {
    n = next_power_of_2(size);
}

void update(int pos, int val) {
    pos += n;
    v[pos] = val;
    for (pos /= 2; pos; pos /= 2) {
        v[pos] = min(v[2 * pos], v[2 * pos + 1]);
    }
}

int range_min(int l, int r) {
    l += n;
    r += n;
    int result = INF;

    while (l <= r) {
        if (l & 1) {
            result = min(result, v[l++]);
        }
        l >>= 1;

        if (!(r & 1)) {
            result = min(result, v[r--]);
        }
        r >>= 1;
    }

    return result;
}
};

// Kudos https://stackoverflow.com/a/22075025/6022817
//
// Arbore de intervale pe valori. Fiecare nod care subîntinde valorile [x, y)
// reține un set cu pozițiile pe care apar acele valori.
struct val_segment_tree {
    set s[MAX_VAL_SEGTREE_NODES];
    int n;

    void init(int size) {
        n = next_power_of_2(size);
    }

    void insert(int pos, int val) {
        for (val += n; val; val /= 2) {
            s[val].insert(pos);
        }
    }
}

```

```
void erase(int pos, int val) {
    for (val += n; val; val /= 2) {
        s[val].erase(pos);
    }
}

// Cîte poziții din [l, r] sînt ocupate de valori subintinse de acest nod?
int count_positions_between(int node, int l, int r) {
    return s[node].order_of_key(r + 1) - s[node].order_of_key(l);
}

// Contract: k este 0-based, iar [l, r] este interval închis.
int kth_element(int k, int l, int r) {
    int node = 1;

    while (node < n) {
        int on_left = count_positions_between(2 * node, l, r);
        if (on_left > k) {
            node = 2 * node;
        } else {
            k -= on_left;
            node = 2 * node + 1;
        }
    }

    return node - n;
}

};

void read_data() {
    scanf("%d %d", &n, &num_queries);
    for (int r = 0; r < 2; r++) {
        for (int i = 0; i < n; i++) {
            int x;
            scanf("%d", &x);
            mat[i].set(r, x);
        }
    }
}

min_segment_tree maxima;
val_segment_tree occur;

void build_segment_trees() {
    maxima.init(n);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        maxima.update(i, mat[i].get_max());
    }
}
```



```

    occur.init(MAX_VALUE + 1);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        occur.insert(i, mat[i].get_min());
    }
}

void update(int row, int col, int val) {
    int old_min = mat[col].get_min();
    mat[col].set(row, val);
    int new_min = mat[col].get_min();

    maxima.update(col, mat[col].get_max());

    if (new_min != old_min) {
        occur.erase(col, old_min);
        occur.insert(col, new_min);
    }
}

int query(int left, int right) {
    int len = right - left + 2;
    int median_pos = (len - 1) / 2;
    int median = occur.kth_element(median_pos, left, right);
    int best_max = maxima.range_min(left, right);

    if (best_max >= median) {
        return median;
    } else {
        // best_max trebuie inserat înainte de median_pos. Răspunsul poate fi la
        // poziția median_pos - 1 sau poate fi chiar best_max.
        int prev = occur.kth_element(median_pos - 1, left, right);
        return max(prev, best_max);
    }
}

void process_queries() {
    while (num_queries--) {
        int type;
        scanf("%d", &type);
        if (type == OP_UPDATE) {
            int r, c, x;
            scanf("%d %d %d", &r, &c, &x);
            r--;
            c--;
            update(r, c, x);
        } else {
            int left, right;
            scanf("%d %d", &left, &right);
            left--;
            right--;

```

```
        printf("%d\n", query(left, right));
    }
}

int main() {
    read_data();
    build_segment_trees();
    process_queries();

    return 0;
}
```

---

# Anexa B

## Arbori de intervale cu propagare *lazy*

### B.1 Problema Polynomial Queries (CSES)

[◀ înapoi](#)

Sursă cu AINT iterativ.

```
// Complexitate:  $O(q \log n)$ 
//
// Metodă: menține un arbore de intervale care admite sume pe interval și
// adăugarea unei progresii pe interval.
#include <stdio.h>

const int MAX_SEGTREE_NODES = 1 << 19;
const int T_UPDATE = 1;

int next_power_of_2(int n) {
    return 1 << (32 - __builtin_clz(n - 1));
}

long long progression_sum(long long first, long long step, int len) {
    return first * len + step * (len - 1) * len / 2;
}

// Invarianți:
//
// 1. Valorile reale ale nodurilor subîntines sînt valorile lor v respective
//    plus o progresie aritmetică definită prin first și step.
// 2. Valoarea v a unui nod nu include progresia nodului.
struct segment_tree_node {
    long long s;
    long long first, step;

    long long get_value(int size) {
        return s + progression_sum(first, step, size);
    }
}
```

```
}  
};  
  
struct segment_tree {  
    segment_tree_node v[MAX_SEGTREE_NODES];  
    int n;  
  
    void init(int n) {  
        this->n = next_power_of_2(n);  
    }  
  
    void set(int pos, int val) {  
        v[pos + n].s = val;  
    }  
  
    void build() {  
        for (int i = n - 1; i; i--) {  
            v[i].s = v[2 * i].s + v[2 * i + 1].s;  
        }  
    }  
  
    void push(int t, int size) {  
        int l = 2 * t, r = 2 * t + 1;  
  
        v[l].first += v[t].first;  
        v[l].step += v[t].step;  
  
        long long first_right = v[t].first + v[t].step * size / 2;  
        v[r].first += first_right;  
        v[r].step += v[t].step;  
  
        v[t].s += progression_sum(v[t].first, v[t].step, size);  
        v[t].first = 0;  
        v[t].step = 0;  
    }  
  
    void push_path(int node, int size) {  
        if (node) {  
            push_path(node / 2, size * 2);  
            push(node, size);  
        }  
    }  
  
    void pull(int t, int size) {  
        int l = 2 * t, r = 2 * t + 1;  
        v[t].s = v[l].get_value(size / 2) + v[r].get_value(size / 2);  
    }  
}
```

```

void pull_path(int node) {
    for (int x = node / 2, size = 2; x; x /= 2, size <= 1) {
        pull(x, size);
    }
}

void add_progression(int l, int r) {
    l += n;
    r += n;
    int orig_l = l, orig_r = r, size = 1;
    push_path(l / 2, 2);
    push_path(r / 2, 2);

    while (l <= r) {
        // Prima frunză subîntinsă de nodul x este x * size.
        if (l & 1) {
            v[l].first += l * size - orig_l + 1;
            v[l].step++;
            l++;
        }
        l >>= 1;

        if (!(r & 1)) {
            v[r].first += r * size - orig_l + 1;
            v[r].step++;
            r--;
        }
        r >>= 1;
        size <= 1;
    }

    pull_path(orig_l);
    pull_path(orig_r);
}

long long range_sum(int l, int r) {
    long long sum = 0;
    int size = 1;

    l += n;
    r += n;
    push_path(l / 2, 2);
    push_path(r / 2, 2);

    while (l <= r) {
        if (l & 1) {
            sum += v[l++].get_value(size);
        }
        l >>= 1;
    }
}

```

```
        if (!(r & 1)) {
            sum += v[r--].get_value(size);
        }
        r >>= 1;
        size <<= 1;
    }

    return sum;
}

};

segment_tree st;
int n, num_ops;

void read_array() {
    scanf("%d %d", &n, &num_ops);
    st.init(n);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        int x;
        scanf("%d", &x);
        st.set(i, x);
    }
    st.build();
}

void process_ops() {
    while (num_ops--) {
        int type, l, r;
        scanf("%d %d %d", &type, &l, &r);
        l--; r--;
        if (type == T_UPDATE) {
            st.add_progression(l, r);
        } else {
            printf("%lld\n", st.range_sum(l, r));
        }
    }
}

int main() {
    read_array();
    process_ops();

    return 0;
}
```

---

Sursă cu AINT recursiv.

---

// Complexitate:  $O(q \log n)$

```

//
// Metodă: menține un arbore de intervale care admite sume pe interval și
// adăugarea unei progresii pe interval.
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 1 << 18;
const int T_UPDATE = 1;

int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

int max(int x, int y) {
    return (x > y) ? x : y;
}

int next_power_of_2(int n) {
    return 1 << (32 - __builtin_clz(n - 1));
}

long long progression_sum(long long first, long long step, int len) {
    return first * len + step * (len - 1) * len / 2;
}

// Invarianți:
//
// 1. Valorile reale ale nodurilor subîntines sînt valorile lor v respective
//    plus o progresie aritmetică definită prin first și step.
// 2. v[k] include first[k] și step[k], dar nu și valorile de la strămoși.
// 3. Toate intervalele sînt [încis, deschis).
struct segment_tree {
    long long v[2 * MAX_N];
    long long first[2 * MAX_N];
    long long step[2 * MAX_N];
    int n;

    void init(int n) {
        this->n = next_power_of_2(n);
    }

    void set(int pos, int val) {
        v[pos + n] = val;
    }

    void build() {
        for (int i = n - 1; i; i--) {
            v[i] = v[2 * i] + v[2 * i + 1];
        }
    }
}

```

```

void push(int t, int len) {
    first[2 * t] += first[t];
    step[2 * t] += step[t];
    v[2 * t] += progression_sum(first[t], step[t], len / 2);

    int right_first = first[t] + step[t] * len / 2;
    first[2 * t + 1] += right_first;
    step[2 * t + 1] += step[t];
    v[2 * t + 1] += progression_sum(right_first, step[t], len / 2);

    first[t] = 0;
    step[t] = 0;
}

void pull(int t) {
    v[t] = v[2 * t] + v[2 * t + 1];
}

// pos1 = poziția unde scriem 1
void add_progression_helper(int t, int pl, int pr, int l, int r, int pos1) {
    if (l >= r) {
        return;
    } else if ((l == pl) && (r == pr)) {
        int value_at_l = l - pos1 + 1;
        first[t] += value_at_l;
        step[t]++;
        v[t] += progression_sum(value_at_l, 1, r - l);
    } else {
        push(t, pr - pl);
        int mid = (pl + pr) >> 1;
        add_progression_helper(2 * t, pl, mid, l, min(r, mid), pos1);
        add_progression_helper(2 * t + 1, mid, pr, max(l, mid), r, pos1);
        pull(t);
    }
}

void add_progression(int left, int right) {
    add_progression_helper(1, 0, n, left, right, left);
}

long long range_sum_helper(int t, int pl, int pr, int l, int r) {
    if (l >= r) {
        return 0;
    } else if ((l == pl) && (r == pr)) {
        return v[t];
    } else {
        push(t, pr - pl);
        int mid = (pl + pr) >> 1;
        return range_sum_helper(2 * t, pl, mid, l, min(r, mid)) +
            range_sum_helper(2 * t + 1, mid, pr, max(l, mid), r);
    }
}

```



```

    }
}

long long range_sum(int left, int right) {
    return range_sum_helper(1, 0, n, left, right);
}
};

segment_tree s;
int n, num_ops;

void read_array() {
    scanf("%d %d", &n, &num_ops);
    s.init(n);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        int x;
        scanf("%d", &x);
        s.set(i, x);
    }
    s.build();
}

void process_ops() {
    while (num_ops--) {
        int type, l, r;
        scanf("%d %d %d", &type, &l, &r);
        if (type == T_UPDATE) {
            s.add_progression(l - 1, r);
        } else {
            printf("%lld\n", s.range_sum(l - 1, r));
        }
    }
}

int main() {
    read_array();
    process_ops();

    return 0;
}

```

## B.2 Problema Nezzar and Binary String (Codeforces)

◀ înapoi • [versiune online](#)

```

// Complexitate:  $O(q \log n)$ .
#include <stdio.h>

```

```
const int MAX_N = 256 * 1024;
const int MAX_OPS = 200'000;
const int ST_CLEAN = 2;

int next_power_of_2(int n) {
    return 1 << (32 - __builtin_clz(n - 1));
}

// Arbore de intervale cu valori 0/1, atribuire pe interval și sumă pe
// interval.
//
// Contract: state[x] poate fi:
// * 0/1 pentru a indica o valoare de atribuit pe toți descendenții lui x, sau
// * ST_CLEAN pentru a arăta că am apelat deja push.
//
// sum[node] ține cont și de state[node].
struct segment_tree {
    int sum[2 * MAX_N];
    int state[2 * MAX_N];
    int n;

    void init(char* s, int len) {
        n = next_power_of_2(len);
        for (int i = 0; i < len; i++) {
            sum[n + i] = s[i] - '0';
        }
        for (int i = len; i < n; i++) {
            sum[n + i] = 0;
        }
        for (int i = 1; i < 2 * n; i++) {
            state[i] = ST_CLEAN;
        }

        build();
    }

    void build () {
        for (int i = n - 1; i; i--) {
            sum[i] = sum[2 * i] + sum[2 * i + 1];
        }
    }

    void push(int x) {
        if (state[x] != ST_CLEAN) {
            state[2 * x] = state[2 * x + 1] = state[x];
            sum[2 * x] = sum[2 * x + 1] = sum[x] / 2;
            state[x] = ST_CLEAN;
        }
    }
}
```

```

void push_all() {
    for (int i = 1; i < n; i++) {
        push(i);
    }
}

void push_path(int x) {
    int bits = __builtin_popcount(n - 1);
    for (int b = bits; b; b--) {
        push(x >> b);
    }
}

void pull_path(int x) {
    for (x /= 2; x; x /= 2) {
        if (state[x] == ST_CLEAN) {
            sum[x] = sum[2 * x] + sum[2 * x + 1];
        }
    }
}

void range_set(int l, int r, int val) {
    l += n;
    r += n;
    int orig_l = l, orig_r = r;
    int size = 1;

    push_path(l);
    push_path(r);

    while (l <= r) {
        if (l & 1) {
            sum[l] = size * val;
            state[l++] = val;
        }
        l >>= 1;

        if (!(r & 1)) {
            sum[r] = size * val;
            state[r--] = val;
        }
        r >>= 1;
        size <<= 1;
    }

    pull_path(orig_l);
    pull_path(orig_r);
}

int range_sum(int l, int r) {

```

```
int result = 0;

l += n;
r += n;
push_path(l);
push_path(r);

while (l <= r) {
    if (l & 1) {
        result += sum[l++];
    }
    l >>= 1;

    if (!(r & 1)) {
        result += sum[r--];
    }
    r >>= 1;
}

return result;
}

bool equals(char* s, int len) {
    push_all();

    int i = 0;
    while ((i < len) && (s[i] - '0' == sum[n + i])) {
        i++;
    }

    return (i == len);
}

};

struct operation {
    int l, r;
};

segment_tree st;
char start[MAX_N + 1], finish[MAX_N + 1];
operation op[MAX_OPS];
int len, num_ops;

void read_data() {
    scanf("%d %d %s %s", &len, &num_ops, start, finish);
    for (int i = 0; i < num_ops; i++) {
        scanf("%d %d\n", &op[i].l, &op[i].r);
        op[i].l--;
        op[i].r--;
    }
}
```

```

}

bool process_op(operation op) {
    int num_ones = st.range_sum(op.l, op.r);
    int num_zeroes = (op.r - op.l + 1) - num_ones;
    if (num_ones == num_zeroes) {
        return false;
    } else {
        int majority = (num_ones > num_zeroes) ? 1 : 0;
        st.range_set(op.l, op.r, majority);
        return true;
    }
}

void process_test() {
    read_data();
    st.init(finish, len);
    int i = num_ops - 1;
    while ((i >= 0) && process_op(op[i])) {
        i--;
    }

    bool success = (i < 0) && st.equals(start, len);
    printf("%s\n", success ? "YES" : "NO");
}

int main() {
    int num_tests;
    scanf("%d", &num_tests);
    while (num_tests--) {
        process_test();
    }

    return 0;
}

```

## B.3 Problema Simple (infO(1)Cup 2019)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

#include <stdio.h>

const int MAX_N = 200'000;
const int MAX_SEGTREE_NODES = 1 << 19;
const long long INF = 1LL << 60;
const int OP_ADD = 0;

long long min(long long x, long long y) {

```

```
    return (x < y) ? x : y;
}

long long max(long long x, long long y) {
    return (x > y) ? x : y;
}

// Un arbore de intervale cu propagare lazy. Fiecare nod reține
// * minimul par, maximul par, minimul impar și maximul impar;
// * o cantitate delta de adăugat pe tot subarborele.
//
// Contract: Nodul curent și-a aplicat deja delta sie însuși.
struct node {
    long long e, E, o, O;
    long long delta;

    void empty() {
        // Astfel operațiile de minim/maxim funcționează fără cazuri particulare.
        // 2x pentru că ne lăsăm loc să creștem/scădem.
        e = o = 2 * INF;
        E = O = -2 * INF;
        delta = 0;
    }

    void set(int val) {
        empty();
        if (val % 2) {
            o = O = val;
        } else {
            e = E = val;
        }
    }

    void swap() {
        long long tmp = e; e = o; o = tmp;
        tmp = E; E = O; O = tmp;
    }

    void push(node& a, node& b) {
        a.add(delta);
        b.add(delta);
        delta = 0;
    }

    void pull(node a, node b) {
        // Dacă nodul este *dirty*, atunci el știe mai bine situația curentă. Fiii
        // săi au informație perimată.
        if (!delta) {
            e = min(a.e, b.e);
            E = max(a.E, b.E);
        }
    }
};
```

```

    o = min(a.o, b.o);
    O = max(a.O, b.O);
}
}

void add(long long val) {
    delta += val;
    if (val % 2) {
        // Exemplu: [9,15] și [6,30] +5 ⇒ [11,35] și [14,20].
        swap();
    }
    e += val;
    E += val;
    o += val;
    O += val;
}
};

struct segment_tree {
    node v[MAX_SEGTREE_NODES];
    int n, bits;

    void init(int _n) {
        bits = 32 - __builtin_clz(_n - 1);
        n = 1 << bits;

        for (int i = n + _n; i < 2 * n; i++) {
            // Necesar deoarece altfel nodurile de la _n la n rămîn pe zero.
            v[i].empty();
        }
    }

    void raw_set(int pos, int val) {
        v[pos + n].set(val);
    }

    void build() {
        for (int i = n - 1; i; i--) {
            v[i].pull(v[2 * i], v[2 * i + 1]);
        }
    }

    void push_path(int pos) {
        for (int b = bits - 1; b; b--) {
            int t = pos >> b;
            v[t].push(v[2 * t], v[2 * t + 1]);
        }
    }

    void pull_path(int pos) {

```

```
for (pos /= 2; pos; pos /= 2) {
    v[pos].pull(v[2 * pos], v[2 * pos + 1]);
}

void range_add(int l, int r, int val) {
    l += n;
    r += n;
    int orig_l = l, orig_r = r;
    push_path(l);
    push_path(r);

    while (l <= r) {
        if (l & 1) {
            v[l++].add(val);
        }
        l >>= 1;

        if (!(r & 1)) {
            v[r--].add(val);
        }
        r >>= 1;
    }

    pull_path(orig_l);
    pull_path(orig_r);
}

node range_query(int l, int r) {
    node accumulator;
    accumulator.empty();

    l += n;
    r += n;
    push_path(l);
    push_path(r);

    while (l <= r) {
        if (l & 1) {
            accumulator.pull(accumulator, v[l++]);
        }
        l >>= 1;

        if (!(r & 1)) {
            accumulator.pull(accumulator, v[r--]);
        }
        r >>= 1;
    }

    return accumulator;
}
```



```

    }
};

segment_tree st;
int n;

void read_array_into_segtree() {
    scanf("%d", &n);
    st.init(n);

    for (int i = 0; i < n; i++) {
        int x;
        scanf("%d", &x);
        st.raw_set(i, x);
    }

    st.build();
}

void process_ops() {
    int num_ops, type, l, r, val;

    scanf("%d", &num_ops);
    while (num_ops--) {
        scanf("%d %d %d", &type, &l, &r);
        l--;
        r--;
        if (type == OP_ADD) {
            scanf("%d", &val);
            st.range_add(l, r, val);
        } else {
            node nd = st.range_query(l, r);
            long long e = (nd.e > INF) ? -1 : nd.e;
            long long o = (nd.o < -INF) ? -1 : nd.o;
            printf("%lld %lld\n", e, o);
        }
    }
}

int main() {
    read_array_into_segtree();
    process_ops();
    return 0;
}

```

## B.4 Problema Balama (Baraj ONI 2024)

[◀ înapoi](#)

Sursă cu AINT iterativ ([versiune online](#)).

```
#include <algorithm>
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 200'000;
const int MAX_SEGTREE_NODES = 1 << 19;

struct hinge {
    int r, pos;
};

int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

int max(int x, int y) {
    return (x > y) ? x : y;
}

int next_power_of_2(int n) {
    return 1 << (32 - __builtin_clz(n - 1));
}

struct segment_tree_node {
    int m, delta;
};

struct segment_tree {
    segment_tree_node v[MAX_SEGTREE_NODES];
    int n, bits;

    void init(int _n) {
        n = next_power_of_2(_n);
        bits = 31 - __builtin_clz(n);
    }

    void push_path(int node) {
        for (int b = bits; b; b--) {
            int t = node >> b;
            v[2 * t].delta += v[t].delta;
            v[2 * t].m += v[t].delta;
            v[2 * t + 1].delta += v[t].delta;
            v[2 * t + 1].m += v[t].delta;
            v[t].delta = 0;
        }
    }

    void pull_path(int node) {
```

```

    for (int t = node / 2; t; t /= 2) {
        v[t].m = v[t].delta + max(v[2 * t].m, v[2 * t + 1].m);
    }
}

int range_max_and_inc(int l, int r) {
    l += n;
    r += n;
    push_path(l);
    push_path(r);

    int result = 0;
    int orig_l = l, orig_r = r;

    while (l <= r) {
        if (l & 1) {
            result = max(result, v[l].m);
            v[l].m++;
            v[l].delta++;
            l++;
        }
        l >>= 1;

        if (!(r & 1)) {
            result = max(result, v[r].m);
            v[r].m++;
            v[r].delta++;
            r--;
        }
        r >>= 1;
    }

    pull_path(orig_l);
    pull_path(orig_r);

    return result;
}
};

hinge h[MAX_N];
int sol[MAX_N];
segment_tree st;
int n, k;

void read_data() {
    FILE* f = fopen("balama.in", "r");
    fscanf(f, "%d %d", &n, &k);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        fscanf(f, "%d", &h[i].r);
        h[i].pos = i;
    }
}

```

```
    }
    fclose(f);
}

void sort_by_r() {
    std::sort(h, h + n, [](hinge a, hinge b) {
        return a.r > b.r;
    });
}

void scan_hinges() {
    int next_to_fill = 0;
    int i = 0;

    st.init(n);

    while (next_to_fill < k) {
        int left = max(h[i].pos - k + 1, 0);
        int right = min(h[i].pos, n - k);
        int m = st.range_max_and_inc(left, right);
        if (m == next_to_fill) {
            sol[next_to_fill++] = h[i].r;
        }
        i++;
    }
}

void write_answers() {
    FILE* f = fopen("balama.out", "w");
    for (int i = k - 1; i >= 0; i--) {
        fprintf(f, "%d ", sol[i]);
    }
    fprintf(f, "\n");
    fclose(f);
}

int main() {
    read_data();
    sort_by_r();
    scan_hinges();
    write_answers();

    return 0;
}
```

---

Sursă cu AINT recursiv ([versiune online](#)).

---

```
#include <algorithm>
#include <stdio.h>
```

```

const int MAX_N = 1 << 18;

struct hinge {
    int r, pos;
};

int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

int max(int x, int y) {
    return (x > y) ? x : y;
}

int next_power_of_2(int n) {
    while (n & (n - 1)) {
        n += (n & -n);
    }

    return n;
}

// Arbore de segmente cu operațiile:
//
// 1. update: inc(left, right) -- incrementează pozițiile [left, right]
// 2. query: max(left, right) -- returnează maximul din [left, right]
//
// Invariant:
//
// * lazy_sum este valoarea de adăugat pe fiecare nod din subarbore
// * m este maximul real din subarbore, inclusiv lazy_sum
struct segment_tree {
    int m[2 * MAX_N];
    int lazy_sum[2 * MAX_N];
    int n;

    void init(int n) {
        this->n = next_power_of_2(n);
    }

    void push(int t) {
        lazy_sum[2 * t] += lazy_sum[t];
        m[2 * t] += lazy_sum[t];
        lazy_sum[2 * t + 1] += lazy_sum[t];
        m[2 * t + 1] += lazy_sum[t];
        lazy_sum[t] = 0;
    }

    void pull(int t) {

```

```

    m[t] = ::max(m[2 * t], m[2 * t + 1]);
}

void inc_helper(int t, int pl, int pr, int l, int r) {
    if (l >= r) {
        return;
    } else if ((l == pl) && (r == pr)) {
        lazy_sum[t]++;
        m[t]++;
    } else {
        push(t);
        int mid = (pl + pr) >> 1;
        inc_helper(2 * t, pl, mid, l, min(r, mid));
        inc_helper(2 * t + 1, mid, pr, ::max(l, mid), r);
        pull(t);
    }
}

void inc(int left, int right) {
    inc_helper(1, 0, n, left, right + 1);
}

int max_helper(int t, int pl, int pr, int l, int r) {
    if (l >= r) {
        return 0;
    } else if ((l == pl) && (r == pr)) {
        return m[t];
    } else {
        push(t);
        int mid = (pl + pr) >> 1;
        return ::max(max_helper(2 * t, pl, mid, l, min(r, mid)),
                     max_helper(2 * t + 1, mid, pr, ::max(l, mid), r));
    }
}

int max(int left, int right) {
    return max_helper(1, 0, n, left, right + 1);
}

};

hinge h[MAX_N];
int sol[MAX_N];
segment_tree st;
int n, k;

void read_data() {
    FILE* f = fopen("balama.in", "r");
    fscanf(f, "%d %d", &n, &k);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        fscanf(f, "%d", &h[i].r);
    }
}

```

```
    h[i].pos = i;
}
fclose(f);
}

void sort_by_r() {
    std::sort(h, h + n, [](hinge a, hinge b) {
        return a.r > b.r;
    });
}

void scan_hinges() {
    int next_to_fill = 0;
    int i = 0;

    st.init(n);

    while (next_to_fill < k) {
        int left = max(h[i].pos - k + 1, 0);
        int right = min(h[i].pos, n - k);
        int m = st.max(left, right);
        st.inc(left, right);
        if (m == next_to_fill) {
            sol[next_to_fill++] = h[i].r;
        }
        i++;
    }
}

void write_answers() {
    FILE* f = fopen("balama.out", "w");
    for (int i = k - 1; i >= 0; i--) {
        fprintf(f, "%d ", sol[i]);
    }
    fprintf(f, "\n");
    fclose(f);
}

int main() {
    read_data();
    sort_by_r();
    scan_hinges();
    write_answers();

    return 0;
}
```

# Anexa C

## Arbori indexați binar

### C.1 Problema The Permutation Game Again (SPOJ)

[◀ înapoi](#)

```
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 200'000;
const int MOD = 1'000'000'007;

struct fenwick_tree {
    int v[MAX_N + 1];
    int n;

    void init(int n) {
        this->n = n;
        for (int i = 1; i <= n; i++) {
            v[i] = 0;
        }
    }

    void check(int pos) {
        do {
            v[pos]++;
            pos += pos & -pos;
        } while (pos <= n);
    }

    int prefix_sum(int pos) {
        int s = 0;
        while (pos) {
            s += v[pos];
            pos &= pos - 1;
        }
        return s;
    }
};
```



```

    }
};

fenwick_tree fen;

void solve_test() {
    int n, x;
    scanf("%d", &n);
    fen.init(n);
    long long rank = 0;

    for (int place = n; place; place--) {
        scanf("%d", &x);
        int not_seen_before = x - 1 - fen.prefix_sum(x);
        rank = (rank * place + not_seen_before) % MOD;
        fen.check(x);
    }

    rank++; // Noi calculăm rangul începînd cu 0.

    printf("%lld\n", rank);
}

int main() {
    int num_tests;
    scanf("%d", &num_tests);
    while (num_tests--) {
        solve_test();
    }

    return 0;
}

```

## C.2 Problema Multiset (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

#include <stdio.h>

const int MAX_N = 1'000'000;

struct fenwick_tree {
    int v[MAX_N + 1];
    int n, max_p2;

    void init(int n) {
        this->n = n;
        max_p2 = 1 << (31 - __builtin_clz(n));
    }
};

```

```

}

void add(int pos, int val) {
    do {
        v[pos] += val;
        pos += pos & -pos;
    } while (pos <= n);
}

// Returnează poziția unde suma parțială atinge sau depășește sum.
int bin_search(int sum) {
    int pos = 0;

    for (int interval = max_p2; interval; interval >>= 1) {
        if ((pos + interval <= n) && (v[pos + interval] < sum)) {
            sum -= v[pos + interval];
            pos += interval;
        }
    }

    return pos + 1;
}

void remove_kth_element(int k) {
    int pos = bin_search(k);
    add(pos, -1);
}

int get_smallest() {
    int pos = bin_search(1);
    return (pos <= n) ? pos : 0;
}
};

fenwick_tree fen;
int n, num_ops;

void read_initial_multiset() {
    scanf("%d %d", &n, &num_ops);
    fen.init(n);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        int x;
        scanf("%d", &x);
        fen.add(x, 1);
    }
}

void process_queries() {
    while (num_ops--) {
        int x;

```

```

scanf("%d", &x);
if (x > 0) {
    fen.add(x, 1);
} else {
    fen.remove_kth_element(-x);
}
}
}

void write_answer(int answer) {
    printf("%d\n", answer);
}

int main() {
    read_initial_multiset();
    process_queries();
    int answer = fen.get_smallest();
    write_answer(answer);

    return 0;
}

```

## C.3 Problema Hanoi Factory (Codeforces)

◀ înapoi • [versiune online](#)

```

#include <algorithm>
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 100'000;

struct ring {
    int in, out, h;
};

long long max(long long x, long long y) {
    return (x > y) ? x : y;
}

struct max_fenwick_tree {
    long long* v;
    int n;

    void init(long long* v, int n) {
        this->v = v;
        this->n = n;
        for (int i = 0; i <= n; i++) {
            v[i] = 0;
        }
    }
};

```

```

    }
}

void improve(int pos, long long val) {
    do {
        v[pos] = max(v[pos], val);
        pos += pos & -pos;
    } while (pos <= n);
}

long long prefix_max(int pos) {
    long long m = 0;
    while (pos) {
        m = max(m, v[pos]);
        pos &= pos - 1;
    }
    return m;
}
};

ring r[MAX_N];
// folosit și pentru arborele fenwick, și pentru normalizarea mărimilor
long long v[2 * MAX_N + 1];
max_fenwick_tree fen;
int n;

void read_rings() {
    scanf("%d", &n);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        scanf("%d %d %d", &r[i].in, &r[i].out, &r[i].h);
    }
}

void sort_rings() {
    std::sort(r, r + n, [](ring& a, ring& b) {
        return (a.out > b.out) || ((a.out == b.out) && (a.in > b.in));
    });
}

int bin_search(int val) {
    int l = 0, r = 2 * n;
    while (v[l] != val) { // valoarea există garantat în v
        int m = (l + r) / 2;
        if (v[m] > val) {
            r = m;
        } else {
            l = m;
        }
    }
    return l;
}

```

```

}

void normalize_diameters() {
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        v[2 * i] = r[i].in;
        v[2 * i + 1] = r[i].out;
    }
    std::sort(v, v + 2 * n);

    for (int i = 0; i < n; i++) {
        r[i].in = 1 + bin_search(r[i].in);
        r[i].out = 1 + bin_search(r[i].out);
    }
}

long long solve_recurrence() {
    fen.init(v, 2 * n);

    long long max_height = 0;
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        long long best = r[i].h + fen.prefix_max(r[i].out - 1);
        fen.improve(r[i].in, best);
        max_height = max(max_height, best);
    }

    return max_height;
}

void write_answer(long long answer) {
    printf("%lld\n", answer);
}

int main() {
    read_rings();
    sort_rings();
    normalize_diameters();
    long long answer = solve_recurrence();
    write_answer(answer);

    return 0;
}

```

## C.4 Problema Subsequences (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

// Folosim un singur vector pentru cnt, înlocuind câte un element pe rînd.
#include <stdio.h>

```

```
const int MAX_N = 100'000;

struct fenwick_tree {
    long long v[MAX_N + 1];
    int n;

    void init(int n) {
        this->n = n;
        for (int i = 1; i <= n; i++) {
            v[i] = 0;
        }
    }

    void add(int pos, long long val) {
        do {
            v[pos] += val;
            pos += pos & -pos;
        } while (pos <= n);
    }

    long long prefix_sum(int pos) {
        long long s = 0;
        while (pos) {
            s += v[pos];
            pos &= pos - 1;
        }
        return s;
    }
};

fenwick_tree fen;
int a[MAX_N];
long long cnt[MAX_N];
int n, k;

void read_data() {
    scanf("%d %d", &n, &k);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        scanf("%d", &a[i]);
    }
}

void iterate_lengths() {
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        cnt[i] = 1;
    }

    while (k--) {
        fen.init(n);
```

```

    for (int i = 0; i < n; i++) {
        long long old_cnt = cnt[i];
        cnt[i] = fen.prefix_sum(a[i] - 1);
        fen.add(a[i], old_cnt);
    }
}

long long array_sum(long long* v, int n) {
    long long sum = 0;
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        sum += v[i];
    }
    return sum;
}

void write_answer(long long answer) {
    printf("%lld\n", answer);
}

int main() {
    read_data();
    iterate_lengths();
    long long total = array_sum(cnt, n);
    write_answer(total);

    return 0;
}

```

## C.5 Problema D-query (SPOJ)

[◀ înapoi](#)

```

#include <algorithm>
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 30000;
const int MAX_QUERIES = 200000;
const int MAX_VAL = 1000000;

struct query {
    short l, r;
    int orig_index;
    short answer;
};

struct fenwick_tree {

```

```
short v[MAX_N + 1];
int n;

void init(int n) {
    this->n = n;
}

void add(int pos, int val) {
    do {
        v[pos] += val;
        pos += pos & -pos;
    } while (pos <= n);
}

short prefix_sum(int pos) {
    int sum = 0;
    while (pos) {
        sum += v[pos];
        pos &= pos - 1;
    }
    return sum;
}

short range_sum(int l, int r) {
    return prefix_sum(r) - prefix_sum(l - 1);
}
};

int a[MAX_N + 1];
query q[MAX_QUERIES];
short prev_occur[MAX_VAL + 1];
fenwick_tree fen;
int n, num_queries;

void read_data() {
    scanf("%d", &n);
    for (int i = 1; i <= n; i++) {
        scanf("%d", &a[i]);
    }
    scanf("%d", &num_queries);
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        scanf("%hd %hd", &q[i].l, &q[i].r);
        q[i].orig_index = i;
    }
}

void sort_queries_by_right_end() {
    std::sort(q, q + num_queries, [](query& a, query& b) {
        return a.r < b.r;
    });
};
```



```

}

void update_last_occurrence(int pos) {
    if (prev_occur[a[pos]]) {
        fen.add(prev_occur[a[pos]], -1);
    }
    prev_occur[a[pos]] = pos;
    fen.add(pos, +1);
}

int answer_queries_ending_at(int right, int q_index) {
    while ((q_index < num_queries) && (q[q_index].r == right)) {
        q[q_index].answer = fen.range_sum(q[q_index].l, q[q_index].r);
        q_index++;
    }

    return q_index;
}

void scan_array() {
    fen.init(n);
    int q_index = 0;

    for (int i = 1; i <= n; i++) {
        update_last_occurrence(i);
        q_index = answer_queries_ending_at(i, q_index);
    }
}

void sort_queries_by_orig_index() {
    std::sort(q, q + num_queries, [](query& a, query& b) {
        return a.orig_index < b.orig_index;
    });
}

void write_answers() {
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        printf("%d\n", q[i].answer);
    }
}

int main() {
    read_data();
    sort_queries_by_right_end();
    scan_array();
    sort_queries_by_orig_index();
    write_answers();

    return 0;
}

```

```
}
```

---

## C.6 Problema Magic Board (CodeChef)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <stdio.h>

const int MAX_SIZE = 500'000;
const int MAX_TIME = 500'000;
const int MAX_WORD_LENGTH = 8;
enum op_type { OP_ROW_SET, OP_COL_SET, OP_ROW_QUERY, OP_COL_QUERY };

struct operation {
    op_type type;
    int index, value;
};

struct fenwick_tree {
    int v[MAX_TIME + 1];
    int n;

    void init(int n) {
        this->n = n;
    }

    void add(int pos, int val) {
        do {
            v[pos] += val;
            pos += pos & -pos;
        } while (pos <= n);
    }

    void set(int pos) {
        add(pos, +1);
    }

    void unset(int pos) {
        add(pos, -1);
    }

    int count(int pos) {
        int s = 0;
        while (pos) {
            s += v[pos];
            pos &= pos - 1;
        }
        return s;
    }
};
```

```

    }
};

struct line_info {
    int time[MAX_SIZE + 1];
    bool value[MAX_SIZE + 1];
    fenwick_tree change[2];
    int size, num_ops;

    void init(int size, int num_ops) {
        this->size = size;
        this->num_ops = num_ops;
        change[0].init(num_ops);
        change[1].init(num_ops);
    }

    void update(int index, int now, int new_value) {
        int old_value = value[index];
        int old_time = time[index];

        if (old_time) {
            change[old_value].unset(old_time);
        }

        change[new_value].set(now);
        time[index] = now;
        value[index] = new_value;
    }

    int count_zeroes(int index, int now, line_info& other) {
        int last_reset = time[index];
        if (!last_reset) {
            last_reset = num_ops;
        }
        int last_value = value[index];
        int changes = other.change[1 - last_value].count(last_reset);

        return (last_value == 0)
            ? (size - changes)
            : changes;
    }

    void query(int index, int now, line_info& other) {
        int num_zeroes = count_zeroes(index, now, other);
        printf("%d\n", num_zeroes);
    }
};

line_info rows, cols;

```

```
operation read_op() {
    char word[MAX_WORD_LENGTH + 1];
    operation op;

    scanf("%s", word);
    if (word[3] == 'Q') {
        op.type = (word[0] == 'R') ? OP_ROW_QUERY : OP_COL_QUERY;
        scanf("%d", &op.index);
    } else {
        op.type = (word[0] == 'R') ? OP_ROW_SET : OP_COL_SET;
        scanf("%d %d", &op.index, &op.value);
    }

    return op;
}

void process_op(operation op, int time) {
    if (op.type == OP_ROW_SET) {
        rows.update(op.index, time, op.value);
    } else if (op.type == OP_COL_SET) {
        cols.update(op.index, time, op.value);
    } else if (op.type == OP_ROW_QUERY) {
        rows.query(op.index, time, cols);
    } else { // OP_COL_QUERY
        cols.query(op.index, time, rows);
    }
}

void process_ops() {
    int size, num_ops;
    scanf("%d %d", &size, &num_ops);
    rows.init(size, num_ops);
    cols.init(size, num_ops);

    // Inversăm direcția timpului astfel încît operațiile din AIB-uri să fie pe
    // prefix, nu pe sufix.
    for (int time = num_ops; time; time--) {
        operation op = read_op();
        process_op(op, time);
    }
}

int main() {
    process_ops();

    return 0;
}
```

## C.7 Problema Ball (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <algorithm>
#include <stdio.h>

const int MAX_LADIES = 500'000;

struct lady {
    int x, y, z;
};

int max(int x, int y) {
    return (x > y) ? x : y;
}

struct suffix_max_fenwick_tree {
    int v[MAX_LADIES + 1];
    int n;

    void init(int n) {
        this->n = n;
    }

    void update(int pos, int val) {
        pos = n + 1 - pos;
        do {
            v[pos] = max(v[pos], val);
            pos += pos & -pos;
        } while (pos <= n);
    }

    int suffix_max(int pos) {
        pos = n + 1 - pos;
        int result = 0;
        while (pos) {
            result = max(result, v[pos]);
            pos &= pos - 1;
        }
        return result;
    }
};

lady l[MAX_LADIES];
suffix_max_fenwick_tree fen;
int pos[MAX_LADIES]; // folosit pentru normalizare
int n;
```

```

void read_data() {
    scanf("%d", &n);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        scanf("%d", &l[i].x);
    }
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        scanf("%d", &l[i].y);
    }
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        scanf("%d", &l[i].z);
    }
}

void normalize_x() {
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        pos[i] = i;
    }

    std::sort(pos, pos + n, [](int a, int b) {
        return l[a].x < l[b].x;
    });

    int old_x = l[pos[0]].x, new_x = 1;
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        if (l[pos[i]].x != old_x) {
            old_x = l[pos[i]].x;
            new_x++;
        }
        l[pos[i]].x = new_x;
    }
}

void sort_ladies_by_z() {
    std::sort(l, l + n, [](lady& a, lady& b) {
        return a.z > b.z;
    });
}

int process_equal_z_batch(int start, int end) {
    int result = 0;

    for (int i = start; i < end; i++) {
        int prev_max_y = fen.suffix_max(l[i].x + 1);
        result += (prev_max_y > l[i].y);
    }
    for (int i = start; i < end; i++) {
        fen.update(l[i].x, l[i].y);
    }

    return result;
}

```

```

}

int count_self_murderers() {
    fen.init(n);

    int result = 0;

    // Procesează calupuri de valori z egale. Aceste doamne nu se domină una pe
    // alta.
    int i = 0;
    while (i < n) {
        int j = i;
        while ((j < n) && (l[j].z == l[i].z)) {
            j++;
        }
        result += process_equal_z_batch(i, j);
        i = j;
    }

    return result;
}

void write_answer(int answer) {
    printf("%d\n", answer);
}

int main() {
    read_data();
    normalize_x();
    sort_ladies_by_z();
    int answer = count_self_murderers();
    write_answer(answer);

    return 0;
}

```

## C.8 Problema Medwalk revizitată (Lot 2025)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

#include <algorithm>
#include <stdio.h>
#include <vector>

const int MAX_N = 100'000;
const int MAX_QUERIES = 100'000;
const int MAX_VALUE = 300'000;
const int MAX_SEGTREE_NODES = 1 << 18;

```

```
const int INF = 1'000'000;
const int OP_UPDATE = 1;

int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

int max(int x, int y) {
    return (x > y) ? x : y;
}

struct matrix {
    int v[2][MAX_N + 1];

    void set(int row, int col, int val) {
        v[row][col] = val;
    }

    int get_min(int col) {
        return min(v[0][col], v[1][col]);
    }

    int get_max(int col) {
        return max(v[0][col], v[1][col]);
    }
};

struct query {
    int type;
    // Syntactic sugar ca să putem folosi <row, col, val> sau <left, right>, nu
    // <x, y, z>.
    union { int row; int left; };
    union { int col; int right; };
    int val;
};

matrix mat;
query q[MAX_QUERIES];
int n, num_queries;

int next_power_of_2(int x) {
    return 1 << (32 - __builtin_clz(x - 1));
}

// Admite actualizări punctuale și interogări de minim pe interval.
struct min_segment_tree {
    int v[MAX_SEGTREE_NODES];
    int n;

    void init(int size) {
```



```

    n = next_power_of_2(size);
}

void update(int pos, int val) {
    pos += n;
    v[pos] = val;
    for (pos /= 2; pos; pos /= 2) {
        v[pos] = min(v[2 * pos], v[2 * pos + 1]);
    }
}

int range_min(int l, int r) {
    l += n;
    r += n;
    int result = INF;

    while (l <= r) {
        if (l & 1) {
            result = min(result, v[l++]);
        }
        l >>= 1;

        if (!(r & 1)) {
            result = min(result, v[r--]);
        }
        r >>= 1;
    }

    return result;
}
};

// Kudos https://usaco.guide/plt/2DRQ?lang=cpp#offline-2d-bit și
// https://kilonova.ro/submissions/752782
//
// Arbore Fenwick 2D offline.
struct fenwick_2d {
    // Valorile distincte pe fiecare coloană.
    std::vector<int> col_rows[MAX_VALUE + 1];

    // Arborele 1D pe fiecare coloană, peste valorile existente.
    std::vector<int> col_fen[MAX_VALUE + 1];

    int n, max_p2;

    void init(int n) {
        this->n = n;
        max_p2 = 1 << (31 - __builtin_clz(n));
        for (int i = 0; i <= n; i++) {
            col_rows[i].push_back(0);

```

```

    }
}

// Notează faptul că rîndul row va fi folosit cel puțin o dată pe coloana
// col.
void reserve(int row, int col) {
    do {
        col_rows[col].push_back(row);
        col += col & -col;
    } while (col <= n);
}

void build() {
    for (int col = 1; col <= n; col++) {
        std::vector<int>& v = col_rows[col]; // syntactic sugar
        std::sort(v.begin(), v.end());
        v.erase(std::unique(v.begin(), v.end()), v.end());
        col_fen[col].resize(v.size() + 1);
    }
}

int leftmost_gte(int row, int col) {
    std::vector<int>& v = col_rows[col];
    return std::lower_bound(v.begin(), v.end(), row) - v.begin();
}

// Adaugă delta (bifează / debifează) pentru rîndul row și toți succesorii
// săi în fiecare AIB 1D, atît pe coloana col cît și pe toate coloanele
// succesoare în AIB-ul 2D.
void add(int row, int col, int delta) {
    do {
        int pos = leftmost_gte(row, col);
        do {
            col_fen[col][pos] += delta;
            pos += pos & -pos;
        } while (pos <= (int)col_fen[col].size());
        col += col & -col;
    } while (col <= n);
}

int prefix_sum(int pos, int col) {
    int s = 0;
    while (pos) {
        s += col_fen[col][pos];
        pos &= pos - 1;
    }
    return s;
}

int count_less_than(int val, int col) {

```

```

// Reminder: AIB-ul 1D este normalizat. Află pe ce rînd se află val.
int pos = leftmost_gte(val, col);
return prefix_sum(pos - 1, col);
}

int count_in_range(int col, int l, int r) {
    return count_less_than(r + 1, col) - count_less_than(l, col);
}

// Contract: k este 0-based, iar [l, r] este un interval închis de valori
// (rînduri).
int kth_element(int k, int l, int r) {
    int col = 0;

    for (int interval = max_p2; interval; interval >>= 1) {
        if (col + interval <= n) {
            int cnt = count_in_range(col + interval, l, r);
            if (cnt <= k) {
                k -= cnt;
                col += interval;
            }
        }
    }

    return col + 1;
}
};

min_segment_tree maxima;
fenwick_2d minima;

void read_data() {
    scanf("%d %d", &n, &num_queries);
    for (int r = 0; r < 2; r++) {
        for (int c = 1; c <= n; c++) {
            int x;
            scanf("%d", &x);
            mat.set(r, c, x);
        }
    }

    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        query& z = q[i];
        scanf("%d", &z.type);
        if (z.type == OP_UPDATE) {
            scanf("%d %d %d", &z.row, &z.col, &z.val);
            z.row--;
        } else {
            scanf("%d %d", &z.left, &z.right);
        }
    }
}

```

```

    }
}

void build_maxima_segtree() {
    maxima.init(n + 1);
    for (int i = 1; i <= n; i++) {
        maxima.update(i, mat.get_max(i));
    }
}

void simulate() {
    // Rezervă minimele inițiale.
    for (int c = 1; c <= n; c++) {
        minima.reserve(c, mat.get_min(c));
    }

    // Rezervă minimele care iau naștere prin actualizări.
    matrix mat_copy = mat;
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        if (q[i].type == OP_UPDATE) {
            mat_copy.set(q[i].row, q[i].col, q[i].val);
            minima.reserve(q[i].col, mat_copy.get_min(q[i].col));
        }
    }
}

void build_fenwick() {
    minima.init(MAX_VALUE);
    simulate();
    minima.build();

    for (int c = 1; c <= n; c++) {
        minima.add(c, mat.get_min(c), +1);
    }
}

void update(int row, int col, int val) {
    int old_min = mat.get_min(col);
    mat.set(row, col, val);
    int new_min = mat.get_min(col);

    maxima.update(col, mat.get_max(col));

    if (new_min != old_min) {
        minima.add(col, old_min, -1);
        minima.add(col, new_min, +1);
    }
}

int query(int left, int right) {

```

```
int len = right - left + 2;
int median_pos = (len - 1) / 2;
int median = minima.kth_element(median_pos, left, right);
int best_max = maxima.range_min(left, right);

if (best_max >= median) {
    return median;
} else {
    // best_max trebuie inserat înainte de median_pos. Răspunsul poate fi la
    // poziția median_pos - 1 sau poate fi chiar best_max.
    int prev = minima.kth_element(median_pos - 1, left, right);
    return max(prev, best_max);
}
}

void process_queries() {
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        if (q[i].type == OP_UPDATE) {
            update(q[i].row, q[i].col, q[i].val);
        } else {
            printf("%d\n", query(q[i].left, q[i].right));
        }
    }
}

int main() {
    read_data();
    build_maxima_segtree();
    build_fenwick();
    process_queries();

    return 0;
}
```

# Anexa D

## Descompunere în radical

### D.1 Problema Mexitate (ONI 2018 clasa a 9-a)

[◀ înapoi](#)

Sursă naivă ([versiune online](#)).

```
#include <stdio.h>

const int MAX_ELEMS = 400'000;
const int MOD = 1'000'000'007;

// Costul calculării funcției mex() este mare. Versiunea 2 va folosi o
// structură mai eficientă pentru frequency_tracker.
struct frequency_tracker {
    int f[MAX_ELEMS + 2]; // rows * cols + 1 în cel mai rău caz

    void add(int x) {
        f[x]++;
    }

    void remove(int x) {
        f[x]--;
    }

    int mex() {
        int x = 1;
        while (f[x]) {
            x++;
        }
        return x;
    }
};

int mat[MAX_ELEMS];
```

```
frequency_tracker ft;
int rows, cols, k, l;

void swap(int& x, int& y) {
    int tmp = x;
    x = y;
    y = tmp;
}

void read_right_matrix(FILE* f) {
    for (int r = 0; r < rows; r++) {
        for (int c = 0; c < cols; c++) {
            fscanf(f, "%d", &mat[r * cols + c]);
        }
    }
}

void read_transposed_matrix(FILE* f) {
    for (int r = 0; r < rows; r++) {
        for (int c = 0; c < cols; c++) {
            fscanf(f, "%d", &mat[c * rows + r]);
        }
    }
}

void read_data() {
    FILE* f = fopen("mexitate.in", "r");
    fscanf(f, "%d %d %d %d", &rows, &cols, &k, &l);
    if (k <= l) {
        read_right_matrix(f);
    } else {
        read_transposed_matrix(f);
        swap(rows, cols);
        swap(k, l);
    }
    fclose(f);
}

int get(int r, int c) {
    return mat[r * cols + c];
}

int north_west_corner() {
    for (int r = 0; r < k; r++) {
        for (int c = 0; c < l; c++) {
            ft.add(get(r, c));
        }
    }
    return ft.mex();
}
```

```
void move_right(int r, int c) {
    for (int i = r; i < r + k; i++) {
        ft.remove(get(i, c));
        ft.add(get(i, c + 1));
    }
}

void move_left(int r, int c) {
    for (int i = r; i < r + k; i++) {
        ft.remove(get(i, c + 1 - 1));
        ft.add(get(i, c - 1));
    }
}

void move_down(int r, int c) {
    for (int j = c; j < c + 1; j++) {
        ft.remove(get(r, j));
        ft.add(get(r + k, j));
    }
}

int left_right_snake() {
    north_west_corner();
    long long result = ft.mex();
    int r = 0, c = 0;
    int final_r = rows - k;
    int final_c = (final_r % 2) ? 0 : (cols - 1);

    while ((r != final_r) || (c != final_c)) {
        if ((r % 2 == 0) && (c < cols - 1)) {
            move_right(r, c++);
        } else if ((r % 2 == 1) && (c > 0)) {
            move_left(r, c--);
        } else {
            move_down(r++, c);
        }
        result = result * ft.mex() % MOD;
    }

    return result;
}

void write_answer(int answer) {
    FILE* f = fopen("mexitate.out", "w");
    fprintf(f, "%d\n", answer);
    fclose(f);
}
```



```
int main() {
    read_data();
    int answer = left_right_snake();
    write_answer(answer);

    return 0;
}
```

Sursă eficientă ([versiune online](#)).

```
#include <stdio.h>

const int MAX_ELEMS = 400'000;
const int BLOCK_SIZE = 400;
const int MAX_BLOCKS = (MAX_ELEMS - 1) / BLOCK_SIZE + 1;
const int MOD = 1'000'000'007;

struct frequency_tracker {
    int f[MAX_ELEMS + 2]; // rows * cols + 1 în cel mai rău caz
    int block_nonzero[MAX_BLOCKS];

    void init() {
        add(0); // Ca să nu-l returnăm niciodată.
    }

    void add(int x) {
        if (++f[x] == 1) {
            block_nonzero[x / BLOCK_SIZE]++;
        }
    }

    void remove(int x) {
        if (--f[x] == 0) {
            block_nonzero[x / BLOCK_SIZE]--;
        }
    }

    int mex() {
        int b = 0;
        while (block_nonzero[b] == BLOCK_SIZE) {
            b++;
        }
        int x = b * BLOCK_SIZE;
        while (f[x]) {
            x++;
        }
        return x;
    }
};
```

```
int mat[MAX_ELEMS];
frequency_tracker ft;
int rows, cols, k, l;

void swap(int& x, int& y) {
    int tmp = x;
    x = y;
    y = tmp;
}

void read_right_matrix(FILE* f) {
    for (int r = 0; r < rows; r++) {
        for (int c = 0; c < cols; c++) {
            fscanf(f, "%d", &mat[r * cols + c]);
        }
    }
}

void read_transposed_matrix(FILE* f) {
    for (int r = 0; r < rows; r++) {
        for (int c = 0; c < cols; c++) {
            fscanf(f, "%d", &mat[c * rows + r]);
        }
    }
}

void read_data() {
    FILE* f = fopen("mexitate.in", "r");
    fscanf(f, "%d %d %d %d", &rows, &cols, &k, &l);
    if (k <= l) {
        read_right_matrix(f);
    } else {
        read_transposed_matrix(f);
        swap(rows, cols);
        swap(k, l);
    }
    fclose(f);
}

int get(int r, int c) {
    return mat[r * cols + c];
}

int north_west_corner() {
    for (int r = 0; r < k; r++) {
        for (int c = 0; c < l; c++) {
            ft.add(get(r, c));
        }
    }
}
```

```

    return ft.mex();
}

void move_right(int r, int c) {
    for (int i = r; i < r + k; i++) {
        ft.remove(get(i, c));
        ft.add(get(i, c + 1));
    }
}

void move_left(int r, int c) {
    for (int i = r; i < r + k; i++) {
        ft.remove(get(i, c + 1 - 1));
        ft.add(get(i, c - 1));
    }
}

void move_down(int r, int c) {
    for (int j = c; j < c + 1; j++) {
        ft.remove(get(r, j));
        ft.add(get(r + k, j));
    }
}

int left_right_snake() {
    ft.init();
    north_west_corner();
    long long result = ft.mex();
    int r = 0, c = 0;
    int final_r = rows - k;
    int final_c = (final_r % 2) ? 0 : (cols - 1);

    while ((r != final_r) || (c != final_c)) {
        if ((r % 2 == 0) && (c < cols - 1)) {
            move_right(r, c++);
        } else if ((r % 2 == 1) && (c > 0)) {
            move_left(r, c--);
        } else {
            move_down(r++, c);
        }
        result = result * ft.mex() % MOD;
    }

    return result;
}

void write_answer(int answer) {
    FILE* f = fopen("mexitate.out", "w");
    fprintf(f, "%d\n", answer);
}

```

```
    fclose(f);
}

int main() {
    read_data();
    int answer = left_right_snake();
    write_answer(answer);

    return 0;
}
```

---

## D.2 Problema Give Away (SPOJ)

◀ înapoi

Sursă cu multiseturi PBDS.

---

```
// Complexitate:  $O(Q \sqrt{N} \log N)$ .
//
// Metodă: Descompunere în radical. Pe fiecare bloc reține vectorul naiv și un
// set de valori pentru căutări în timp logaritmic. Avem nevoie de multisets
// pentru că pot exista duplicate și avem nevoie de PBDS pentru funcția
// order_of_key.
#include <ext/pb_ds/assoc_container.hpp>
#include <ext/pb_ds/tree_policy.hpp>
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 500000;
const int BLOCK_SIZE = 10000;
const int MAX_BLOCKS = (MAX_N - 1) / BLOCK_SIZE + 1;
const int T_QUERY = 0;

// Multiseturile PBDS sînt obscene, dar par să meargă. Ștergerile necesită cod
// extra. Vezi https://stackoverflow.com/q/59731946/6022817
typedef __gnu_pbds::tree<
    int,
    __gnu_pbds::null_type,
    std::less_equal<int>,
    __gnu_pbds::rb_tree_tag,
    __gnu_pbds::tree_order_statistics_node_update
> ordered_set;

// Toate intervalele sînt [îchis, deschis).
struct block {
    int v[BLOCK_SIZE];
    ordered_set s;

    void set(int pos, int val) {
```

```

    if (v[pos]) {
        int rank = s.order_of_key(v[pos]);
        ordered_set::iterator it = s.find_by_order(rank);
        s.erase(it);
    }
    v[pos] = val;
    s.insert(v[pos]);
}

int partial_count(int l, int r, int val) {
    int cnt = 0;
    while (l < r) {
        cnt += (v[l++] >= val);
    }
    return cnt;
}

int prefix_count(int end, int val) {
    return partial_count(0, end, val);
}

int suffix_count(int start, int val) {
    return partial_count(start, BLOCK_SIZE, val);
}

int whole_count(int val) {
    return s.size() - s.order_of_key(val);
}
};

block b[MAX_BLOCKS];
int n;

void read_array() {
    scanf("%d", &n);

    for (int i = 0; i < n; i++) {
        int x;
        scanf("%d", &x);
        b[i / BLOCK_SIZE].set(i % BLOCK_SIZE, x);
    }
}

int process_query(int l, int r, int val) {
    int bl = l / BLOCK_SIZE, offset_l = l % BLOCK_SIZE;
    int br = r / BLOCK_SIZE, offset_r = r % BLOCK_SIZE;
    if (bl == br) {
        return b[bl].partial_count(offset_l, offset_r, val);
    } else {
        int cnt = b[bl].suffix_count(offset_l, val)

```

```
        + b[br].prefix_count(offset_r, val);
    for (int i = bl + 1; i < br; i++) {
        cnt += b[i].whole_count(val);
    }
    return cnt;
}
}

void process_update(int pos, int val) {
    b[pos / BLOCK_SIZE].set(pos % BLOCK_SIZE, val);
}

void process_ops() {
    int num_ops, type, pos1, pos2, val;
    scanf("%d", &num_ops);

    while (num_ops--) {
        scanf("%d", &type);
        if (type == T_QUERY) {
            scanf("%d %d %d", &pos1, &pos2, &val);
            int count = process_query(pos1 - 1, pos2, val);
            printf("%d\n", count);
        } else {
            scanf("%d %d", &pos1, &val);
            process_update(pos1 - 1, val);
        }
    }
}

int main() {
    read_array();
    process_ops();

    return 0;
}
```

Sursă elementară.

---

```
// Complexitate:  $O(Q \sqrt{N} \log N)$ .
//
// Metodă: Descompunere în radical. Pe fiecare bloc reține vectorul naiv și un
// vector sortat pentru căutări în timp logaritmice.
#include <algorithm>
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 500'000;
const int BLOCK_SIZE = 3'000;
const int MAX_BLOCKS = (MAX_N - 1) / BLOCK_SIZE + 1;
const int T_QUERY = 0;
```

```

// Toate intervalele sînt [inchis, deschis).
struct block {
    int v[BLOCK_SIZE];
    int s[BLOCK_SIZE];
    int size;

    void push(int val) {
        v[size] = s[size] = val;
        size++;
    }

    void sort() {
        std::sort(s, s + size);
    }

    // Returnează cea mai din stînga poziție a unui element >= val.
    int bin_search(int val) {
        if (val < s[0]) {
            return 0;
        } else if (val > s[size - 1]) {
            return size;
        }
        int l = -1, r = size - 1; // (l, r]

        while (r - l > 1) {
            int mid = (l + r) >> 1;
            if (s[mid] < val) {
                l = mid;
            } else {
                r = mid;
            }
        }

        return r;
    }

    void migrate_left(int pos) {
        int save = s[pos];
        while (pos && (s[pos - 1] > save)) {
            s[pos] = s[pos - 1];
            pos--;
        }
        s[pos] = save;
    }

    void migrate_right(int pos) {
        int save = s[pos];
        while ((pos < size - 1) && (s[pos + 1] < save)) {
            s[pos] = s[pos + 1];

```

```

    pos++;
}
s[pos] = save;
}

void set(int pos, int val) {
    int sorted_pos = bin_search(v[pos]);
    s[sorted_pos] = val;
    migrate_left(sorted_pos);
    migrate_right(sorted_pos);
    v[pos] = val;
}

int partial_count(int l, int r, int val) {
    int cnt = 0;
    while (l < r) {
        cnt += (v[l++] >= val);
    }
    return cnt;
}

int prefix_count(int end, int val) {
    return partial_count(0, end, val);
}

int suffix_count(int start, int val) {
    return partial_count(start, BLOCK_SIZE, val);
}

int whole_count(int val) {
    return size - bin_search(val);
}
};

block b[MAX_BLOCKS];
int n;

void read_array() {
    scanf("%d", &n);

    for (int i = 0; i < n; i++) {
        int x;
        scanf("%d", &x);
        b[i / BLOCK_SIZE].push(x);
    }

    int end_block = (n - 1) / BLOCK_SIZE + 1;
    for (int i = 0; i < end_block; i++) {
        b[i].sort();
    }
}

```



```

}

int process_query(int l, int r, int val) {
    int bl = l / BLOCK_SIZE, offset_l = l % BLOCK_SIZE;
    int br = r / BLOCK_SIZE, offset_r = r % BLOCK_SIZE;
    if (bl == br) {
        return b[bl].partial_count(offset_l, offset_r, val);
    } else {
        int cnt = b[bl].suffix_count(offset_l, val)
            + b[br].prefix_count(offset_r, val);
        for (int i = bl + 1; i < br; i++) {
            cnt += b[i].whole_count(val);
        }
        return cnt;
    }
}

void process_update(int pos, int val) {
    b[pos / BLOCK_SIZE].set(pos % BLOCK_SIZE, val);
}

void process_ops() {
    int num_ops, type, pos1, pos2, val;
    scanf("%d", &num_ops);

    while (num_ops--) {
        scanf("%d", &type);
        if (type == T_QUERY) {
            scanf("%d %d %d", &pos1, &pos2, &val);
            int count = process_query(pos1 - 1, pos2, val);
            printf("%d\n", count);
        } else {
            scanf("%d %d", &pos1, &val);
            process_update(pos1 - 1, val);
        }
    }
}

int main() {
    read_array();
    process_ops();

    return 0;
}

```

## D.3 Problema Holes (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 100'000;
// Preferăm blocuri puțin mai mari deoarece actualizările au *cache locality*,
// pe cînd interogările sar mai mult.
const int BUCKET_SIZE = 1'000;
const int OP_UPDATE = 0;

struct hole {
    int power;
    int last; // ultima destinație din același bloc
    int jumps; // numărul de salturi pînă la last
};

hole h[MAX_N + 1];
int n, num_queries;

void read_data() {
    scanf("%d %d", &n, &num_queries);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        scanf("%d", &h[i].power);
    }
}

int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

// Actualizează găurile de la începutul blocului pînă la pos inclusiv.
void update_bucket_of(int pos) {
    int start = pos / BUCKET_SIZE * BUCKET_SIZE;
    int end = min(start + BUCKET_SIZE, n);
    for (int i = pos; i >= start; i--) {
        int dest = i + h[i].power;
        if (dest < end) {
            h[i].last = h[dest].last;
            h[i].jumps = h[dest].jumps + 1;
        } else {
            h[i].last = i;
            h[i].jumps = 0;
        }
    }
}

void init_buckets() {
    for (int start = 0; start < n; start += BUCKET_SIZE) {
        int end = min(start + BUCKET_SIZE - 1, n - 1);
        update_bucket_of(end);
    }
}
```

```

}

void query(int pos, int* last, int* count) {
    *count = 0;

    do {
        *count += h[pos].jumps + 1;
        *last = h[pos].last;
        pos = *last + h[*last].power;
    } while (pos < n);
}

void process_queries() {
    while (num_queries--) {
        int type, a;
        scanf("%d %d", &type, &a);
        a--;

        if (type == OP_UPDATE) {
            int power;
            scanf("%d", &power);
            h[a].power = power;
            update_bucket_of(a);
        } else {
            int last, num_jumps;
            query(a, &last, &num_jumps);
            printf("%d %d\n", 1 + last, num_jumps);
        }
    }
}

int main() {
    read_data();
    init_buckets();
    process_queries();

    return 0;
}

```

## D.4 Problema Piezișă (Baraj ONI 2022)

◀ [înapoi](#)

Sursă forță brută ([versiune online](#)).

```

#include <algorithm>
#include <stdio.h>

```

```

#define MAX_N 500000
#define INFINITY (MAX_N + 1)
#define NONE -1

int v[MAX_N + 1]; // partial xor's
int pos[MAX_N + 1];
int first[MAX_N + 2];
int n, distinct;

int max(int x, int y) {
    return (x > y) ? x : y;
}

// Returnează cea mai din dreapta apariție a lui val pe poziția p sau înainte,
// sau NONE dacă val nu apare pe poziția p sau înainte.
int rightmost(int val, int p) {
    int l = first[val], r = first[val + 1]; // [l, r)
    while (r - l > 1) {
        int m = (l + r) >> 1;
        if (pos[m] > p) {
            r = m;
        } else {
            l = m;
        }
    }
}

// Caz special: p < orice poziție unde apare val. Căutarea binară normală ar
// returna pos[l].
return (pos[l] <= p) ? pos[l] : NONE;
}

int main() {
    FILE* fin = fopen("piezisa.in", "r");
    FILE* fout = fopen("piezisa.out", "w");
    fscanf(fin, "%d", &n);

    // Citește datele și calculează xor-uri parțiale.
    v[0] = 0;
    for (int i = 1; i <= n; i++) {
        int x;
        fscanf(fin, "%d", &x);
        v[i] = v[i - 1] ^ x;
    }

    // Sortează pozițiile după valoarea xor parțială, apoi după poziție.
    for (int i = 0; i <= n; i++) {
        pos[i] = i;
    }
    std::sort(pos, pos + n + 1, [](int a, int b) {
        return (v[a] < v[b]) || ((v[a] == v[b]) && (a < b));
    });
}

```

```

});

// Renumerotează valorile începînd cu n; colectează pozițiile.
int from = -1;
distinct = 0;
for (int i = 0; i <= n; i++) {
    if (v[pos[i]] != from) {
        from = v[pos[i]];
        first[distinct++] = i;
    }
    v[pos[i]] = distinct - 1;
}
first[distinct] = n + 1;
// Acum pos[first[i]...first[i+1]] conține o listă ordonată cu pozițiile
// aparițiilor valorii i.

int num_queries;
fscanf(fin, "%d", &num_queries);
while (num_queries--) {
    int l, r;
    fscanf(fin, "%d %d", &l, &r);
    r++;

    int end = r, best = INFINITY;
    // cit timp avem loc să avansăm și sperăm să îmbunătățim soluția existentă
    while ((end <= n) && (end - l < best)) {
        int start = rightmost(v[end], l);
        if ((start != NONE) && (end - start < best)) {
            best = end - start;
        }
        end++;
    }

    fprintf(fout, "%d\n", (best == INFINITY) ? NONE : best);
}

fclose(fin);
fclose(fout);

return 0;
}

```

Sursă cu metoda 1 ([versiune online](#)).

```

#include <algorithm>
#include <math.h>
#include <stdio.h>

```

```

const int MAX_BUCKETS = 354;

```

```
const int MAX_BUCKET_SIZE = 1416;
const int MAX_N = MAX_BUCKETS * MAX_BUCKET_SIZE;
const int MAX_Q = 500000;
const int INF = MAX_N + 1;
const int NONE = -1;

struct query {
    int l, r, orig_index;
};

int v[MAX_N + 1]; // xor-uri parțiale
int pos[MAX_N + 1];
int ptr[MAX_N + 1];
int last[MAX_N + 1];
int best[MAX_BUCKETS];

query q[MAX_Q];
// Logic ar trebui stocat în query.answer, dar astfel evităm o sortare.
int answer[MAX_Q];

int n, num_queries;
int bs, nb;

void read_array() {
    scanf("%d", &n);

    v[0] = 0;
    for (int i = 1; i <= n; i++) {
        scanf("%d", &v[i]);
        v[i] ^= v[i - 1];
    }
}

void read_queries() {
    scanf("%d", &num_queries);
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        scanf("%d %d", &q[i].l, &q[i].r);
        q[i].r++;
        q[i].orig_index = i;
    }
}

void sort_queries() {
    std::sort(q, q + num_queries, [](query a, query b) {
        return (a.l < b.l);
    });
}

void sort_positions() {
    for (int i = 0; i <= n; i++) {
```

```

    pos[i] = i;
}
std::sort(pos, pos + n + 1, [](int a, int b) {
    return (v[a] < v[b]) || ((v[a] == v[b]) && (a > b));
});
}

void preprocess_values() {
    nb = 0.5 * sqrt(n + 1); // determinat experimental
    bs = n / nb + 1;

    sort_positions();

    // renumerează valorile de la 0; creează pointeri
    int prev = -1, distinct = 0;
    for (int i = 0; i <= n; i++) {
        if (v[pos[i]] == prev) {
            v[pos[i]] = distinct - 1;
            bool same_bucket = (pos[i] / bs == pos[i - 1] / bs);
            ptr[pos[i]] = same_bucket
                ? ptr[pos[i - 1]]
                : pos[i - 1];
        } else {
            // începi o serie nouă de la sfîrșitul vectorului
            prev = v[pos[i]];
            v[pos[i]] = distinct++;
            ptr[pos[i]] = NONE;
        }
    }
}

inline int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

int answer_query(int l, int r) {
    int result = INF;

    // procedează incremental pînă la blocul următor
    int b = r / bs + 1, boundary = min(b * bs, n + 1);
    while (r < boundary) {
        result = min(result, r - last[v[r]]);
        r++;
    }

    // procedează bloc cu bloc restul vectorului
    while (b < nb) {
        result = min(result, best[b++]);
    }
}

```

```
    return (result == INF) ? NONE : result;
}

void scan() {
    for (int i = 0; i <= n; i++) {
        last[i] = -INF;
    }
    for (int i = 0; i < nb; i++) {
        best[i] = INF;
    }

    int qi = 0;
    for (int l = 0; l <= n; l++) {
        // actualizează-l pe last
        last[v[l]] = l;

        // actualizează-l pe best
        for (int i = ptr[l]; i != NONE; i = ptr[i]) {
            int b = i / bs;
            best[b] = min(best[b], i - l);
        }

        // răspunde la interogările care încep la l
        while (qi < num_queries && q[qi].l == l) {
            answer[q[qi].orig_index] = answer_query(q[qi].l, q[qi].r);
            qi++;
        }
    }
}

void write_answers() {
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        printf("%d\n", answer[i]);
    }
}

int main() {
    read_array();
    read_queries();
    sort_queries();
    preprocess_values();
    scan();
    write_answers();

    return 0;
}
```

---

Sursă cu metoda 2 ([versiune online](#)).



```

// Rescrisă după https://infoarena.ro/job_detail/3032904
//
// Complexitate:  $O((N + Q) \sqrt{N})$ .
#include <algorithm>
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 500'000;
const int BLOCK_SIZE = 700;
const int NUM_BLOCKS = MAX_N / BLOCK_SIZE + 1;
const int MAX_Q = 500'000;
const int INFINITY = 1'000'000;
const int NONE = -1;

struct query {
    int l, r;
    int orig_index;
    int block;
};

int v[MAX_N + 1];
query q[MAX_Q];
int left[MAX_N + 1], right[MAX_N + 1];
int* pos = left; // folosit inițial pentru normalizare;

// Logic ar trebui stocat în query.answer, dar astfel evităm o sortare.
int answer[MAX_Q];

int n, num_queries, max_value;

void read_array() {
    scanf("%d", &n);

    v[0] = 0;
    for (int i = 1; i <= n; i++) {
        scanf("%d", &v[i]);
        v[i] ^= v[i - 1];
    }
}

void read_queries() {
    scanf("%d", &num_queries);
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        scanf("%d %d", &q[i].l, &q[i].r);
        q[i].l++;
        q[i].r++; // interval închis, indexat de la 1
        q[i].orig_index = i;
        q[i].block = q[i].l / BLOCK_SIZE;
    }
}

```

```

void normalize_array() {
    for (int i = 1; i <= n; i++) {
        pos[i] = i;
    }
    std::sort(pos + 1, pos + n + 1, [](int a, int b) {
        return v[a] < v[b];
    });

    int prev = NONE;
    max_value = NONE;
    for (int i = 0; i <= n; i++) {
        if (v[pos[i]] != prev) {
            max_value++;
        }
        prev = v[pos[i]];
        v[pos[i]] = max_value;
    }
}

void sort_queries_by_left_block() {
    std::sort(q, q + num_queries, [](query a, query b) {
        return (a.block < b.block) ||
            ((a.block == b.block) && (a.r > b.r));
    });
}

void init_left() {
    for (int i = 0; i <= max_value; i++) {
        left[i] = -INFINITY;
    }
}

void init_right() {
    for (int i = 0; i <= max_value; i++) {
        right[i] = +INFINITY;
    }
}

int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

void answer_query(query q, int closest_left_right) {
    int best = closest_left_right;
    for (int i = q.block * BLOCK_SIZE; i < q.l; i++) {
        best = min(best, right[v[i]] - i);
    }

    answer[q.orig_index] = (best > n) ? NONE : best;
}

```

```

}

int answer_queries_in_block(int block, int q_index) {
    init_right();
    int ptr = n + 1;
    int closest_left_right = INFINITY;
    while ((q_index < num_queries) && (q[q_index].block == block)) {
        while (ptr > q[q_index].r) {
            --ptr;
            right[v[ptr]] = ptr;
            int dist = ptr - left[v[ptr]];
            closest_left_right = min(closest_left_right, dist);
        }
        answer_query(q[q_index], closest_left_right);
        q_index++;
    }

    return q_index;
}

void update_left(int block) {
    int start = block * BLOCK_SIZE;
    int end = min(start + BLOCK_SIZE - 1, n);
    for (int i = start; i <= end; i++) {
        left[v[i]] = i;
    }
}

void scan_blocks() {
    init_left();
    int q_index = 0;

    int last_block = n / BLOCK_SIZE;
    for (int b = 0; b <= last_block; b++) {
        q_index = answer_queries_in_block(b, q_index);
        update_left(b);
    }
}

void write_answers() {
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        printf("%d\n", answer[i]);
    }
}

int main() {
    read_array();
    read_queries();
    normalize_array();
    sort_queries_by_left_block();
}

```

```
scan_blocks();

write_answers();

return 0;
}
```

---

## D.5 Problema Serega and Fun (Codeforces)

◀ înapoi

Sursă cu deque ([versiune online](#)).

---

```
#include <deque>
#include <stdio.h>
#include <unordered_map>

const int MAX_N = 100'000;
const int BUCKET_SIZE = 2'000;
const int MAX_BUCKETS = (MAX_N - 1) / BUCKET_SIZE + 1;
const int TYPE_ROTATE = 1;
const int TYPE_COUNT = 2;

struct freq {
    std::unordered_map<int, short> map;

    void add(int val) {
        map[val]++;
    }

    void remove(int val) {
        auto it = map.find(val);
        if (it->second == 1) {
            map.erase(it);
        } else {
            it->second--;
        }
    }

    int count(int val) {
        auto it = map.find(val);
        return (it == map.end()) ? 0 : it->second;
    }
};

struct bucket {
    freq f;
```

```

std::deque<int> deq;

void push(int val) {
    deq.push_back(val);
    f.add(val);
}

void set(int pos, int val) {
    f.remove(deq[pos]);
    deq[pos] = val;
    f.add(val);
}

int shift(int val) {
    deq.push_front(val);
    f.add(val);
    int last = deq.back();
    deq.pop_back();
    f.remove(last);
    return last;
}

void rotate(int l, int r) {
    int val = deq[r];
    deq.erase(deq.begin() + r);
    deq.insert(deq.begin() + l, val);
}

int remove(int pos) {
    int val = deq[pos];
    f.remove(val);
    deq.erase(deq.begin() + pos);
    return val;
}

int remove_last() {
    return remove(BUCKET_SIZE - 1);
}

void insert(int pos, int val) {
    deq.insert(deq.begin() + pos, val);
    f.add(val);
}

void insert_first(int val) {
    insert(0, val);
}

int partial_count(int l, int r, int k) {
    int result = 0;

```

```

    while (l <= r) {
        result += (deq[l++] == k);
    }
    return result;
}

int prefix_count(int pos, int k) {
    return partial_count(0, pos, k);
}

int suffix_count(int pos, int k) {
    return partial_count(pos, BUCKET_SIZE - 1, k);
}

};

bucket buck[MAX_BUCKETS];
int n, num_ops;
int last_answer;

void read_data() {
    scanf("%d", &n);

    for (int i = 0; i < n; i++) {
        int x;
        scanf("%d", &x);
        buck[i / BUCKET_SIZE].push(x);
    }

    scanf("%d", &num_ops);
}

int bucket_count(int l, int r, int k) {
    int result = 0;
    while (l < r) {
        result += buck[l++].f.count(k);
    }
    return result;
}

void process_count_op(int l, int r, int k) {
    int bl = l / BUCKET_SIZE, offset_l = l % BUCKET_SIZE;
    int br = r / BUCKET_SIZE, offset_r = r % BUCKET_SIZE;
    if (bl == br) {
        last_answer = buck[bl].partial_count(offset_l, offset_r, k);
    } else {
        last_answer =
            buck[bl].suffix_count(offset_l, k) +
            bucket_count(bl + 1, br, k) +
            buck[br].prefix_count(offset_r, k);
    }
}

```

```

}

printf("%d\n", last_answer);
}

void process_rotate_op(int l, int r) {
    int bl = l / BUCKET_SIZE, offset_l = l % BUCKET_SIZE;
    int br = r / BUCKET_SIZE, offset_r = r % BUCKET_SIZE;
    if (bl == br) {
        buck[bl].rotate(offset_l, offset_r);
    } else {
        int from_left = buck[bl].remove_last();
        for (int b = bl + 1; b < br; b++) {
            from_left = buck[b].shift(from_left);
        }
        int to_right = buck[br].remove(offset_r);
        buck[br].insert_first(from_left);
        buck[bl].insert(offset_l, to_right);
    }
}

int transform(int x) {
    return last_answer
        ? (x + last_answer - 1) % n + 1
        : x;
}

void process_ops() {
    while (num_ops--) {
        int type, l, r, k;
        scanf("%d %d %d", &type, &l, &r);
        l = transform(l) - 1;
        r = transform(r) - 1;
        if (l > r) {
            int tmp = l; l = r; r = tmp;
        }

        if (type == TYPE_COUNT) {
            scanf("%d", &k);
            k = transform(k);
            process_count_op(l, r, k);
        } else {
            process_rotate_op(l, r);
        }
    }
}

int main() {
    read_data();
    process_ops();
}

```

```
    return 0;
}
```

Sursă cu descompunere după poziții ([versiune online](#)).

```
#include <math.h>
#include <stdio.h>

const int MAX_BUCKETS = 160;
const int MAX_BUCKET_SIZE = 634;
const int MAX_N = MAX_BUCKETS * MAX_BUCKET_SIZE;
const int TYPE_ROTATE = 1;
const int TYPE_COUNT = 2;

typedef struct {
    short freq[MAX_N];
    int circ[MAX_BUCKET_SIZE];
    int start;
} bucket;

bucket buck[MAX_BUCKETS];
int modulo[2 * MAX_BUCKET_SIZE];
int bs; // bucket size
int n, numOps;
int lastAnswer;

void initBuckets() {
    bs = 2 * sqrt(n);

    for (int i = 0; i < 2 * bs; i++) {
        modulo[i] = i % bs;
    }
}

void bucketSetInitial(int pos, int val) {
    buck[pos / bs].circ[pos % bs] = val;
    buck[pos / bs].freq[val]++;
}

void readInputData() {
    scanf("%d", &n);
    initBuckets();

    for (int i = 0; i < n; i++) {
        int x;
        scanf("%d", &x);
        bucketSetInitial(i, x);
    }
}
```



```

    scanf("%d", &numOps);
}

int realPos(int b, int pos) {
    return modulo[pos + buck[b].start];
}

int next(int pos) {
    return modulo[pos + 1];
}

int prev(int pos) {
    return modulo[pos + bs - 1];
}

void bucketSet(int b, int pos, int val) {
    bucket& g = buck[b];
    int realP = realPos(b, pos);
    int oldVal = g.circ[realP];
    g.circ[realP] = val;
    g.freq[oldVal]--;
    g.freq[val]++;
}

int partialCount(int b, int l, int r, int k) {
    int realL = realPos(b, l);
    int realR = realPos(b, r);

    // Numără-l separat pe realR ca să îl putem folosi ca terminator de buclă.
    int result = (buck[b].circ[realR] == k);

    while (realL != realR) {
        result += (buck[b].circ[realL] == k);
        realL = next(realL);
    }
    return result;
}

int bucketCount(int l, int r, int k) {
    int result = 0;
    while (l < r) {
        result += buck[l++].freq[k];
    }
    return result;
}

void processCountOp(int l, int r, int k) {
    int bl = l / bs, br = r / bs;
    int lpos = l - bl * bs, rpos = r - br * bs;

```

```

if (bl == br) {
    lastAnswer = partialCount(bl, lpos, rpos, k);
} else {
    lastAnswer =
        partialCount(bl, lpos, bs - 1, k) +
        partialCount(br, 0, rpos, k) +
        bucketCount(bl + 1, br, k);
}

printf("%d\n", lastAnswer);
}

int partialRotate(int b, int l, int r) {
    int *v = buck[b].circ;
    int realL = realPos(b, l);
    int realR = realPos(b, r);
    int prevR = prev(realR);
    int save = v[realR];

    while (realR != realL) {
        v[realR] = v[prevR];
        realR = prevR;
        prevR = prev(realR);
    }

    v[realL] = save;
    return save;
}

int bucketRotate(int b) {
    bucket& g = buck[b];
    g.start = prev(g.start);
    return g.circ[g.start];
}

void processRotateOp(int l, int r) {
    int bl = l / bs, br = r / bs;
    int lpos = l - bl * bs, rpos = r - br * bs;
    if (bl == br) {
        partialRotate(bl, lpos, rpos);
    } else {
        int fromLeft = partialRotate(bl, lpos, bs - 1);
        for (int b = bl + 1; b < br; b++) {
            int toRight = bucketRotate(b);
            bucketSet(b, 0, fromLeft);
            fromLeft = toRight;
        }
        int toRight = partialRotate(br, 0, rpos);
        bucketSet(br, 0, fromLeft);
        bucketSet(bl, lpos, toRight);
    }
}

```

```

    }
}

int transform(int x) {
    return lastAnswer
        ? (x + lastAnswer - 1) % n + 1
        : x;
}

void processOps() {
    while (numOps--) {
        int type, l, r, k;
        scanf("%d %d %d", &type, &l, &r);
        l = transform(l) - 1;
        r = transform(r) - 1;
        if (l > r) {
            int tmp = l; l = r; r = tmp;
        }

        if (type == TYPE_COUNT) {
            scanf("%d", &k);
            k = transform(k);
            processCountOp(l, r, k);
        } else {
            processRotateOp(l, r);
        }
    }
}

int main() {
    readInputData();
    processOps();

    return 0;
}

```

Sursă cu descompunere după operații ([versiune online](#)).

```

#include <math.h>
#include <stdio.h>

const int MAX_BUCKETS = 160;
const int MAX_BUCKET_SIZE = 634;
const int OVERFLOW_FACTOR = 2;
const int MAX_N = MAX_BUCKETS * MAX_BUCKET_SIZE;
const int TYPE_ROTATE = 1;
const int TYPE_COUNT = 2;

struct bucket {

```

```
short freq[MAX_N];
int data[OVERFLOW_FACTOR * MAX_BUCKET_SIZE];
int size;

void append(int x) {
    data[size++] = x;
    freq[x]++;
}

// Returnează numărul de elemente vărsate. Golește data, size și freq.
int empty(int* dest) {
    for (int i = 0; i < size; i++) {
        dest[i] = data[i];
        freq[data[i]]--;
    }
    int old_size = size;
    size = 0;

    return old_size;
}

int partial_count(int l, int r, int val) {
    int cnt = 0;
    while (l <= r) {
        cnt += (data[l++] == val);
    }

    return cnt;
}

int prefix_count(int pos, int val) {
    return partial_count(0, pos, val);
}

int suffix_count(int pos, int val) {
    return partial_count(pos, size - 1, val);
}

void insert(int pos, int val) {
    freq[val]++;
    size++;
    for (int i = size - 1; i > pos; i--) {
        data[i] = data[i - 1];
    }
    data[pos] = val;
}

int remove(int pos) {
    int result = data[pos];
    freq[result]--;
```

```

    for (int i = pos; i < size - 1; i++) {
        data[i] = data[i + 1];
    }
    size--;

    return result;
}
};

bucket buck[MAX_BUCKETS];
int naive[MAX_N];
int bs, nb; // mărimea blocului, numărul de blocuri
int n;
int last_answer;

// Stochează informații despre blocul în care se află un indice real.
struct bucket_info {
    int b; // numărul blocului
    int start; // indicele primului element din bloc
    int offset; // offset-ul indicelui dat față de start

    void find_next_bucket(int index) {
        while (start + buck[b].size <= index) {
            start += buck[b++].size;
        }
        offset = index - start;
    }
};

int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

void distribute_buckets() {
    // Evită O(n) împărțiri deoarece vom rula acest cod de O(sqrt(n)) ori.
    for (int b = 0; b < nb; b++) {
        int start = b * bs;
        int end = min(start + bs, n);
        for (int i = start; i < end; i++) {
            buck[b].append(naive[i]);
        }
    }
}

void collect_buckets() {
    int ptr = 0;
    for (int i = 0; i < nb; i++) {
        ptr += buck[i].empty(&naive[ptr]);
    }
}

```

```
void read_data() {
    scanf("%d", &n);

    for (int i = 0; i < n; i++) {
        scanf("%d", &naive[i]);
    }
}

void init_buckets() {
    bs = 2 * sqrt(n);
    nb = (n - 1) / bs + 1;
    distribute_buckets();
}

int cross_bucket_count(int l, int r, int k) {
    int result = 0;
    while (l < r) {
        result += buck[l++].freq[k];
    }
    return result;
}

// [l, r] inclusiv
void process_count_op(int l, int r, int k) {
    bucket_info bl = { 0, 0, 0 };
    bl.find_next_bucket(l);
    bucket_info br = bl;
    br.find_next_bucket(r);

    if (bl.b == br.b) {
        last_answer = buck[bl.b].partial_count(bl.offset, br.offset, k);
    } else {
        last_answer =
            buck[bl.b].suffix_count(bl.offset, k) +
            buck[br.b].prefix_count(br.offset, k) +
            cross_bucket_count(bl.b + 1, br.b, k);
    }

    printf("%d\n", last_answer);
}

void process_rotate_op(int l, int r) {
    bucket_info bl = { 0, 0, 0 };
    bl.find_next_bucket(l);
    bucket_info br = bl;
    br.find_next_bucket(r);

    int x = buck[br.b].remove(br.offset);
    buck[bl.b].insert(bl.offset, x);
}
```

```

    if (buck[b1.b].size == OVERFLOW_FACTOR * bs) {
        collect_buckets();
        distribute_buckets();
    }
}

int transform(int x) {
    return last_answer
        ? (x + last_answer - 1) % n + 1
        : x;
}

void process_ops() {
    int num_ops;
    scanf("%d", &num_ops);

    while (num_ops--) {
        int type, l, r, k;
        scanf("%d %d %d", &type, &l, &r);
        l = transform(l) - 1;
        r = transform(r) - 1;
        if (l > r) {
            int tmp = l; l = r; r = tmp;
        }

        if (type == TYPE_COUNT) {
            scanf("%d", &k);
            k = transform(k);
            process_count_op(l, r, k);
        } else {
            process_rotate_op(l, r);
        }
    }
}

int main() {
    read_data();
    init_buckets();
    process_ops();

    return 0;
}

```

## D.6 Problema Time to Raid Cowavans (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
// Complexitate:  $O((q + n) \sqrt{n})$ .
#include <algorithm>
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 300'000;
const int MAX_Q = 300'000;
const int PREPROCESS_LIMIT = 547;

struct query {
    int id, first, step;
};

int w[MAX_N + 1];
long long prep[MAX_N + 1];
query q[MAX_Q];
long long answer[MAX_Q];
int n, num_queries;

void read_data() {
    scanf("%d", &n);
    for (int i = 1; i <= n; i++) {
        scanf("%d", &w[i]);
    }
    scanf("%d", &num_queries);
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        scanf("%d %d", &q[i].first, &q[i].step);
        q[i].id = i;
    }
}

void sort_queries() {
    std::sort(q, q + num_queries, [](query a, query b) {
        return a.step < b.step;
    });
}

long long naive_prog_sum(int first, int step) {
    long long sum = 0;
    for (int i = first; i <= n; i += step) {
        sum += w[i];
    }
    return sum;
}

void preprocess(int step) {
    for (int i = n; (i > n - step) && (i >= 1); i--) {
        prep[i] = w[i];
    }
    for (int i = n - step; i >= 1; i--) {
```



```

    prep[i] = w[i] + prep[i + step];
}
}

void process_queries() {
    sort_queries();
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        if (q[i].step > PREPROCESS_LIMIT) {
            answer[q[i].id] = naive_prog_sum(q[i].first, q[i].step);
        } else {
            if (!i || (q[i].step != q[i - 1].step)) {
                preprocess(q[i].step);
            }
            answer[q[i].id] = prep[q[i].first];
        }
    }
}

void write_answers() {
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        printf("%lld\n", answer[i]);
    }
}

int main() {
    read_data();
    process_queries();
    write_answers();

    return 0;
}

```

## D.7 Problema Sandor (Baraj ONI 2025)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

// Complexitate  $O(N \sqrt{N})$ , provenită din 3 for-uri imbricate a câte
//  $O(\sqrt{N})$  iterații.
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 400'000;
const int MAX_WEIGHT = 800'000;

struct run {
    int val, cnt;
};

run r[MAX_N];

```

```

// jump[w] este obiectul maxim care nu depășește greutatea w. Mai exact,
// jump[w] este cel mai mic i a.î r[i].val ≤ w
int jump[MAX_WEIGHT + 1];
long long sol[MAX_WEIGHT + 1];
int task, n, num_runs, capacity;

int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

void read_data() {
    FILE* f = fopen("sandor.in", "r");
    int x;

    fscanf(f, "%d %d %d", &task, &n, &capacity);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        fscanf(f, "%d", &x);
        if (num_runs && (x == r[num_runs - 1].val)) {
            r[num_runs - 1].cnt++;
        } else {
            r[num_runs++] = { x, 1 };
        }
    }

    fclose(f);
}

void compute_jumps() {
    int i = 0;
    for (int w = MAX_WEIGHT; w >= 0; w--) {
        while ((i < num_runs) && (r[i].val > w)) {
            i++;
        }
        jump[w] = i;
    }
}

// Rulează algoritmul lui Sandor pentru capacitatea dată. Returnează greutatea
// acumulată.
int do_the_sandor(int start, int capacity) {
    int c = capacity;
    int i = start;

    while (i < num_runs) {
        int taken = min(c / r[i].val, r[i].cnt);
        c -= taken * r[i].val;
        // Dacă din c = 100 am luat 2 * r[i].val = 20, fiindcă atitea erau, nu are
        // sens să continui de la 80. Următorul număr poate fi doar 9 sau mai mic.
        i = jump[min(c, r[i].val - 1)];
    }
}

```

```

    return capacity - c;
}

// Presupunînd că am tăiat deja două obiecte înainte de start și am obținut
// greutatea weight_so_far, rulează Sandor simplu pe restul vectorului și
// adaugă rezultatul la soluție.
void cut_0(int start, int weight_so_far, long long multiplier) {
    int s = do_the_sandor(start, capacity - weight_so_far);
    sol[weight_so_far + s] += multiplier;
}

// Presupunînd că am tăiat deja un obiect înainte de start și am obținut
// greutatea weight_so_far, și că de la poziția start începînd mai am num_num
// obiecte, încearcă să elimini cîte un obiect în toate modurile posibile.
//
// Observăm că, dacă tăiem alt obiect decît cele pe care le-ar pune Sandor în
// rucsac, vom obține aceeași sumă ca și pe vectorul nemodificat.
void cut_1(int start, int weight_so_far, int num_num, long long multiplier) {
    int c = capacity - weight_so_far;
    int i = start;

    while (i < num_runs) {
        int taken = min(c / r[i].val, r[i].cnt);
        if (taken == r[i].cnt) {
            num_num -= taken;
            int all_but_one = (taken - 1) * r[i].val;
            cut_0(i + 1, weight_so_far + all_but_one, multiplier * taken);
        }
        weight_so_far += taken * r[i].val;
        c -= taken * r[i].val;
        i = jump[min(c, r[i].val - 1)];
    }

    // Toate numerele pe care nu le-am tăiat explicit merg pe soluția originală,
    // care duce la sumă weight_so_far.
    sol[weight_so_far] += multiplier * num_num;
}

// Pentru bucla exterioară este important să obținem tot complexitate
// O(sqrt N). De aceea, considerăm simultan fiecare grupă de obiecte
// consecutive NEincluse în rucsac.
void cut_2() {
    long long multiplier = 0;
    int weight_so_far = 0;
    int c = capacity;
    int num_right = n;

    for (int i = 0; i < num_runs; i++) {
        if (r[i].val > c) {

```

```

    multiplier += r[i].cnt;
} else {
    int cnt = r[i].cnt;
    // Taie două obiecte dinainte de i. Rămân 0 de tăiat.
    cut_0(i, weight_so_far, multiplier * (multiplier - 1) / 2);

    // Taie un obiect dinainte de i. Rămîne unul de tăiat.
    cut_1(i, weight_so_far, num_right, multiplier);

    // Taie două obiecte din grupa i. În rest, pune în rucsac ce se poate.
    if (r[i].cnt >= 2) {
        int taken = min(c / r[i].val, r[i].cnt - 2);
        cut_0(i + 1, weight_so_far + taken * r[i].val, cnt * (cnt - 1) / 2);
    }

    // Taie un obiect din grupa i. În rest, pune în rucsac ce se poate.
    int taken = min(c / r[i].val, r[i].cnt - 1);
    cut_1(i + 1, weight_so_far + taken * r[i].val, num_right - r[i].cnt, cnt);

    // Nu tăia nimic, bagă în rucsac.
    taken = min(c / r[i].val, r[i].cnt);
    c -= taken * r[i].val;
    weight_so_far += taken * r[i].val;

    multiplier = 0;
}

num_right -= r[i].cnt;
}

// Nu mai putem băga nimic în rucsac, dar din ultimele @multiplier obiecte
// trebuie să tăiem două.
sol[weight_so_far] += multiplier * (multiplier - 1) / 2;
}

void write_solution() {
    FILE* f = fopen("sandor.out", "w");
    for (int i = 0; i <= capacity; i++) {
        fprintf(f, "%lld ", sol[i]);
    }
    fprintf(f, "\n");
    fclose(f);
}

int main() {
    read_data();
    compute_jumps();

    if (task == 1) {
        cut_1(0, 0, n, 1);
    }
}

```

```

} else {
    cut_2();
}

write_solution();

return 0;
}

```

## D.8 Problema Puzzle-bila (Lot 2025)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

// Complexitate:  $O(n \cdot m \cdot \sqrt{m} + n \cdot m \cdot \log(m))$ .
#include <stdio.h>

const int MAX_COLS = 50'000;
const int MAX_LOG = 16;
const int MAX_DISTINCT_LENGTHS = 320;
const int INFTY = 2'000'000;
const int NONE = -1;

int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

int log2(int x) {
    return 31 - __builtin_clz(x);
}

struct sparse_table {
    int v[MAX_LOG][MAX_COLS];
    int n;

    void build(int* src, int n, bool with_shifts) {
        for (int i = 0; i < n; i++) {
            v[0][i] = with_shifts ? (src[i] - i) : src[i];
        }
        for (int p = 1; (1 << p) <= n; p++) {
            for (int i = 0; i <= n - (1 << p); i++) {
                v[p][i] = min(v[p - 1][i], v[p - 1][i + (1 << (p - 1))]);
            }
        }
    }

    int range_min(int l, int r) {
        l = (l < 0) ? 0 : l;
        if (l > r) {

```

```

        return INFTY;
    }
    int row = log2(r - 1 + 1);
    return min(v[row][1], v[row][r - (1 << row) + 1]);
}
};

sparse_table st, st_shift;
bool row[MAX_COLS];
int prev1[MAX_COLS];
int distinct_len[MAX_DISTINCT_LENGTHS], num_lengths;
int dp[MAX_COLS];
int end[MAX_COLS + 1]; // coloana pe care se termină ultima fereastră de lățime l
int num_rows, num_cols;

void read_size() {
    scanf("%d %d ", &num_rows, &num_cols);
}

void read_row() {
    for (int c = 0; c < num_cols; c++) {
        row[c] = getchar() - '0';
    }
    getchar();
}

void init_all() {
    dp[0] = 0;
    for (int c = 1; c < num_cols; c++) {
        dp[c] = INFTY;
    }

    for (int l = 0; l <= num_cols; l++) {
        end[l] = NONE;
    }
}

void compute_prev1() {
    prev1[0] = row[0] ? 0 : -1;
    for (int c = 1; c < num_cols; c++) {
        prev1[c] = row[c] ? c : prev1[c - 1];
    }
}

void add_length(int len, int end_col) {
    if (len && (end[len] == NONE)) {
        distinct_len[num_lengths++] = len;
    }
    end[len] = end_col;
}

```

```

void reset_distinct_lengths() {
    while (num_lengths) {
        end[distinct_len[--num_lengths]] = NONE;
    }
}

// Adu ferestre de zerouri din stînga, deja închise, aliniindu-le cu col.
void slide_windows_right(int col) {
    dp[col] = INFTY;
    for (int i = 0; i < num_lengths; i++) {
        int len = distinct_len[i];
        int cost = st.range_min(col - len + 1, col) + (col - end[len]);
        dp[col] = min(dp[col], cost);
    }
}

// Adu ferestre de zerouri din dreapta, deja închise, aliniindu-le cu col.
void slide_windows_left(int col) {
    for (int i = 0; i < num_lengths; i++) {
        int len = distinct_len[i];
        int cost = st_shift.range_min(col - len + 1, col) + end[len] - len + 1;
        dp[col] = min(dp[col], cost);
    }
}

void slide_current_window(int col, int r_len) {
    if (!row[col]) {
        int l = 1 + prevl[col];
        int r = col + r_len - 1;
        int len = r - l + 1;
        dp[col] = min(dp[col], st.range_min(l, col));
        int cost_r = st_shift.range_min(col - len + 1, l - 1) + 1;
        dp[col] = min(dp[col], cost_r);
    }
}

void scan_left_to_right() {
    reset_distinct_lengths();

    int cur_len = 0;
    for (int c = 0; c < num_cols; c++) {
        if (row[c]) {
            add_length(cur_len, c - 1);
            cur_len = 0;
        } else {
            cur_len++;
        }
        slide_windows_right(c);
    }
}

```

```
}

void scan_right_to_left() {
    reset_distinct_lengths();

    int cur_len = 0;
    for (int c = num_cols - 1; c >= 0; c--) {
        if (row[c]) {
            add_length(cur_len, c + cur_len);
            cur_len = 0;
        } else {
            cur_len++;
        }
        slide_windows_left(c);
        slide_current_window(c, cur_len);
    }
}

void process_rows() {
    init_all();
    for (int r = 0; r < num_rows; r++) {
        read_row();
        compute_prev1();
        st.build(dp, num_cols, false);
        st_shift.build(dp, num_cols, true);
        scan_left_to_right();
        scan_right_to_left();
    }
}

void write_result() {
    int res = dp[num_cols - 1];
    printf("%d\n", (res == INFTY) ? NONE : res);
}

int main() {
    read_size();
    process_rows();
    write_result();

    return 0;
}
```

---



# Anexa E

## Algoritmul lui Mo

### E.1 Problema Powerful Array (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <algorithm>
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 200'000;
const int BLOCK_SIZE = 300;
const int MAX_QUERIES = 200'000;
const int MAX_VAL = 1'000'000;

typedef unsigned long long u64;

struct query {
    int l, r;
    int orig_index;
};

int v[MAX_N];
int f[MAX_VAL + 1];
u64 power;
query q[MAX_QUERIES];
u64 answer[MAX_QUERIES]; // separat de q[] ca să evităm o sortare la final
int n, num_queries;

void read_data() {
    scanf("%d %d", &n, &num_queries);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        scanf("%d", &v[i]);
    }
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        int l, r;
        scanf("%d %d", &l, &r);
    }
}
```

```

    q[i].l = l - 1;
    q[i].r = r - 1;
    q[i].orig_index = i;
}
}

void sort_queries_by_left_block() {
    std::sort(q, q + num_queries, [](query a, query b) {
        int x = a.l / BLOCK_SIZE, y = b.l / BLOCK_SIZE;
        if (x != y) {
            return (x < y);
        } else if (x % 2) {
            return a.r > b.r;
        } else {
            return a.r < b.r;
        }
    });
}

void add(int pos) {
    f[v[pos]]++;
    power += (u64)v[pos] * (2 * f[v[pos]] - 1);
}

void remove(int pos) {
    f[v[pos]]--;
    power -= (u64)v[pos] * (2 * f[v[pos]] + 1);
}

void mo() {
    int l = 0, r = -1; // vid
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        while (l > q[i].l) {
            add(--l);
        }
        while (r < q[i].r) {
            add(++r);
        }
        while (l < q[i].l) {
            remove(l++);
        }
        while (r > q[i].r) {
            remove(r--);
        }
        answer[q[i].orig_index] = power;
    }
}

void write_answers() {
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {

```

```

    printf("%llu\n", answer[i]);
}
}

int main() {
    read_data();
    sort_queries_by_left_block();
    mo();

    write_answers();

    return 0;
}

```

## E.2 Problema Most Frequent Value (SPOJ)

[◀ înapoi](#)

```

// Complexitate:  $O((n + q) \sqrt{n})$ .
#include <algorithm>
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 100'000;
const int BLOCK_SIZE = 316;
const int MAX_QUERIES = 100'000;
const int MAX_VAL = 100'000;

struct query {
    int l, r;
    int orig_index;
};

int v[MAX_N];
int f[MAX_VAL + 1];
int num_having_f[MAX_N + 1], max_f;
query q[MAX_QUERIES];
int answer[MAX_QUERIES];
int n, num_queries;

void read_data() {
    scanf("%d %d", &n, &num_queries);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        scanf("%d", &v[i]);
    }
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        scanf("%d %d", &q[i].l, &q[i].r);
        q[i].orig_index = i;
    }
}

```

```

}

void sort_queries_by_left_block() {
    std::sort(q, q + num_queries, [](query a, query b) {
        int x = a.l / BLOCK_SIZE, y = b.l / BLOCK_SIZE;
        if (x != y) {
            return (x < y);
        } else if (x % 2) {
            return a.r > b.r;
        } else {
            return a.r < b.r;
        }
    });
}

void add(int pos) {
    int x = ++f[v[pos]];
    num_having_f[x - 1]--;
    num_having_f[x]++;
    if (x > max_f) {
        max_f = f[v[pos]];
    }
}

void remove(int pos) {
    int x = --f[v[pos]];
    num_having_f[x + 1]--;
    num_having_f[x]++;
    if (num_having_f[max_f] == 0) {
        max_f--;
    }
}

void mo() {
    num_having_f[0] = n;
    int l = 0, r = -1; // vid
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        while (l > q[i].l) {
            add(--l);
        }
        while (r < q[i].r) {
            add(++r);
        }
        while (l < q[i].l) {
            remove(l++);
        }
        while (r > q[i].r) {
            remove(r--);
        }
        answer[q[i].orig_index] = max_f;
    }
}

```

```

    }
}

void write_answers() {
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        printf("%d\n", answer[i]);
    }
}

int main() {
    read_data();
    sort_queries_by_left_block();
    mo();

    write_answers();

    return 0;
}

```

## E.3 Problema RangeMode (Infoarena Cup 2013)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

// Complexitate:  $O((n + q) \sqrt{n})$ .
#include <algorithm>
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 100000;
const int BLOCK_SIZE = 316;
const int MAX_QUERIES = 100000;
const int MAX_VAL = 100000;

struct query {
    int l, r;
    int orig_index;
};

int v[MAX_N];
int f[MAX_VAL + 1]; // frecvențele elementelor
int right_ptr;      // poziția ultimului element adăugat în f
int right_best;     // răspunsul considerînd strict dreapta blocului curent
query q[MAX_QUERIES];
int answer[MAX_QUERIES];
int n, num_queries;

void read_data() {
    FILE* f = fopen("rangemode.in", "r");
    fscanf(f, "%d %d", &n, &num_queries);
}

```

```

for (int i = 0; i < n; i++) {
    fscanf(f, "%d", &v[i]);
}
for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
    int l, r;
    fscanf(f, "%d %d", &l, &r);
    q[i].l = l - 1;
    q[i].r = r - 1;
    q[i].orig_index = i;
}
fclose(f);
}

void sort_queries_by_left_block() {
    std::sort(q, q + num_queries, [](query a, query b) {
        int x = a.l / BLOCK_SIZE, y = b.l / BLOCK_SIZE;
        return (x < y) || ((x == y) && (a.r < b.r));
    });
}

int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

void clear_f() {
    for (int i = 0; i <= MAX_VAL; i++) {
        f[i] = 0;
    }
}

void optimize(int& best, int candidate) {
    if ((f[candidate] > f[best]) ||
        ((f[candidate] == f[best]) && (candidate < best))) {
        best = candidate;
    }
}

void extend_right(int until) {
    while (right_ptr < until) {
        int val = v[++right_ptr];
        f[val]++;
        optimize(right_best, val);
    }
}

int add_current_block(int l, int r) {
    int best = right_best;
    for (int i = l; i <= r; i++) {
        f[v[i]]++;
        optimize(best, v[i]);
    }
}

```

```

    }
    return best;
}

void remove_current_block(int l, int r) {
    for (int i = l; i <= r; i++) {
        f[v[i]]--;
    }
}

void process_query(query q, int last_element_in_block) {
    extend_right(q.r);

    // Interogarea nu trece neapărat în blocul următor. Poate fi complet
    // cuprinsă în blocul curent.
    int right = min(q.r, last_element_in_block);
    int best = add_current_block(q.l, right);
    answer[q.orig_index] = best;
    remove_current_block(q.l, right);
}

void scan_blocks() {
    int qi = 0;
    for (int start = 0; start < n; start += BLOCK_SIZE) {
        int end = start + BLOCK_SIZE;
        right_ptr = end - 1;
        right_best = 0;
        while ((qi < num_queries) && (q[qi].l < end)) {
            process_query(q[qi++], end - 1);
        }
        clear_f();
    }
}

void write_answers() {
    FILE* f = fopen("rangemode.out", "w");
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        fprintf(f, "%d\n", answer[i]);
    }
    fclose(f);
}

int main() {
    read_data();
    sort_queries_by_left_block();
    scan_blocks();

    write_answers();

    return 0;
}

```

```
}
```

---

## E.4 Problema Machine Learning (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <algorithm>
#include <stdio.h>
#include <unordered_map>

const int MAX_N = 100'000;
const int BLOCK_SIZE = 2'154; //  $n^{\{2/3\}}$ 
const int MAX_OPS = 100'000;

const int T_QUERY = 1;
const int T_UPDATE = 2;

struct query {
    int l, r, time, answer;
};

struct update {
    int pos, old_val, val, time;
};

int a[MAX_N];
query q[MAX_OPS];
update u[MAX_OPS];
int tmp[MAX_N + MAX_OPS];
int n, num_ops, num_queries, num_updates;

// Date specifice pentru Mo.
int f[MAX_N + MAX_OPS];
int num_having_f[MAX_N + MAX_OPS];

// Renumerotează valorile din vector și actualizările.
struct normalizer {
    std::unordered_map<int, int> map;

    int normalize(int x) {
        auto it = map.find(x);
        if (it == map.end()) {
            int result = 1 + map.size();
            map[x] = result;
            return result;
        } else {
            return it->second;
        }
    }
}
```



```

    }
};

normalizer norm;

void read_array() {
    scanf("%d %d", &n, &num_ops);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        int x;
        scanf("%d", &x);
        a[i] = norm.normalize(x);
    }
}

void read_ops() {
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        tmp[i] = a[i];
    }

    u[num_updates++] = { 0, 0, 0, 0 }; // santinelă stînga (t = 0)
    for (int t = 1; t <= num_ops; t++) {
        int type;
        scanf("%d", &type);
        if (type == T_QUERY) {
            int l, r;
            scanf("%d %d", &l, &r);
            q[num_queries++] = { l - 1, r - 1, t };
        } else {
            int pos, val;
            scanf("%d %d", &pos, &val);
            pos--;
            val = norm.normalize(val);
            u[num_updates++] = { pos, tmp[pos], val, t };
            tmp[pos] = val;
        }
    }
    u[num_updates++] = { 0, 0, 0, n + num_ops }; // santinelă dreapta (t = ∞)
}

void sort_queries() {
    std::sort(q, q + num_queries, [](query a, query b) {
        int x = a.l / BLOCK_SIZE, y = b.l / BLOCK_SIZE;
        if (x != y) {
            return (x < y);
        }

        x = a.r / BLOCK_SIZE, y = b.r / BLOCK_SIZE;
        if (x != y) {
            return (x < y);
        }
    });
}

```

```

    return a.time < b.time;
});
}

void change_frequency(int val, int delta) {
    num_having_f[f[val]]--;
    f[val] += delta;
    num_having_f[f[val]]++;
}

void add(int pos) {
    change_frequency(a[pos], +1);
}

void remove(int pos) {
    change_frequency(a[pos], -1);
}

void change_value(int l, int r, int pos, int val) {
    if ((pos >= l) && (pos <= r)) {
        change_frequency(a[pos], -1);
        change_frequency(val, +1);
    }
    a[pos] = val;
}

int get_mex() {
    int mex = 1;
    while (num_having_f[mex]) {
        mex++;
    }
    return mex;
}

void mo() {
    num_having_f[0] = n + num_updates; // ceva infinit
    int l = 0, r = -1, u_index = 1;
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        while (l > q[i].l) {
            add(--l);
        }
        while (r < q[i].r) {
            add(++r);
        }
        while (l < q[i].l) {
            remove(l++);
        }
        while (r > q[i].r) {
            remove(r--);
        }
    }
}

```

```

    }
    while (u[u_index].time < q[i].time) {
        change_value(l, r, u[u_index].pos, u[u_index].val);
        u_index++;
    }
    while (u[u_index - 1].time > q[i].time) {
        u_index--;
        change_value(l, r, u[u_index].pos, u[u_index].old_val);
    }
    q[i].answer = get_mex();
}
}

void sort_queries_by_time() {
    std::sort(q, q + num_queries, [](query a, query b) {
        return a.time < b.time;
    });
}

void write_answers() {
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        printf("%d\n", q[i].answer);
    }
}

int main() {
    read_array();
    read_ops();
    sort_queries();
    mo();
    sort_queries_by_time();
    write_answers();

    return 0;
}

```

# Anexa F

## Arbori - probleme esențiale

### F.1 Generator simplu de arbori aleatorii

[◀ înapoi](#)

```
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <sys/time.h>

int n, k;

void usage() {
    fprintf(stderr, "Apel: ./generator <n> <k>\n");
    fprintf(stderr, "\n");
    fprintf(stderr, "Generează un arbore cu n noduri și k căi.\n");
    exit(1);
}

void parse_command_line_args(int argc, char** argv) {
    if (argc != 3) {
        usage();
    }

    n = atoi(argv[1]);
    k = atoi(argv[2]);
}

void init_rng() {
    struct timeval time;
    gettimeofday(&time, NULL);
    srand(time.tv_usec);
}

int rand2(int min, int max) {
    return min + rand() % (max - min + 1);
}
```

```

}

int main(int argc, char** argv) {
    parse_command_line_args(argc, argv);
    init_rng();

    printf("%d %d\n", n, k);
    for (int i = 2; i <= n; i++) {
        printf("%d %d\n", i, rand2(1, i - 1));
    }
    for (int i = 0; i < k; i++) {
        printf("%d %d\n", rand2(1, n), rand2(1, n));
    }

    return 0;
}

```

## F.2 Generator avansat de arbori aleatorii

[◀ înapoi](#)

```

#include <assert.h>
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <sys/time.h>
#include <unistd.h>

#define MAX_N 1'000'000
#define NIL -1

int v[MAX_N], p[MAX_N];

void usage() {
    fprintf(stderr, "Apel: gen <n> <chain_length> <dense_node> <op_type> [...] \n");
    fprintf(stderr, "    op_type = 0: \n");
    fprintf(stderr, "        fără valori sau actualizări \n");
    fprintf(stderr, "    op_type = 1 <num_ops> <max_value>: \n");
    fprintf(stderr, "        valori inițiale, actualizări pe nod, interogări pe nod \n");
    fprintf(stderr, "    op_type = 2 <num_ops>: \n");
    fprintf(stderr, "        fără valori sau actualizări, cu interogări pe cale \n");
    _exit(1);
}

void shuffle(int* v, int n) {
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        int j = rand() % (i + 1);
        int tmp = v[i];
        v[i] = v[j];
    }
}

```

```

    v[j] = tmp;
}
}

void generate_tree(int n, int chain_length, int dense_node) {
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        v[i] = i;
        p[i] = NIL;
    }

    shuffle(v, n);

    // Înlănțuie nodurile [0, chain_length).
    for (int i = 1; i < chain_length; i++) {
        p[v[i]] = v[i - 1];
    }

    // Conectează nodurile [chain_length, n - dense_node) la noduri aleatorii
    // dinaintea lor.
    for (int i = chain_length; i < n - dense_node; i++) {
        p[v[i]] = v[rand() % i];
    }

    // Conectează nodurile [n - dense_node, n) de un același părinte.
    int parent = rand() % (n - dense_node);
    for (int i = n - dense_node; i < n; i++) {
        p[v[i]] = v[parent];
    }

    // Nu tipări muchiile chiar în ordinea asta.
    shuffle(v, n);

    printf("%d\n", n);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        int x = v[i], y = p[v[i]];
        if (y != NIL) {
            // Interschimbă aleatoriu fiul și părintele.
            if (rand() % 2) {
                int tmp = x;
                x = y;
                y = tmp;
            }
            printf("%d %d\n", 1 + x, 1 + y);
        }
    }
}

void generate_ops(int n, int num_ops, int max_value) {
    // Valorile inițiale.
    for (int i = 0; i < n; i++) {

```

```

    v[i] = rand() % (max_value + 1);
    printf("%d ", v[i]);
}
printf("\n");

printf("%d\n", num_ops);
while (num_ops--) {
    int u = rand() % n;
    if (rand() % 2) {
        // actualizare -- asigură-te că nu depășim max_value
        int delta = rand() % (max_value + 1) - v[u];
        v[u] += delta;
        printf("1 %d %d\n", 1 + u, delta);
    } else {
        // interogare
        printf("2 %d\n", 1 + u);
    }
}
}

void generate_lca_queries(int n, int num_ops) {
    // Generează perechi de noduri distincte.
    printf("%d\n", num_ops);
    while (num_ops--) {
        int u = rand() % n, v;
        do {
            v = rand() % n;
        } while (u == v);
        printf("%d %d\n", 1 + u, 1 + v);
    }
}

int main(int argc, char** argv) {
    if (argc < 5) {
        usage();
    }

    int n = atoi(argv[1]);
    int chain_length = atoi(argv[2]);
    int dense_node = atoi(argv[3]);
    int op_type = atoi(argv[4]);

    assert(chain_length + dense_node <= n);

    struct timeval time;
    gettimeofday(&time, NULL);
    srand(time.tv_usec);

    generate_tree(n, chain_length, dense_node);
}

```

```
int num_ops, max_value;
switch (op_type) {
    case 0:
        // Nimic altceva de făcut.
        break;

    case 1:
        if (argc != 7) {
            usage();
        }
        num_ops = atoi(argv[5]);
        max_value = atoi(argv[6]);
        generate_ops(n, num_ops, max_value);
        break;

    case 2:
        if (argc != 6) {
            usage();
        }
        num_ops = atoi(argv[5]);
        generate_lca_queries(n, num_ops);
        break;

    default:
        assert(false);
}

return 0;
}
```

---

## F.3 Problema Subordinates (CSES)

[◀ înapoi](#)

Sursă cu vectori STL.

---

```
#include <iostream>
#include <vector>

const int MAX_N = 200'000;

int s[MAX_N + 1]; // mărimea subarborelui, inclusiv nodul însuși
std::vector<int> c[MAX_N + 1]; // c[u] = fiii lui u
int n;

void read_data() {
    std::cin >> n;
    for (int u = 2; u <= n; u++) {
```



```

    int v;
    std::cin >> v;
    c[v].push_back(u);
}
}

void depth_first_search(int u) {
    s[u] = 1;
    for (int v: c[u]) {
        depth_first_search(v);
        s[u] += s[v];
    }
}

void write_answers() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        std::cout << (s[u] - 1) << ' ';
    }
    std::cout << '\n';
}

int main() {
    read_data();
    depth_first_search(1);
    write_answers();

    return 0;
}

```

Sursă cu liste înlănțuite.

```

#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 200'000;

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;    // începutul listei de adiacență
    int size;   // mărimea subarborelui, inclusiv nodul însuși
};

cell list[MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];
int n;

void add_child(int u, int v) {

```

```
static int pos = 1;
list[pos] = { v, nd[u].adj };
nd[u].adj = pos++;
}

void read_data() {
    scanf("%d", &n);
    for (int u = 2; u <= n; u++) {
        int par;
        scanf("%d", &par);
        add_child(par, u);
    }
}

void depth_first_search(int u) {
    nd[u].size = 1;
    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        depth_first_search(v);
        nd[u].size += nd[v].size;
    }
}

void write_answers() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        printf("%d ", nd[u].size - 1);
    }
    printf("\n");
}

int main() {
    read_data();
    depth_first_search(1);
    write_answers();

    return 0;
}
```

---

## F.4 Problema Tree Matching (CSES)

[◀ înapoi](#)

---

```
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 200'000;

struct cell {
    int v, next;
```

```

};

struct node {
    int adj;
    bool matched;
};

cell list[2 * MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];
int max_match;

void add_edge(int u, int v) {
    static int pos = 1;
    list[pos] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = pos++;
}

void read_data() {
    int n, u, v;

    scanf("%d", &n);
    for (int i = 1; i < n; i++) {
        scanf("%d %d", &u, &v);
        add_edge(u, v);
        add_edge(v, u);
    }
}

void dfs(int u, int parent) {
    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (v != parent) {
            dfs(v, u);
            if (!nd[u].matched && !nd[v].matched) {
                max_match++;
                nd[u].matched = nd[v].matched = true;
            }
        }
    }
}

void write_answer() {
    printf("%d\n", max_match);
}

int main() {
    read_data();
    dfs(1, 0);
    write_answer();
}

```

```
    return 0;
}
```

---

## F.5 Problema Tree Diameter (CSES)

[◀ înapoi](#)

Sursă cu două parcurgeri DFS.

---

```
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 200'000;

struct cell {
    int v, next;
};

struct rec {
    int node, dist;

    void improve(rec child) {
        if (child.dist + 1 > dist) {
            dist = child.dist + 1;
            node = child.node;
        }
    }
};

cell list[2 * MAX_NODES];
int adj[MAX_NODES + 1];

void add_edge(int u, int v) {
    static int pos = 1;
    list[pos] = { v, adj[u] };
    adj[u] = pos++;
}

void read_data() {
    int n, u, v;

    scanf("%d", &n);
    for (int i = 1; i < n; i++) {
        scanf("%d %d", &u, &v);
        add_edge(u, v);
        add_edge(v, u);
    }
}
```

```

rec dfs(int u, int parent) {
    rec result = { u, 0 }; // nodul însuși
    for (int ptr = adj[u]; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (v != parent) {
            result.improve(dfs(v, u));
        }
    }
    return result;
}

int main() {
    read_data();
    rec farthest = dfs(1, 0);
    rec farthest2 = dfs(farthest.node, 0);
    int diam = farthest2.dist;
    printf("%d\n", diam);

    return 0;
}

```

Sursă cu o singură parcurgere DFS.

```

#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 200'000;

struct cell {
    int v, next;
};

cell list[2 * MAX_NODES];
int adj[MAX_NODES + 1];
int diam;

void add_edge(int u, int v) {
    static int pos = 1;
    list[pos] = { v, adj[u] };
    adj[u] = pos++;
}

void read_data() {
    int n, u, v;

    scanf("%d", &n);
    for (int i = 1; i < n; i++) {
        scanf("%d %d", &u, &v);
        add_edge(u, v);
        add_edge(v, u);
    }
}

```

```
    }
}

void maximize(int& x, int y) {
    x = (x > y) ? x : y;
}

// Returnează lungimea în muchii a căii celei mai lungi de la acest nod la
// orice frunză din subarbore.
int dfs(int u, int parent) {
    int dist = 0; // self
    for (int ptr = adj[u]; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (v != parent) {
            int l = 1 + dfs(v, u);
            maximize(diam, dist + l); // combină cu fiii anteriori
            maximize(dist, l);      // actualizează calea cea mai lungă
        }
    }
    return dist;
}

int main() {
    read_data();
    dfs(1, 0);
    printf("%d\n", diam);

    return 0;
}
```

---

## F.6 Problema Tree Distances II (CSES)

[◀ înapoi](#)

```
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 200'000;

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;           // începutul listei de adiacență
    int size;          // mărimea subarborelui, inclusiv nodul însuși
    long long sum_dist; // suma distanțelor la toate celelalte noduri
};
```

```

cell list[2 * MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];
int n;

void add_edge(int u, int v) {
    static int pos = 1;
    list[pos] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = pos++;
}

void read_data() {
    scanf("%d", &n);
    for (int i = 1; i < n; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        add_edge(u, v);
        add_edge(v, u);
    }
}

void size_dfs(int u, int parent, int depth) {
    nd[1].sum_dist += depth;
    nd[u].size = 1;
    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (v != parent) {
            size_dfs(v, u, depth + 1);
            nd[u].size += nd[v].size;
        }
    }
}

void reroot_dfs(int u, int parent) {
    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (v != parent) {
            nd[v].sum_dist = nd[u].sum_dist + n - 2 * nd[v].size;
            reroot_dfs(v, u);
        }
    }
}

void write_answers() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        printf("%lld ", nd[u].sum_dist);
    }
    printf("\n");
}

int main() {

```

```
read_data();
size_dfs(1, 0, 0);
reroot_dfs(1, 0);
write_answers();

return 0;
}
```

## F.7 Problema White-Black Balanced Subtrees (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 4'000;
const int WHITE = 0;
const int BLACK = 1;

struct node {
    short parent;
    short num_children; // fii care încă nu ne-au dat raportul
    short cnt[2];
    unsigned char color;
};

node nd[MAX_NODES + 1];
int n, answer;

void read_data() {
    scanf("%d", &n);
    for (int i = 2; i <= n; i++) {
        scanf("%hd ", &nd[i].parent);
        nd[nd[i].parent].num_children++;
    }

    for (int i = 1; i <= n; i++) {
        nd[i].color = (getchar() == 'B') ? BLACK : WHITE;
    }
}

// Toți fiii lui u i-au dat raportul. Este momentul ca u să își numere propria
// contribuție, apoi să i-o raporteze părintelui.
void process(node& u) {
    u.cnt[u.color]++; // numără-te pe tine însuși
    answer += (u.cnt[WHITE] == u.cnt[BLACK]);

    nd[u.parent].cnt[WHITE] += u.cnt[WHITE];
    nd[u.parent].cnt[BLACK] += u.cnt[BLACK];
}
```



```

}

void traverse_tree() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        int s = u;
        while (s && !nd[s].num_children) {
            process(nd[s]);
            s = nd[s].parent;
            nd[s].num_children--;
        }
    }
}

void reset() {
    for (int i = 1; i <= n; i++) {
        nd[i] = { 0, 0, 0, 0, 0 };
    }
    answer = 0;
}

void solve_test() {
    read_data();
    traverse_tree();
    printf("%d\n", answer);
    reset();
}

int main() {
    int num_tests;
    scanf("%d", &num_tests);
    while (num_tests--) {
        solve_test();
    }

    return 0;
}

```

## F.8 Problema Blood Cousins (Codeforces)

◀ înapoi • [versiune online](#)

```

// Complexitate:  $O(n + q)$ .
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 100'000;
const int MAX_QUERIES = 100'000;

struct cell {

```

```

    int v, next;
};

struct query_cell {
    int v, p, answer, next;
};

struct node {
    int adj;
    int qptr; // pointer în lista de interogări
};

cell list[MAX_NODES + 1];
query_cell q[MAX_QUERIES + 1];
node nd[MAX_NODES + 1];
int stack[MAX_NODES];
int n, num_queries;

void read_input_data() {
    int list_ptr = 1;

    scanf("%d", &n);

    // Pseudonodul 0 va avea toate rădăcinile drept fii.
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        int p;
        scanf("%d", &p);
        list[list_ptr] = { u, nd[p].adj };
        nd[p].adj = list_ptr++;
    }

    scanf("%d", &num_queries);
    for (int i = 1; i <= num_queries; i++) {
        scanf("%d %d", &q[i].v, &q[i].p);
    }
}

void distribute_queries() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        nd[u].qptr = 0;
    }
    for (int i = 1; i <= num_queries; i++) {
        if (q[i].v) { // poate fi 0 după primul DFS
            q[i].next = nd[q[i].v].qptr;
            nd[q[i].v].qptr = i;
        }
    }
}

void replace_query_nodes_dfs(int u, int depth) {

```

```

stack[depth] = u;

// Scanează toate interogările despre u și înlocuiește nodul cu al p-lea său
// strămoș.
for (int ptr = nd[u].qptr; ptr; ptr = q[ptr].next) {
    q[ptr].v = (depth > q[ptr].p)
        ? stack[depth - q[ptr].p]
        : 0;
}

for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
    replace_query_nodes_dfs(list[ptr].v, depth + 1);
}

stack[depth] = 0; // curățenie pentru al doilea DFS
}

void answer_queries_dfs(int u, int depth) {
    stack[depth]++;

    // Scanează toate interogările despre u și reține contorul inițial.
    for (int ptr = nd[u].qptr; ptr; ptr = q[ptr].next) {
        q[ptr].answer = stack[depth + q[ptr].p];
    }

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        answer_queries_dfs(list[ptr].v, depth + 1);
    }

    // Rescanează interogările și reține diferența între valorile contorului.
    for (int ptr = nd[u].qptr; ptr; ptr = q[ptr].next) {
        q[ptr].answer = stack[depth + q[ptr].p] - q[ptr].answer - 1;
    }
}

void write_output_data() {
    for (int i = 1; i <= num_queries; i++) {
        printf("%d ", q[i].answer);
    }
    printf("\n");
}

int main() {
    read_input_data();
    distribute_queries();
    replace_query_nodes_dfs(0, 0);
    distribute_queries();
    answer_queries_dfs(0, 0);
    write_output_data();
}

```

```
return 0;  
}
```

---

# Anexa G

## Arbori - liniarizare

### G.1 Problema Tree Queries (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 200'000;
const int NIL = -1;

struct list {
    int v, next;
};

struct node {
    int parent;
    int ptr; // pointer în lista de adiacență
    int time_in, time_out;
};

list adj[2 * MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];
int n, num_queries;

void add_neighbor(int u, int v, int pos) {
    adj[pos] = { v, nd[u].ptr };
    nd[u].ptr = pos;
}

void read_tree() {
    scanf("%d %d", &n, &num_queries);
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        nd[u].ptr = NIL;
    }
}
```

```

for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
    int u, v;
    scanf("%d %d", &u, &v);
    add_neighbor(u, v, 2 * i);
    add_neighbor(v, u, 2 * i + 1);
}
}

void euler_tour(int u, int parent) {
    static int time = 0;

    nd[u].parent = parent;
    nd[u].time_in = ++time;
    for (int ptr = nd[u].ptr; ptr != NIL; ptr = adj[ptr].next) {
        int v = adj[ptr].v;
        if (v != parent) {
            euler_tour(v, u);
        }
    }
    nd[u].time_out = ++time;
}

bool is_ancestor(int u, int v) {
    return
        (nd[u].time_in <= nd[v].time_in) &&
        (nd[u].time_out >= nd[v].time_out);
}

void process_queries() {
    while (num_queries--) {
        int size, u, lowest;
        bool has_path = true;
        scanf("%d %d", &size, &lowest);
        lowest = nd[lowest].parent;

        while (--size) {
            scanf("%d", &u);
            u = nd[u].parent;
            if (is_ancestor(lowest, u)) {
                lowest = u;
            } else if (!is_ancestor(u, lowest)) {
                has_path = false;
            }
        }

        printf(has_path ? "YES\n" : "NO\n");
    }
}

int main() {

```

```

read_tree();
euler_tour(1, 1);
process_queries();

return 0;
}

```

## G.2 Problema Subtree Queries (CSES)

[◀ înapoi](#)

```

#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 200'000;

struct list {
    int val, next;
};

struct node {
    int val;
    int start, finish;
    int ptr; // pointer în lista de adiacență
};

struct fenwick_tree {
    long long v[MAX_NODES + 1];
    int n;

    void build(int n) {
        this->n = n;
        for (int i = 1; i <= n; i++) {
            int j = i + (i & -i);
            if (j <= n) {
                v[j] += v[i];
            }
        }
    }

    void add(int pos, int val) {
        do {
            v[pos] += val;
            pos += pos & -pos;
        } while (pos <= n);
    }

    long long sum(int pos) {
        long long s = 0;

```

```

    while (pos) {
        s += v[pos];
        pos &= pos - 1;
    }
    return s;
}

long long range_sum(int x, int y) {
    return sum(y) - sum(x - 1);
}
};

list adj[2 * MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];
fenwick_tree fen;
int n, num_queries;

void add_neighbor(int u, int v) {
    static int ptr = 1;
    adj[ptr] = { v, nd[u].ptr };
    nd[u].ptr = ptr++;
}

void read_input_data() {
    scanf("%d %d", &n, &num_queries);
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        scanf("%d", &nd[u].val);
    }

    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        add_neighbor(u, v);
        add_neighbor(v, u);
    }
}

void flatten(int u) {
    static int time = 0;

    nd[u].start = ++time;

    for (int ptr = nd[u].ptr; ptr; ptr = adj[ptr].next) {
        int v = adj[ptr].val;
        if (!nd[v].start) {
            flatten(v);
        }
    }

    nd[u].finish = time;
}

```



```

}

void build_fenwick_tree() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        fen.v[nd[u].start] = nd[u].val;
    }

    fen.build(n);
}

void process_queries() {
    while (num_queries--) {
        int type, u;
        scanf("%d %d", &type, &u);
        if (type == 1) {
            int val;
            scanf("%d", &val);
            fen.add(nd[u].start, val - nd[u].val);
            nd[u].val = val;
        } else {
            printf("%lld\n", fen.range_sum(nd[u].start, nd[u].finish));
        }
    }
}

int main() {
    read_input_data();
    flatten(1);
    build_fenwick_tree();
    process_queries();

    return 0;
}

```

## G.3 Problema Path Queries (CSES)

◀ [înapoi](#)

```

#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 200'000;

struct list {
    int val, next;
};

struct node {
    int val;

```

```

    int time_in, time_out;
    int ptr; // pointer în lista de adiacență
};

struct fenwick_tree {
    long long v[2 * MAX_NODES + 1];
    int n;

    void build(int n) {
        this->n = n;
        for (int i = 1; i <= n; i++) {
            int j = i + (i & -i);
            if (j <= n) {
                v[j] += v[i];
            }
        }
    }

    void add(int pos, int val) {
        do {
            v[pos] += val;
            pos += pos & -pos;
        } while (pos <= n);
    }

    long long sum(int pos) {
        long long s = 0;
        while (pos) {
            s += v[pos];
            pos &= pos - 1;
        }
        return s;
    }
};

list adj[2 * MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];
fenwick_tree fen;
int n, num_queries;

void add_neighbor(int u, int v) {
    static int ptr = 1;
    adj[ptr] = { v, nd[u].ptr };
    nd[u].ptr = ptr++;
}

void read_input_data() {
    scanf("%d %d", &n, &num_queries);
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        scanf("%d", &nd[u].val);
    }
}

```

```

}

for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
    int u, v;
    scanf("%d %d", &u, &v);
    add_neighbor(u, v);
    add_neighbor(v, u);
}
}

void flatten(int u) {
    static int time = 0;

    nd[u].time_in = ++time;

    for (int ptr = nd[u].ptr; ptr; ptr = adj[ptr].next) {
        int v = adj[ptr].val;
        if (!nd[v].time_in) {
            flatten(v);
        }
    }

    nd[u].time_out = ++time;
}

void build_fenwick_tree() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        fen.v[nd[u].time_in] = nd[u].val;
        fen.v[nd[u].time_out] = -nd[u].val;
    }

    fen.build(2 * n);
}

void process_queries() {
    while (num_queries--) {
        int type, u;
        scanf("%d %d", &type, &u);
        if (type == 1) {
            int val;
            scanf("%d", &val);
            int delta = val - nd[u].val;
            fen.add(nd[u].time_in, delta);
            fen.add(nd[u].time_out, -delta);
            nd[u].val = val;
        } else {
            printf("%lld\n", fen.sum(nd[u].time_in));
        }
    }
}

```

```
int main() {
    read_input_data();
    flatten(1);
    build_fenwick_tree();
    process_queries();

    return 0;
}
```

---

## G.4 Problema New Year Tree (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 400'000;
const int MAX_NODES_ROUNDED = 1 << 19;
const int T_PAINT = 1;

typedef unsigned long long u64;

// Un arbore de segmente care admite operațiile:
//
// * range_set(int l, int r, int val)
//   Atribuire valoarea val pe [l, r]. Presupune că  $1 \leq val \leq 60$ .
// * range_count_distinct(int l, int r)
//   Returnează numărul de valori distincte din [l, r].
//
// Contract: mask[x] este masca valorilor din subarborele lui x. Dacă dirty[x]
// este nonzero, atunci dirty[x] trebuie scris peste tot în subarborele lui x
// și mask[x] deja respectă dirty[x].
struct segment_tree {
    u64 mask[2 * MAX_NODES_ROUNDED];
    char dirty[2 * MAX_NODES_ROUNDED];
    int n, bits;

    int next_power_of_2(int n) {
        return 1 << (32 - __builtin_clz(n - 1));
    }

    void init(int size) {
        n = next_power_of_2(size);
        bits = __builtin_popcount(n - 1);
    }

    void raw_set(int pos, char val) {
        mask[pos + n] = 1ull << val;
    }
}
```

```

}

void build() {
    for (int i = n - 1; i; i--) {
        mask[i] = mask[2 * i] | mask[2 * i + 1];
    }
}

void push(int x) {
    if (dirty[x]) {
        dirty[2 * x] = dirty[2 * x + 1] = dirty[x];
        mask[2 * x] = mask[2 * x + 1] = mask[x];
        dirty[x] = 0;
    }
}

void push_path(int x) {
    for (int b = bits; b; b--) {
        push(x >> b);
    }
}

void pull_path(int x) {
    for (x /= 2; x; x /= 2) {
        if (!dirty[x]) {
            mask[x] = mask[2 * x] | mask[2 * x + 1];
        }
    }
}

void range_set(int l, int r, int val) {
    l += n;
    r += n;
    int orig_l = l, orig_r = r;

    push_path(l);
    push_path(r);

    while (l <= r) {
        if (l & 1) {
            mask[l] = 1ull << val;
            dirty[l++] = val;
        }
        l >>= 1;

        if (!(r & 1)) {
            mask[r] = 1ull << val;
            dirty[r--] = val;
        }
        r >>= 1;
    }
}

```

```

    }

    pull_path(orig_l);
    pull_path(orig_r);
}

int range_count_distinct(int l, int r) {
    u64 result = 0;

    l += n;
    r += n;
    push_path(l);
    push_path(r);

    while (l <= r) {
        if (l & 1) {
            result |= mask[l++];
        }
        l >>= 1;

        if (!(r & 1)) {
            result |= mask[r--];
        }
        r >>= 1;
    }

    return __builtin_popcountll(result);
}

};

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj; // lista de adiacență
    int time_in, time_out;
    unsigned char color;
};

cell list[2 * MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];
segment_tree segtree;
int n, num_ops;

void add_neighbor(int u, int v) {
    static int ptr = 1;
    list[ptr] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = ptr++;
}

```

```

}

void read_tree() {
    scanf("%d %d", &n, &num_ops);
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        scanf("%hhd", &nd[u].color);
    }
    for (int i = 1; i < n; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        add_neighbor(u, v);
        add_neighbor(v, u);
    }
}

void flatten_tree(int u) {
    static int time = 0;

    nd[u].time_in = time++;

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (!nd[v].time_in && (v != 1)) { // nu revizita rădăcina
            flatten_tree(v);
        }
    }

    nd[u].time_out = time - 1;
}

void make_segtree() {
    segtree.init(n);
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        segtree.raw_set(nd[u].time_in, nd[u].color);
    }
    segtree.build();
}

void process_ops() {
    while (num_ops--) {
        int type, u, color;
        scanf("%d %d", &type, &u);
        int l = nd[u].time_in, r = nd[u].time_out;

        if (type == T_PAINT) {
            scanf("%d", &color);
            segtree.range_set(l, r, color);
        } else {
            int colors = segtree.range_count_distinct(l, r);
            printf("%d\n", colors);
        }
    }
}

```

```
    }  
  }  
}  
  
int main() {  
    read_tree();  
    flatten_tree(1);  
    make_segtree();  
    process_ops();  
  
    return 0;  
}
```

---

## G.5 Problema Max Flow (USACO)

[◀ înapoi](#)

Sursă cu vectori de diferențe pe arbore.

```
#include <stdio.h>  
  
const int MAX_NODES = 50'000;  
const int MAX_PATHS = 100'000;  
const int NIL = -1;  
  
struct list {  
    int val, next;  
};  
  
struct node {  
    int parent;  
    int ptr; // pointer în lista de adiacență  
    int path_ptr; // pointer în lista de căi  
    int load;  
};  
  
struct path {  
    int u, v, lca;  
};  
  
list adj[2 * MAX_NODES];  
list path_list[2 * MAX_PATHS];  
node nd[MAX_NODES + 1];  
path p[MAX_PATHS];  
int ds_parent[MAX_NODES + 1];  
int n, num_paths;  
  
/*****
```



```

/*          Implementare de mulțimi disjuncte.          */
/*****

void ds_init() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        ds_parent[u] = u;
    }
}

int ds_find(int u) {
    return (ds_parent[u] == u)
        ? u
        : (ds_parent[u] = ds_find(ds_parent[u]));
}

// Întotdeauna unifică v în u. Fără unificare după rang.
void ds_union(int u, int v) {
    ds_parent[ds_find(v)] = ds_find(u);
}

/*****
/*          Implementarea algoritmului lui Tarjan pentru LCA offline.          */
/*****

void offline_lca_dfs(int u, int parent) {
    nd[u].parent = parent;

    for (int ptr = nd[u].ptr; ptr != NIL; ptr = adj[ptr].next) {
        int v = adj[ptr].val;
        if (v != parent) {
            offline_lca_dfs(v, u);
            ds_union(u, v);
        }
    }

    for (int ptr = nd[u].path_ptr; ptr != NIL; ptr = path_list[ptr].next) {
        int i = path_list[ptr].val;
        int v = (p[i].u == u) ? p[i].v : p[i].u;
        if (nd[v].parent) {
            p[i].lca = ds_find(v);
        }
    }
}

void offline_lca() {
    ds_init();
    offline_lca_dfs(1, 1);
}

/*****/

```

```

/*                               Codul principal.                               */
/*****

void add_neighbor(int u, int v) {
    static int ptr = 0;
    adj[ptr] = { v, nd[u].ptr };
    nd[u].ptr = ptr++;
}

void add_path(int ind, int u) {
    static int ptr = 0;
    path_list[ptr] = { ind, nd[u].path_ptr };
    nd[u].path_ptr = ptr++;
}

void read_input_data() {
    FILE* f = fopen("maxflow.in", "r");
    fscanf(f, "%d %d", &n, &num_paths);
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        nd[u].ptr = nd[u].path_ptr = NIL;
    }

    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        int u, v;
        fscanf(f, "%d %d", &u, &v);
        add_neighbor(u, v);
        add_neighbor(v, u);
    }

    for (int i = 0; i < num_paths; i++) {
        fscanf(f, "%d %d", &p[i].u, &p[i].v);
        add_path(i, p[i].u);
        add_path(i, p[i].v);
    }
    fclose(f);
}

void mark_differences() {
    for (int i = 0; i < num_paths; i++) {
        nd[p[i].u].load++;
        nd[p[i].v].load++;
        nd[p[i].lca].load--;
        if (p[i].lca != 1) {
            int lca_parent = nd[p[i].lca].parent;
            nd[lca_parent].load--;
        }
    }
}

void sum_differences(int u) {

```

```

for (int ptr = nd[u].ptr; ptr != NIL; ptr = adj[ptr].next) {
    int v = adj[ptr].val;
    if (v != nd[u].parent) {
        sum_differences(v);
        nd[u].load += nd[v].load;
    }
}
}

int get_max_load() {
    int result = 0;
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        if (nd[u].load > result) {
            result = nd[u].load;
        }
    }
    return result;
}

void write_answer(int answer) {
    FILE* f = fopen("maxflow.out", "w");
    fprintf(f, "%d\n", answer);
    fclose(f);
}

int main() {
    read_input_data();
    offline_lca();
    mark_differences();
    sum_differences(1);
    int answer = get_max_load();
    write_answer(answer);

    return 0;
}

```

Sursă cu liniarizare + AIB.

```

#include <algorithm>
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 50'000;
const int MAX_PATHS = 100'000;

struct cell {
    int v, next;
};

// Stochează două liste de noduri în fiecare nod u: una pentru căile care

```

```
// încep în u și alta pentru căile care se termină în u.
struct node {
    int adj;
    int path_begin, path_end; // pointers to list of nodes
    int start, finish;
};

struct fenwick_tree {
    unsigned short v[MAX_NODES + 1];
    int n;

    void init(int n) {
        this->n = n;
    }

    void add(int pos, int val) {
        do {
            v[pos] += val;
            pos += pos & -pos;
        } while (pos <= n);
    }

    int count(int pos) {
        int s = 0;
        while (pos) {
            s += v[pos];
            pos &= pos - 1;
        }
        return s;
    }

    int range_count(int x, int y) {
        return count(y) - count(x - 1);
    }
};

cell list[2 * MAX_NODES + 2 * MAX_PATHS + 1];
node nd[MAX_NODES + 1];
fenwick_tree active_start, active_finish;
int n, num_paths;
FILE* fin;

void add_to_list(int& head, int u) {
    static int ptr = 1;
    list[ptr] = { u, head };
    head = ptr++;
}

void read_tree() {
    fscanf(fin, "%d %d", &n, &num_paths);
```

```

for (int i = 1; i < n; i++) {
    int u, v;
    fscanf(fin, "%d %d", &u, &v);
    add_to_list(nd[u].adj, v);
    add_to_list(nd[v].adj, u);
}
}

void read_paths() {
    for (int i = 0; i < num_paths; i++) {
        int u, v;
        fscanf(fin, "%d %d", &u, &v);
        if (nd[u].start > nd[v].start) {
            int tmp = u; u = v; v = tmp;
        }
        add_to_list(nd[u].path_begin, v);
        add_to_list(nd[v].path_end, u);
    }
}

void compute_ranges(int u) {
    static int time = 0;

    nd[u].start = ++time;

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (!nd[v].start) {
            compute_ranges(v);
        }
    }

    nd[u].finish = time;
}

int max(int x, int y) {
    return (x > y) ? x : y;
}

int process_paths_starting_at(int u) {
    int cnt = 0;

    for (int ptr = nd[u].path_begin; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        active_finish.add(nd[v].start, +1);
        cnt++;
    }

    active_start.add(nd[u].start, +cnt);
}

```

```

    return cnt;
}

void process_paths_ending_at(int v) {
    int cnt = 0;

    for (int ptr = nd[v].path_end; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int u = list[ptr].v;
        active_start.add(nd[u].start, -1);
        cnt++;
    }

    active_finish.add(nd[v].start, -cnt);
}

int max_load = 0;

void compute_load(int u) {
    // Căi care se termină în subarborele lui u.
    int load = active_finish.range_count(nd[u].start, nd[u].finish);

    // Căi care încep în u.
    load += process_paths_starting_at(u);

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (nd[v].start > nd[u].start) {
            compute_load(v);
            // Căi care au început într-un descendent al lui u și se vor termina fie
            // în alt fiu al lui u, fie în afara subarborelui lui u.
            load += active_start.range_count(nd[v].start, nd[v].finish);
        }
    }

    process_paths_ending_at(u);
    max_load = max(max_load, load);
}

void write_answer() {
    FILE* f = fopen("maxflow.out", "w");
    fprintf(f, "%d\n", max_load);
    fclose(f);
}

int main() {
    fin = fopen("maxflow.in", "r");
    read_tree();
    compute_ranges(1);
    read_paths();
    fclose(fin);
}

```

```

active_start.init(n);
active_finish.init(n);

compute_load(1);
write_answer();

return 0;
}

```

## G.6 Problema Distinct Colors (CSES)

[◀ înapoi](#)

```

#include <stdio.h>
#include <unordered_map>

const int MAX_NODES = 200'000;

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int color, distinct;
    int adj; // lista de adiacență
};

// Un arbore Fenwick extins cu culori. Când colorăm un bit cu o culoare,
// arborele șterge automat apariția anterioară a culorii.
struct fenwick_tree {
    int v[MAX_NODES + 1];
    std::unordered_map<int, int> last_pos;
    int n, total;

    void init(int n) {
        this->n = n;
        total = 0;
    }

    void add(int pos, int val) {
        total += val;
        do {
            v[pos] += val;
            pos += pos & -pos;
        } while (pos <= n);
    }
}

```

```

void colorize(int pos, int color) {
    auto last = last_pos.find(color);
    if (last != last_pos.end()) {
        add(last->second, -1);
        last->second = pos;
    } else {
        last_pos[color] = pos;
    }
    add(pos, +1);
}

// count[pos..n] = total - count[1..pos-1]
int suffix_count(int pos) {
    int s = total;
    pos--;
    while (pos) {
        s -= v[pos];
        pos &= pos - 1;
    }
    return s;
}
};

cell list[2 * MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];
fenwick_tree fen;
int n;

void add_neighbor(int u, int v) {
    static int ptr = 1;
    list[ptr] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = ptr++;
}

void read_input_data() {
    scanf("%d", &n);

    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        scanf("%d", &nd[u].color);
    }

    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        add_neighbor(u, v);
        add_neighbor(v, u);
    }
}

void dfs(int u) {

```



```

static int time = 0;
int entry_time = ++time;

fen.colorize(time, nd[u].color);
nd[u].color = 0; // previne revizitarea

for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
    int v = list[ptr].v;
    if (nd[v].color) {
        dfs(v);
    }
}

nd[u].distinct = fen.suffix_count(entry_time);
}

void write_output_data() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        printf("%d ", nd[u].distinct);
    }
    printf("\n");
}

int main() {
    read_input_data();
    fen.init(n);
    dfs(1);
    write_output_data();

    return 0;
}

```

## G.7 Problema Disconnect (Infoarena)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 100'000;
const int MAX_NODES_ROUNDED = 1 << 17;
const int T_REMOVE = 1;

// Un arbore de intervale cu operațiile:
//
// update(l, r, val): scrie val peste tot în [l, r].
// query(pos): returnează prima valoare găsită călătorind în sus de la pos.
//
// Presupune că actualizările sînt fie disjuncte, fie imbricate. Cu alte

```

```

// cuvinte, nu există suprapuneri parțiale. Actualizările mai înguste au
// prioritate în fața celor mai late.
struct segment_tree_node {
    int val;
    int priority; // cu cît mai mică, cu atît mai importantă

    void update(int new_val, int new_priority) {
        if (new_priority < priority) {
            val = new_val;
            priority = new_priority;
        }
    }
};

struct segment_tree {
    segment_tree_node v[2 * MAX_NODES_ROUNDED];
    int n;

    int next_power_of_2(int x) {
        return 1 << (32 - __builtin_clz(x - 1));
    }

    void init(int n) {
        this->n = next_power_of_2(n);
        for (int i = 1; i < 2 * this->n; i++) {
            v[i].priority = n + 1; // cea mai neimportantă
        }
    }

    int query(int pos) {
        for (pos += n; pos; pos >>= 1) {
            if (v[pos].val) {
                return v[pos].val;
            }
        }
        return 0;
    }

    void update(int l, int r, int val) {
        int priority = r - l + 1;
        l += n;
        r += n;

        while (l <= r) {
            if (l & 1) {
                v[l++].update(val, priority);
            }
            l >>= 1;

            if (!(r & 1)) {

```

```

        v[r--].update(val, priority);
    }
    r >>= 1;
}
};

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    int parent;
    int start, finish;
};

cell list[2 * MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];
segment_tree segtree;
int n, num_ops;
FILE *fin, *fout;

void add_neighbor(int u, int v) {
    static int ptr = 1;
    list[ptr] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = ptr++;
}

void read_tree() {
    fscanf(fin, "%d %d", &n, &num_ops);
    for (int i = 1; i < n; i++) {
        int u, v;
        fscanf(fin, "%d %d", &u, &v);
        add_neighbor(u, v);
        add_neighbor(v, u);
    }
}

void flatten_tree(int u) {
    static int time = 0;

    nd[u].start = time++;

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (!nd[v].start && (v != 1)) { // nu revizita rădăcina
            nd[v].parent = u;
            flatten_tree(v);
        }
    }
}

```

```
}

nd[u].finish = time - 1;
}

void mark_node(int u) {
    segtree.update(nd[u].start, nd[u].finish, u);
}

bool bad_node(int u) {
    return (u < 1) || (u > n);
}

void remove_edge(int u, int v) {
    if (bad_node(u) || bad_node(v)) {
        return;
    }
    if (nd[u].parent == v) {
        mark_node(u);
    } else if (nd[v].parent == u) {
        mark_node(v);
    }
}

bool path_exists(int u, int v) {
    if (bad_node(u) || bad_node(v)) {
        return false;
    }

    u = segtree.query(nd[u].start);
    v = segtree.query(nd[v].start);

    return (u == v);
}

void process_ops() {
    int v = 0;

    while (num_ops--) {
        int type, x, y;
        fscanf(fin, "%d %d %d", &type, &x, &y);

        x ^= v;
        y ^= v;

        if (type == T_REMOVE) {
            remove_edge(x, y);
        } else {
            if (path_exists(x, y)) {
                fprintf(fout, "YES\n");
            }
        }
    }
}
```

```
        v = x;
    } else {
        fprintf(fout, "NO\n");
        v = y;
    }
}
}
}

int main() {
    fin = fopen("disconnect.in", "r");
    fout = fopen("disconnect.out", "w");

    read_tree();
    flatten_tree(1);
    segtree.init(n);
    process_ops();

    fclose(fin);
    fclose(fout);

    return 0;
}
```

# Anexa H

## Arbori - small-to-large

### H.1 Problema Fixed-Length Paths I (CSES)

[◀ înapoi](#)

```
#include <deque>
#include <stdio.h>
#include <vector>

const int MAX_NODES = 200'000;

typedef std::deque<int> deque;

std::vector<int> adj[MAX_NODES + 1];
int n, k;
long long answer;

void read_input_data() {
    scanf("%d %d", &n, &k);

    for (int i = 1; i < n; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        adj[u].push_back(v);
        adj[v].push_back(u);
    }
}

// Presupunem că src.size() <= dest.size().
void merge_into(deque& src, deque&dest) {
    int min_i = std::max(k - (int)dest.size() + 1, 0);
    int max_i = std::min((int)src.size() - 1, k);
    for (int i = min_i; i <= max_i; i++) {
        answer += (long long)src[i] * dest[k - i];
    }
}
```

```

    for (int i = 0; i < (int)src.size(); i++) {
        dest[i] += src[i];
    }
}

deque dfs(int u, int parent) {
    deque result = { 1 }; // nodul însuși
    for (int v: adj[u]) {
        if (v != parent) {
            deque d = dfs(v, u);
            d.push_front(0);
            if (d.size() > result.size()) {
                // Întotdeauna folosește swap(), care schimbă pointeri. Niciodată nu
                // folosi atribuirea, care copiază date.
                result.swap(d);
            }
            merge_into(d, result);
        }
    }

    if ((int)result.size() > k) {
        // Nu are rost să ținem statistici peste distanța k.
        result.pop_back();
    }
    return result;
}

void write_answer() {
    printf("%lld\n", answer);
}

int main() {
    read_input_data();
    dfs(1, 0);
    write_answer();

    return 0;
}

```

## H.2 Problema Distinct Colors (CSES) (din nou)

[◀ înapoi](#)

```

#include <stdio.h>
#include <unordered_set>

const int MAX_NODES = 200'000;

```

```
typedef std::unordered_set<int> set;

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int color, distinct;
    int adj;
};

cell list[2 * MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];
int n;

void add_neighbor(int u, int v) {
    static int ptr = 1;
    list[ptr] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = ptr++;
}

void read_data() {
    scanf("%d", &n);

    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        scanf("%d", &nd[u].color);
    }

    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        add_neighbor(u, v);
        add_neighbor(v, u);
    }
}

void merge_into(set& src, set& dest) {
    dest.merge(src);
    src.clear();
}

set dfs(int u) {
    // marchează-l ca vizitat ca să prevenim recursivitatea infinită
    nd[u].distinct = 1;
    set result = { nd[u].color };
    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (!nd[v].distinct) {
            set s = dfs(v);
            if (s.size() > result.size()) {
```



```

        s.swap(result);
    }
    merge_into(s, result);
}

nd[u].distinct = result.size();
return result;
}

void write_answer() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        printf("%d ", nd[u].distinct);
    }
    printf("\n");
}

int main() {
    read_data();
    dfs(1);
    write_answer();

    return 0;
}

```

## H.3 Problema Lomsat Gelral (Codeforces)

◀ înapoi

Sursă cu tehnica *small-to-large* ([versiune online](#)).

```

#include <stdio.h>
#include <unordered_map>

const int MAX_NODES = 100'000;

struct freq_info {
    std::unordered_map<int, int> map; // culori => frecvențe
    int max_f;                       // cea mai mare frecvență din map
    long long sum;                   // suma culorilor avînd max_f

    freq_info(int color) {
        map[color] = 1;
        max_f = 1;
        sum = color;
    }

    void swap(freq_info& other) {

```

```

    map.swap(other.map);
    max_f = other.max_f;
    sum = other.sum;
    // Tehnic, ar trebui să copiem și valorile noastre în other, dar nu este
    // necesar.
}

void absorb(freq_info& src) {
    if (src.map.size() > map.size()) {
        swap(src);
    }

    for (auto [color, f]: src.map) {
        // Salvează noua frecvență ca să nu o tot recăutăm în map.
        int new_f = (map[color] += f);
        if (new_f > max_f) {
            max_f = new_f;
            sum = color;
        } else if (new_f == max_f) {
            sum += color;
        }
    }

    src.map.clear();
}

};

struct cell {
    int val, next;
};

struct node {
    int color;
    int adj;
    long long sum;
};

cell list[2 * MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];
int n;

void add_neighbor(int u, int v) {
    static int ptr = 1;
    list[ptr] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = ptr++;
}

void read_input_data() {
    scanf("%d", &n);

```

```

for (int u = 1; u <= n; u++) {
    scanf("%d", &nd[u].color);
}

for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
    int u, v;
    scanf("%d %d", &u, &v);
    add_neighbor(u, v);
    add_neighbor(v, u);
}

freq_info dfs(int u) {
    freq_info result(nd[u].color);
    nd[u].color = 0; // previne recursia infinită

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].val;
        if (nd[v].color) {
            freq_info f = dfs(v);
            result.absorb(f);
        }
    }

    nd[u].sum = result.sum;
    return result;
}

void write_output_data() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        printf("%lld ", nd[u].sum);
    }
    printf("\n");
}

int main() {
    read_input_data();
    dfs(1);
    write_output_data();

    return 0;
}

```

Sursă cu algoritmul lui Mo ([versiune online](#)).

```

#include <algorithm>
#include <math.h>
#include <stdio.h>

```

```
const int MAX_NODES = 100'000;

struct list {
    int val, next;
};

struct node {
    int color, orig_pos;
    int start, finish;
    int ptr; // lista de adiacență
};

struct accountant {
    int* color;
    int f[MAX_NODES + 1]; // frecvența fiecărei culori
    int c[MAX_NODES + 1]; // numărul de culori avînd fiecare frecvență
    long long s[MAX_NODES + 1]; // suma culorilor avînd fiecare frecvență
    int left, right, max_f;

    void init(int* color) {
        this->color = color;
        left = 1; right = 0; // gol
    }

    void change_frequency(int x, int delta) {
        c[f[x]]--;
        s[f[x]] -= x;
        f[x] += delta;
        c[f[x]]++;
        s[f[x]] += x;
    }

    void include(int x) {
        change_frequency(x, +1);
        if (f[x] > max_f) {
            max_f++;
        }
    }

    void exclude(int x) {
        change_frequency(x, -1);
        if (!c[max_f]) {
            max_f--;
        }
    }

    long long query(int l, int r) {
        while (right < r) {
            include(color[++right]);
        }
    }
}
```

```

    while (right > r) {
        exclude(color[right--]);
    }
    while (left < l) {
        exclude(color[left++]);
    }
    while (left > l) {
        include(color[--left]);
    }
    return s[max_f];
}
};

list adj[2 * MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];
int color[MAX_NODES + 1];
long long answer[MAX_NODES + 1];
accountant acc;
int n, block_size;

void add_neighbor(int u, int v) {
    static int ptr = 1;
    adj[ptr] = { v, nd[u].ptr };
    nd[u].ptr = ptr++;
}

void read_input_data() {
    scanf("%d", &n);

    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        scanf("%d", &nd[u].color);
        nd[u].orig_pos = u;
    }

    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        add_neighbor(u, v);
        add_neighbor(v, u);
    }
}

void dfs(int u) {
    static int time = 0;

    nd[u].start = ++time;
    color[time] = nd[u].color;

    for (int ptr = nd[u].ptr; ptr; ptr = adj[ptr].next) {
        int v = adj[ptr].val;

```

```
    if (!nd[v].start) {
        dfs(v);
    }
}

nd[u].finish = time;
}

void sort_in_mo_order() {
    std::sort(nd + 1, nd + n + 1, [](node& u, node& v) {
        // TODO fewer divisions
        int bu = u.start / block_size;
        int bv = v.start / block_size;
        if (bu != bv) {
            return bu < bv;
        } else if (bu % 2) {
            return u.finish < v.finish;
        } else {
            return u.finish > v.finish;
        }
    });
}

void process_queries() {
    block_size = sqrt(n);
    sort_in_mo_order();
    acc.init(color);
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        answer[nd[u].orig_pos] = acc.query(nd[u].start, nd[u].finish);
    }
}

void write_output_data() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        printf("%lld ", answer[u]);
    }
    printf("\n");
}

int main() {
    read_input_data();
    dfs(1);

    // acum fiecare nod este și o interogare [start, finish]
    process_queries();
    write_output_data();

    return 0;
}
```

---

## H.4 Problema Tokens on a Tree (CodeChef)

[◀ înapoi](#)

Sursă cu tehnica *small-to-large* și liste proprii ([versiune online](#)).

```
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 1'000'000;

struct cell {
    int f, prev, next;
};

cell list[MAX_NODES + 1];
int list_ptr;
long long total_moves;

void swap(int& x, int& y) {
    int tmp = x;
    x = y;
    y = tmp;
}

struct node {
    int parent, num_children;
    int head, tail, length;
    bool has_coin;

    void reset(bool has_coin) {
        this->has_coin = has_coin;
        num_children = head = tail = length = 0;
    }

    // Procesează un nod după ce toți fiii săi i-au transmis datele lor.
    void process(node& par) {
        prepend_self();
        add_or_move_coin();
        trim();
        spill_into(par);
    }

    void prepend_self() {
        list[list_ptr].f = 0;
        list[list_ptr].prev = 0;
        list[list_ptr].next = head;
        if (head) {
            list[head].prev = list_ptr;
        } else {
            tail = list_ptr;
        }
    }
};
```

```
    }
    head = list_ptr++;
    length++;
}

void add_or_move_coin() {
    if (has_coin) {
        list[head].f = 1;
    } else if (list[tail].f) {
        list[head].f = 1;
        list[tail].f--;
        total_moves += length - 1;
    }
}

void trim() {
    while ((tail != head) && !list[tail].f) {
        tail = list[tail].prev;
        list[tail].next = 0;
        length--;
    }
}

void spill_into(node& other) {
    if (length > other.length) {
        swap_lists(other);
    }

    for (int p = head, q = other.head;
         p;
         p = list[p].next, q = list[q].next) {
        list[q].f += list[p].f;
    }
}

void swap_lists(node& other) {
    swap(head, other.head);
    swap(tail, other.tail);
    swap(length, other.length);
}
};

node nd[MAX_NODES + 1];
int n;

void read_input_data() {
    list_ptr = 1;

    scanf("%d ", &n);
```



```

for (int u = 1; u <= n; u++) {
    int c = getchar();
    nd[u].reset(c == '1');
}

for (int u = 2; u <= n; u++) {
    scanf("%d", &nd[u].parent);
    nd[nd[u].parent].num_children++;
}

void traverse() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        int p = u;
        while (p && !nd[p].num_children) {
            nd[p].process(nd[nd[p].parent]);
            p = nd[p].parent;
            nd[p].num_children--;
        }
    }
}

void run_test() {
    read_input_data();
    total_moves = 0;
    traverse();
    printf("%lld\n", total_moves);
}

int main() {
    int num_tests;
    scanf("%d", &num_tests);
    while (num_tests--) {
        run_test();
    }

    return 0;
}

```

Sursă cu tehnica *small-to-large* și liste STL ([versiune online](#)).

```

#include <list>
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 1'000'000;

long long total_moves;

void swap(int& x, int& y) {

```

```
int tmp = x;
x = y;
y = tmp;
}

struct node {
    int parent, num_children;
    std::list<int> f; // numărul de monede la adîncimile 0, 1, ...
    bool has_coin;

    void reset(bool has_coin) {
        this->has_coin = has_coin;
        f.clear();
    }

    // Procesează un nod după ce toți fiii săi i-au transmis datele lor.
    void process(node& par) {
        prepend_self();
        trim();
        spill_into(par);
    }

    void prepend_self() {
        if (has_coin) {
            f.push_front(1);
        } else if (!f.empty() && f.back()) {
            f.push_front(1);
            f.back()--;
            total_moves += f.size() - 1;
        }
        // altfel nu există monete în subarbore și nu adăugăm un element 0
    }

    void trim() {
        while (!f.empty() && !f.back()) {
            f.pop_back();
        }
    }

    void spill_into(node& other) {
        if (f.size() > other.f.size()) {
            f.swap(other.f);
        }

        for (auto it = f.begin(), other_it = other.f.begin();
             it != f.end();
             it++, other_it++) {
            *other_it += *it;
        }
    }
}
```

```
f.clear();
}
};

node nd[MAX_NODES + 1];
int n;

void read_input_data() {
    scanf("%d ", &n);

    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        int c = getchar();
        nd[u].reset(c == '1');
    }

    for (int u = 2; u <= n; u++) {
        scanf("%d", &nd[u].parent);
        nd[nd[u].parent].num_children++;
    }
}

void traverse() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        int p = u;
        while (p && !nd[p].num_children) {
            nd[p].process(nd[nd[p].parent]);
            p = nd[p].parent;
            nd[p].num_children--;
        }
    }
}

void run_test() {
    read_input_data();
    total_moves = 0;
    traverse();
    printf("%lld\n", total_moves);
}

int main() {
    int num_tests;
    scanf("%d", &num_tests);
    while (num_tests--) {
        run_test();
    }

    return 0;
}
```

Sursă cu liniarizare și RMQ ([versiune online](#)).

```
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 1'000'000;
const int MAX_SEGTREE_NODES = 1 << 21;

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    bool has_coin;
};

int max(int x, int y) {
    return (x > y) ? x : y;
}

int next_power_of_2(int n) {
    return 1 << (32 - __builtin_clz(n - 1));
}

struct segment_tree {
    int v[MAX_SEGTREE_NODES];
    int n;

    void init(int n) {
        this->n = next_power_of_2(n);
        for (int i = 1; i < 2 * this->n; i++) {
            v[i] = 0;
        }
    }

    void set(int pos, int val) {
        pos += n;
        v[pos] = val;
        for (pos /= 2; pos; pos /= 2) {
            v[pos] = max(v[2 * pos], v[2 * pos + 1]);
        }
    }

    void optimize(int pos, int& max, int& best_pos) {
        if (v[pos] > max) {
            max = v[pos];
            best_pos = pos;
        }
    }
}
```

```

void descend_and_erase(int pos) {
    while (pos < n) {
        pos = (v[pos] == v[2 * pos])
            ? (2 * pos)
            : (2 * pos + 1);
    }
    set(pos - n, 0);
}

// Returnează maximul din [l, r] și îl înlocuiește cu 0.
int erase_rmq(int l, int r) {
    int result = -1, pos = 0;

    l += n;
    r += n;

    while (l <= r) {
        if (l & 1) {
            optimize(l++, result, pos);
        }
        l >>= 1;

        if (!(r & 1)) {
            optimize(r--, result, pos);
        }
        r >>= 1;
    }

    // Coboră din pos într-o frunză care are aceeași valoare și șterge
    // valoarea.
    descend_and_erase(pos);

    return result;
}

};

cell list[2 * MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];
segment_tree segtree;
int n, list_ptr, dfs_time;

void add_child(int u, int v) {
    list[list_ptr] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = list_ptr++;
}

void read_input_data() {
    scanf("%d ", &n);

```

```
for (int u = 1; u <= n; u++) {
    int c = getchar();
    nd[u].has_coin = (c == '1');
    nd[u].adj = 0; // null
}

list_ptr = 1;
for (int u = 2; u <= n; u++) {
    int p;
    scanf("%d", &p);
    add_child(p, u);
}
}

long long dfs(int u, int depth) {

    long long result = 0;
    int start = dfs_time++;

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        result += dfs(list[ptr].v, depth + 1);
    }

    if (nd[u].has_coin) {
        segtree.set(start, depth);
    } else {
        int lowest_coin = segtree.erase_rmq(start, dfs_time - 1);
        if (lowest_coin) {
            segtree.set(start, depth);
            result += lowest_coin - depth;
        }
    }

    return result;
}

void run_test() {
    read_input_data();
    segtree.init(n);
    dfs_time = 0;
    long long moves = dfs(1, 1);
    printf("%lld\n", moves);
}

int main() {
    int num_tests;
    scanf("%d", &num_tests);
    while (num_tests--) {
        run_test();
    }
}
```

```

    return 0;
}

```

## H.5 Problema Blood Cousins Return (Codeforces)

◀ înapoi

Sursă cu vectori de mulțimi ([versiune online](#)).

```

// Complexitate:  $O(n \log n)$ .
//
// Fiecare nod calculează un set de nume distincte la fiecare adâncime în
// subarborele său.
#include <iostream>
#include <unordered_map>
#include <set>
#include <string>
#include <vector>

const int MAX_NODES = 100'000;
const int MAX_QUERIES = 100'000;

struct query {
    int orig_index;
    int depth;
};

struct node {
    std::vector<int> adj;
    std::vector<query> queries;
    int parent;
    int name;
};

struct name_map {
    std::unordered_map<std::string, int> map;

    int insert_and_get_number(std::string s) {
        auto it = map.find(s);
        if (it == map.end()) {
            int result = map.size();
            map[s] = result;
            return result;
        } else {
            return it->second;
        }
    }
}

```

```

};

// Urmărește elementele distincte la fiecare adâncime. Adâncimea 0 (care
// conține doar nodul însuși) este ultimul element din vector.
struct dist {
    std::vector<std::set<int>> d;

    void absorb(dist other) {
        if (other.d.size() > d.size()) {
            d.swap(other.d);
        }
        int offset = d.size() - other.d.size();
        for (unsigned i = 0; i < other.d.size(); i++) {
            std::set<int>& us = d[i + offset];
            std::set<int>& them = other.d[i];
            if (them.size() > us.size()) {
                us.swap(them);
            }
            us.merge(them);
            them.clear();
        }
    }

    void prepend(int name) {
        d.push_back({name});
    }

    int count_distinct(unsigned depth) {
        if (depth < d.size()) {
            return d[d.size() - 1 - depth].size();
        } else {
            return 0;
        }
    }
};

node nd[MAX_NODES + 1]; // Vom folosi nodul 0 ca pe un strămoș comun fals.
int sol[MAX_QUERIES];
int n, q;

void read_tree() {
    name_map map;

    std::cin >> n;
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        std::string name;
        std::cin >> name >> nd[u].parent;
        nd[nd[u].parent].adj.push_back(u);
        nd[u].name = map.insert_and_get_number(name);
    }
}

```



```

}

void read_queries() {
    std::cin >> q;
    for (int i = 0; i < q; i++) {
        int u, depth;
        std::cin >> u >> depth;
        nd[u].queries.push_back({i, depth});
    }
}

dist dfs(int u) {
    dist result;
    for (int v: nd[u].adj) {
        result.absorb(dfs(v));
    }
    result.prepend(nd[u].name);

    for (query q: nd[u].queries) {
        sol[q.orig_index] = result.count_distinct(q.depth);
    }
    return result;
}

void write_answers() {
    for (int i = 0; i < q; i++) {
        std::cout << sol[i] << '\n';
    }
}

int main() {
    read_tree();
    read_queries();
    dfs(0);
    write_answers();

    return 0;
}

```

Sursă cu liniarizare ([versiune online](#)).

```

// 1. Mapează numele la numere ca de obicei.
// 2. Rulează un DFS pentru a calcula adâncimile și timpii de intrare/ieșire.
// 3. Rescrie fiecare interogare ca <u,d> ca „interoghează nodurile de nivel
//    depth[u] + d descoperite de DFS între timpii [t_i[u], t_o[u]]”.
// 4. Ordonează interogările după adâncime, apoi după t_o.
// 5. Calculează ordinea BFS. Fiecare interogare corespunde unui interval
//    contiguu în această ordonare.
// 6. Răspunde la intrerogări folosind un AIB ca în problema D-query.

```

```
#include <algorithm>
#include <stdio.h>
#include <unordered_map>
#include <string>
#include <vector>

const int MAX_NODES = 100'000;
const int MAX_QUERIES = 100'000;
const int MAX_NAME_LENGTH = 20;

struct node {
    std::vector<int> children;
    int name;
    int tin, tout;
    int depth;
};

struct name_map {
    std::unordered_map<std::string, int> map;

    int insert_and_get_number(char* s) {
        std::string str(s);
        auto it = map.find(str);
        if (it == map.end()) {
            int result = map.size();
            map[str] = result;
            return result;
        } else {
            return it->second;
        }
    }
};

struct query {
    int orig_index;
    int depth;
    int tin, tout;
};

struct fenwick_tree {
    int v[MAX_NODES + 1];
    int last[MAX_NODES + 1];
    int n;

    void init(int n) {
        this->n = n;
    }

    void add(int pos, int delta) {
        do {
```

```

        v[pos] += delta;
        pos += pos & -pos;
    } while (pos <= n);
}

void set(int pos, int name) {
    if (last[name]) {
        add(last[name], -1);
    }
    add(pos, +1);
    last[name] = pos;
}

int prefix_sum(int pos) {
    int sum = 0;
    while (pos) {
        sum += v[pos];
        pos &= pos - 1;
    }
    return sum;
}

int range_sum(int l, int r) {
    return prefix_sum(r) - prefix_sum(l - 1);
}
};

node nd[MAX_NODES + 1];
int bfs[MAX_NODES + 1];
query q[MAX_QUERIES];
int sol[MAX_QUERIES];
fenwick_tree fen;
int n, num_queries;

void read_tree() {
    name_map map;
    char name[MAX_NAME_LENGTH + 1];
    int parent;

    scanf("%d", &n);
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        scanf("%s %d", name, &parent);
        nd[u].name = map.insert_and_get_number(name);
        nd[parent].children.push_back(u);
    }
}

void dfs(int u) {
    static int time = 0;
    nd[u].tin = time++;
}

```

```
for (int v: nd[u].children) {
    nd[v].depth = 1 + nd[u].depth;
    dfs(v);
}

nd[u].tout = time - 1;
}

void read_queries() {
    scanf("%d", &num_queries);

    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        int u, depth;
        scanf("%d %d", &u, &depth);
        q[i] = { i, nd[u].depth + depth, nd[u].tin, nd[u].tout };
    }
}

void sort_queries() {
    std::sort(q, q + num_queries, [](query& a, query& b) {
        return (a.depth < b.depth) ||
            ((a.depth == b.depth) && (a.tout < b.tout));
    });
}

void breadth_first_search() {
    int head = 0, tail = 0;
    bfs[tail++] = 0; // pune rădăcina în coadă

    while (head != tail) {
        int u = bfs[head++];
        for (int v: nd[u].children) {
            bfs[tail++] = v;
        }
    }
}

bool query_ends_at(query& q, int k) {
    if (k == n) {
        return true;
    }

    node& u = nd[bfs[k + 1]]; // următorul în BFS
    return (u.depth > q.depth) || ((u.depth == q.depth) && (u.tout > q.tout));
}

// Unde începe această interogare? Caută cel mai din stînga nod din BFS la
// adîncimea q.depth și cu timpul DFS cel puțin q.tin.
int bin_search(query& q, int end) {
```

```

int l = 0, r = end; // (r, l]
while (r - l > 1) {
    int mid = (r + l) / 2;
    int v = bfs[mid];
    if ((nd[v].depth < q.depth) ||
        (nd[v].tin < q.tin)) {
        l = mid;
    } else {
        r = mid;
    }
}

int v = bfs[r];
return (nd[v].depth == q.depth) && (nd[v].tin >= q.tin)
    ? r
    : (end + 1);
}

void answer_queries_ending_at(int k) {
    static int i = 0;
    while ((i < num_queries) && query_ends_at(q[i], k)) {
        int start = bin_search(q[i], k);
        sol[q[i].orig_index] = fen.range_sum(start, k);
        i++;
    }
}

void answer_queries() {
    fen.init(n);

    for (int i = 1; i <= n; i++) {
        int v = bfs[i];
        fen.set(i, nd[v].name);
        answer_queries_ending_at(i);
    }
}

void write_answers() {
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        printf("%d\n", sol[i]);
    }
}

int main() {
    read_tree();
    dfs(0);
    breadth_first_search();
    read_queries();
    sort_queries();
    breadth_first_search();
}

```

```
    answer_queries();
    write_answers();

    return 0;
}
```

## H.6 Problema Tree and Queries (Codeforces)

[◀ înapoi](#)

Sursă cu PBDS ([versiune online](#)).

```
// Small-to-large relativ brut. Fiecare nod stochează informații despre
// subarbore:
//
// 1. Un map de culoare => frecvență.
// 2. Un multiset doar cu frecvențele.
//
// Folosim STL cu larghețe pentru un cod cît mai lent.
#include <ext/pb_ds/assoc_container.hpp>
#include <ext/pb_ds/tree_policy.hpp>
#include <iostream>
#include <map>
#include <vector>

// Multiseturile PBDS sînt obscene, dar par să meargă. Ștergerile necesită cod
// extra. Vezi https://stackoverflow.com/q/59731946/6022817
typedef __gnu_pbds::tree<
    int,
    __gnu_pbds::null_type,
    std::less_equal<int>,
    __gnu_pbds::rb_tree_tag,
    __gnu_pbds::tree_order_statistics_node_update
> multiset;

const int MAX_NODES = 100'000;
const int MAX_QUERIES = 100'000;

struct query {
    int orig_index;
    int min_freq;
};

struct node {
    int color;
    std::vector<int> adj;
    std::vector<query> q;
};
```

```

struct freq_info {
    std::map<int, int> f;
    multiset sorted_f;

    freq_info(int color) {
        f.insert({color, 1});
        sorted_f.insert(1);
    }

    void update_frequency(int color, int cnt) {
        int new_freq;
        auto it = f.find(color);
        if (it != f.end()) {
            int old_freq = it->second;
            int rank = sorted_f.order_of_key(old_freq);
            multiset::iterator to_erase = sorted_f.find_by_order(rank);
            sorted_f.erase(to_erase);
            it->second += cnt;
            new_freq = it->second;
        } else {
            f.insert({color, cnt});
            new_freq = cnt;
        }
        sorted_f.insert(new_freq);
    }

    void absorb(freq_info& other) {
        if (other.f.size() > f.size()) {
            f.swap(other.f);
            sorted_f.swap(other.sorted_f);
        }
        for (auto [color, cnt]: other.f) {
            update_frequency(color, cnt);
        }
        other.f.clear();
        other.sorted_f.clear();
    }

    int count_freq_gte(int min_freq) {
        return f.size() - sorted_f.order_of_key(min_freq);
    }
};

node nd[MAX_NODES + 1];
int sol[MAX_QUERIES];
int n, q;

void read_data() {
    std::cin >> n >> q;

```

```
for (int u = 1; u <= n; u++) {
    std::cin >> nd[u].color;
}
for (int i = 1; i < n; i++) {
    int u, v;
    std::cin >> u >> v;
    nd[u].adj.push_back(v);
    nd[v].adj.push_back(u);
}
for (int i = 0; i < q; i++) {
    int u, min_freq;
    std::cin >> u >> min_freq;
    nd[u].q.push_back({i, min_freq});
}
}

freq_info dfs(int u) {
    freq_info result(nd[u].color);
    nd[u].color = 0; // previne revizitarea fără a necesita un argument în plus

    for (int v: nd[u].adj) {
        if (nd[v].color) {
            freq_info fi = dfs(v);
            result.absorb(fi);
        }
    }

    for (query q: nd[u].q) {
        sol[q.orig_index] = result.count_freq_gte(q.min_freq);
    }

    return result;
}

void write_solution() {
    for (int i = 0; i < q; i++) {
        std::cout << sol[i] << '\n';
    }
}

int main() {
    read_data();
    dfs(1);
    write_solution();

    return 0;
}
```

---

Sursă cu DFS exclusiv ([versiune online](#)).



```

// Small-to-large cu DFS exclusiv. Rescris după
// https://codeforces.com/contest/375/submission/5508178
//
// Folosește o singură structură de date globală conținând:
//
// 1. Frecvența fiecărei culori.
// 2. Frecvențele frecvențelor („cite culori au frecvența f?”).
// 3. Un AIB peste (2) care permite sume pe sufix.
//
// Funcționarea DFS-ului îi garantează fiecărui nod un moment cînd structura
// conține doar informații despre subarborele acelui nod.
#include <stdio.h>
#include <vector>

const int MAX_NODES = 100'000;
const int MAX_COLORS = 100'000;
const int MAX_QUERIES = 100'000;

struct fenwick_tree {
    int v[MAX_NODES + 1];
    int total;
    int n;

    void init(int n) {
        this->n = n;
    }

    void add(int pos, int val) {
        if (pos) {
            total += val;
            do {
                v[pos] += val;
                pos += pos & -pos;
            } while (pos <= n);
        }
    }

    int sum(int pos) {
        int s = 0;
        while (pos) {
            s += v[pos];
            pos &= pos - 1;
        }
        return s;
    }

    int suffix_sum(int pos) {
        return (pos > n)
            ? 0

```

```

        : (total - sum(pos - 1));
    }
};

struct query {
    int orig_index;
    int min_freq;
};

struct node {
    int color;
    int heavy;
    std::vector<int> adj;
    std::vector<query> q;
};

node nd[MAX_NODES + 1];
int freq[MAX_COLORS + 1];
fenwick_tree fen;
int sol[MAX_QUERIES];
int n, q;

void read_data() {
    scanf("%d %d", &n, &q);
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        scanf("%d", &nd[u].color);
    }
    for (int i = 1; i < n; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        nd[u].adj.push_back(v);
        nd[v].adj.push_back(u);
    }
    for (int i = 0; i < q; i++) {
        int u, min_freq;
        scanf("%d %d", &u, &min_freq);
        nd[u].q.push_back({i, min_freq});
    }
}

// Calculează fiul heavy al fiecăruia nod. Șterge părintele nodului din lista
// de adiacență. Returnează mărimea subarborelui.
int size_dfs(int u, int parent) {
    int size = 1, max_c_size = 0;

    unsigned i = 0;
    while (i < nd[u].adj.size()) {
        int v = nd[u].adj[i];
        if (v == parent) {
            nd[u].adj[i] = nd[u].adj.back();

```

```

    nd[u].adj.pop_back();
} else {
    int c = size_dfs(v, u);
    size += c;
    if (!nd[u].heavy || (c > max_c_size)) {
        nd[u].heavy = v;
        max_c_size = c;
    }
    i++;
}
}

return size;
}

void change_freq(int color, int delta) {
    fen.add(freq[color], -1);
    freq[color] += delta;
    fen.add(freq[color], +1);
}

void toggle_subtree(int u, int delta) {
    change_freq(nd[u].color, delta);
    for (int v: nd[u].adj) {
        toggle_subtree(v, delta);
    }
}

void dfs(int u) {
    for (int v: nd[u].adj) {
        if (v != nd[u].heavy) {
            dfs(v);
            toggle_subtree(v, -1);
        }
    }

    if (nd[u].heavy) {
        dfs(nd[u].heavy);
    }

    for (int v: nd[u].adj) {
        if (v != nd[u].heavy) {
            toggle_subtree(v, +1);
        }
    }

    change_freq(nd[u].color, +1);

    for (query q: nd[u].q) {
        sol[q.orig_index] = fen.suffix_sum(q.min_freq);
    }
}

```

```
    }  
}  
  
void write_solution() {  
    for (int i = 0; i < q; i++) {  
        printf("%d\\n", sol[i]);  
    }  
}  
  
int main() {  
    read_data();  
    size_dfs(1, 0);  
    fen.init(n);  
    dfs(1);  
    write_solution();  
  
    return 0;  
}
```

---

# Anexa I

## Arbori - cel mai apropiat strămoș comun

### I.1 LCA cu descompunere în radical

[◀ înapoi](#)

```
#include <math.h>
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 500'000;

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    int depth;
    // Fiecare nod stochează doi pointeri la strămoși: unul la părinte, altul cu
    // sqrt(n) niveluri mai sus.
    int parent;
    int jump;
};

cell list[2 * MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];
int st[MAX_NODES + 1];    // stivă DFS pentru construcția pointerilor
int n, jump_distance;

void add_edge(int u, int v) {
    static int pos = 1;
    list[pos] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = pos++;
}
```

```
}

void read_input_data() {
    scanf("%d", &n);
    jump_distance = sqrt(n);

    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        add_edge(u, v);
        add_edge(v, u);
    }
}

// Traversează arborele și calculează părinții, adâncimile și jump pointers.
void dfs(int u) {
    st[nd[u].depth] = u; // Stiva reține nodurile gri.
    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (!nd[v].depth) {
            nd[v].depth = 1 + nd[u].depth;
            nd[v].parent = u;
            nd[v].jump = (nd[v].depth > jump_distance)
                ? st[nd[v].depth - jump_distance]
                : 0;
            dfs(v);
        }
    }
}

int sqrt_lca(int u, int v) {
    if (nd[v].depth > nd[u].depth) {
        int tmp = u; u = v; v = tmp;
    }

    // Întii adu-le la același nivel.
    while (nd[u].depth - jump_distance >= nd[v].depth) {
        u = nd[u].jump;
    }
    while (nd[u].depth > nd[v].depth) {
        u = nd[u].parent;
    }

    // Urcă blocuri întregi.
    while ((nd[u].depth >= jump_distance) && (nd[u].jump != nd[v].jump)) {
        u = nd[u].jump;
        v = nd[v].jump;
    }

    // Urcă nivel cu nivel.
```

```

while (u != v) {
    u = nd[u].parent;
    v = nd[v].parent;
}
return u;
}

void answer_queries() {
    int num_queries, u, v;
    scanf("%d", &num_queries);
    while (num_queries--) {
        scanf("%d %d", &u, &v);
        printf("%d\n", sqrt_lca(u, v));
    }
}

int main() {
    read_input_data();
    nd[1].depth = 1;
    dfs(1);
    answer_queries();

    return 0;
}

```

## I.2 LCA cu binary lifting ( $\log n$ pointeri per nod)

[◀ înapoi](#)

Implementare cu urcare în paralel.

```

#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 500'000;
const int MAX_LOG = 19;

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    int depth;
    int jump[MAX_LOG];
};

cell list[2 * MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];

```

```

int n, log_2;

void add_edge(int u, int v) {
    static int pos = 1;
    list[pos] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = pos++;
}

void read_input_data() {
    scanf("%d", &n);
    log_2 = 31 - __builtin_clz(n);

    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        add_edge(u, v);
        add_edge(v, u);
    }
}

// Traversează arborele și calculează adîncimile și jump pointers.
void dfs(int u, int parent) {
    nd[u].depth = 1 + nd[parent].depth;
    nd[u].jump[0] = parent;
    for (int i = 0; i < log_2; i++) {
        nd[u].jump[i + 1] = nd[nd[u].jump[i]].jump[i];
    }

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (v != parent) {
            dfs(v, u);
        }
    }
}

int lca(int u, int v) {
    if (nd[v].depth > nd[u].depth) {
        int tmp = u; u = v; v = tmp;
    }

    // Adu u și v la aceeași adîncime. Compară d[u] și d[v] bit cu bit.
    int pow = 0;
    while (nd[u].depth > nd[v].depth) {
        if ((nd[u].depth & (1 << pow)) != (nd[v].depth & (1 << pow))) {
            u = nd[u].jump[pow];
        }
        pow++;
    }
}

```



```

if (u == v) {
    return u;
} else {
    for (int i = log_2; i >= 0; i--) {
        if (nd[u].jump[i] != nd[v].jump[i]) {
            u = nd[u].jump[i];
            v = nd[v].jump[i];
        }
    }

    return nd[u].jump[0];
}
}

void answer_queries() {
    int num_queries, u, v;
    scanf("%d", &num_queries);
    while (num_queries--) {
        scanf("%d %d", &u, &v);
        printf("%d\n", lca(u, v));
    }
}

int main() {
    read_input_data();
    dfs(1, 0);
    answer_queries();

    return 0;
}

```

Implementare cu test de strămoș.

```

#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 500'000;
const int MAX_LOG = 19;

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    int time_in, time_out;
    int jump[MAX_LOG];
};

cell list[2 * MAX_NODES];

```

```
node nd[MAX_NODES + 1];
int n, log_2;

void add_edge(int u, int v) {
    static int pos = 1;
    list[pos] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = pos++;
}

void read_input_data() {
    scanf("%d", &n);
    log_2 = 31 - __builtin_clz(n);

    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        add_edge(u, v);
        add_edge(v, u);
    }
}

// Traversează arborele și calculează timpii de intrare în noduri și jump
// pointers.
void dfs(int u, int parent) {
    static int time = 0;
    nd[u].time_in = time++;

    nd[u].jump[0] = parent;
    for (int i = 0; i < log_2; i++) {
        nd[u].jump[i + 1] = nd[nd[u].jump[i]].jump[i];
    }

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (v != parent) {
            dfs(v, u);
        }
    }

    nd[u].time_out = time++;
}

bool is_ancestor(int u, int v) {
    return
        (nd[u].time_in <= nd[v].time_in) &&
        (nd[u].time_out >= nd[v].time_out);
}

int lca(int u, int v) {
    if (is_ancestor(u, v)) {
```

```

    return u;
}

// Găsește cel mai de sus strămoș al lui u care *nu* este strămoș al lui v.
for (int i = log_2; i >= 0; i--) {
    if (nd[u].jump[i] && !is_ancestor(nd[u].jump[i], v)) {
        u = nd[u].jump[i];
    }
}

// Acum părintele lui u este strămoș al lui v.
return nd[u].jump[0];
}

void answer_queries() {
    int num_queries, u, v;
    scanf("%d", &num_queries);
    while (num_queries--) {
        scanf("%d %d", &u, &v);
        printf("%d\n", lca(u, v));
    }
}

int main() {
    read_input_data();
    dfs(1, 0);
    answer_queries();

    return 0;
}

```

## I.3 LCA cu binary lifting (2 pointeri per nod)

[◀ înapoi](#)

Implementare cu urcare în paralel.

```

#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 500'000;

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    int depth;
};

```

```
int parent;
int jump;
};

cell list[2 * MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];
int n;

void add_edge(int u, int v) {
    static int pos = 1;
    list[pos] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = pos++;
}

void read_input_data() {
    scanf("%d", &n);

    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        add_edge(u, v);
        add_edge(v, u);
    }
}

// Traversează arborele și calculează părinții, adâncimile și jump pointers.
void dfs(int u) {

    int u2 = nd[u].jump, u3 = nd[u2].jump;
    bool equal = (nd[u2].depth - nd[u].depth == nd[u3].depth - nd[u2].depth);

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (!nd[v].depth) {
            nd[v].depth = 1 + nd[u].depth;
            nd[v].parent = u;
            nd[v].jump = equal ? u3 : u;
            dfs(v);
        }
    }
}

int two_ptr_lca(int u, int v) {
    if (nd[v].depth > nd[u].depth) {
        int tmp = u; u = v; v = tmp;
    }

    // Întîi adu-le la același nivel.
    while (nd[u].depth > nd[v].depth) {
        u = (nd[nd[u].jump].depth >= nd[v].depth) ? nd[u].jump : nd[u].parent;
    }
}
```

```

}

while (u != v) {
    if (nd[u].jump != nd[v].jump) {
        u = nd[u].jump;
        v = nd[v].jump;
    } else {
        u = nd[u].parent;
        v = nd[v].parent;
    }
}
return u;
}

void answer_queries() {
    int num_queries, u, v;
    scanf("%d", &num_queries);
    while (num_queries--) {
        scanf("%d %d", &u, &v);
        printf("%d\n", two_ptr_lca(u, v));
    }
}

int main() {
    read_input_data();
    nd[1].depth = 1;
    dfs(1);
    answer_queries();

    return 0;
}

```

Implementare cu test de strămoș.

```

#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 500'000;

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    int depth;
    int time_in, time_out;
    int parent;
    int jump;
};

```

```
cell list[2 * MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];
int n;

void add_edge(int u, int v) {
    static int pos = 1;
    list[pos] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = pos++;
}

void read_input_data() {
    scanf("%d", &n);

    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        add_edge(u, v);
        add_edge(v, u);
    }
}

// Traversează arborele și calculează părinții, adâncimile și jump pointers.
void dfs(int u) {
    static int time = 1;
    nd[u].time_in = time++;

    int u2 = nd[u].jump, u3 = nd[u2].jump;
    bool equal = (nd[u2].depth - nd[u].depth == nd[u3].depth - nd[u2].depth);

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (!nd[v].depth) {
            nd[v].depth = 1 + nd[u].depth;
            nd[v].parent = u;
            nd[v].jump = equal ? u3 : u;
            dfs(v);
        }
    }

    nd[u].time_out = time++;
}

bool is_ancestor(int u, int v) {
    return
        (nd[u].time_in <= nd[v].time_in) &&
        (nd[u].time_out >= nd[v].time_out);
}

int two_ptr_lca(int u, int v) {
```

```

// Găsește cel mai jos strămoș al lui u care este și strămoș al lui v.
while (!is_ancestor(u, v)) {
    if (nd[u].jump && !is_ancestor(nd[u].jump, v)) {
        u = nd[u].jump;
    } else {
        u = nd[u].parent;
    }
}

return u;
}

void answer_queries() {
    int num_queries, u, v;
    scanf("%d", &num_queries);
    while (num_queries--) {
        scanf("%d %d", &u, &v);
        printf("%d\n", two_ptr_lca(u, v));
    }
}

int main() {
    read_input_data();
    nd[1].depth = 1;
    dfs(1);
    answer_queries();

    return 0;
}

```

Implementare cu formula LSB și urcare în paralel.

```

#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 500'000;

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    int depth;
    // Fiecare nod stochează doi pointeri la strămoși: unul la părinte, altul cu
    // LSB(adîncime) niveluri mai sus, similar unui arbore Fenwick.
    int parent;
    int jump;
};

```

```
cell list[2 * MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];
int st[MAX_NODES + 1];    // stivă DFS pentru construcția pointerilor
int n;

void add_edge(int u, int v) {
    static int pos = 1;
    list[pos] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = pos++;
}

void read_input_data() {
    scanf("%d", &n);

    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        add_edge(u, v);
        add_edge(v, u);
    }
}

// Traversează arborele și calculează părinții, adâncimile și jump pointers.
void dfs(int u) {
    st[nd[u].depth] = u;    // Stiva reține nodurile gri.

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (!nd[v].depth) {
            nd[v].depth = 1 + nd[u].depth;
            nd[v].parent = u;
            nd[v].jump = st[nd[v].depth & (nd[v].depth - 1)];
            dfs(v);
        }
    }
}

int two_ptr_lca(int u, int v) {
    if (nd[v].depth > nd[u].depth) {
        int tmp = u; u = v; v = tmp;
    }

    // Întii adu-le la același nivel.
    while (nd[u].depth > nd[v].depth) {
        u = (nd[nd[u].jump].depth >= nd[v].depth) ? nd[u].jump : nd[u].parent;
    }

    while (u != v) {
        if (nd[u].jump != nd[v].jump) {
            u = nd[u].jump;
        }
    }
}
```



```

        v = nd[v].jump;
    } else {
        u = nd[u].parent;
        v = nd[v].parent;
    }
}
return u;
}

void answer_queries() {
    int num_queries, u, v;
    scanf("%d", &num_queries);
    while (num_queries--) {
        scanf("%d %d", &u, &v);
        printf("%d\n", two_ptr_lca(u, v));
    }
}

int main() {
    read_input_data();
    nd[1].depth = 1;
    dfs(1);
    answer_queries();

    return 0;
}

```

## I.4 LCA cu algoritmul lui Tarjan (offline)

[◀ înapoi](#)

Implementarea folosește STL, ca să ne putem concentra pe algoritm. Vă reamintesc însă că arborii scriși cu STL sînt de două ori mai lenți și consumă dublul memoriei.

```

#include <stdio.h>
#include <vector>

const int MAX_NODES = 500'000;
const int MAX_QUERIES = 500'000;

struct disjoint_set_forest {
    int p[MAX_NODES + 1];

    void init(int n) {
        for (int u = 1; u <= n; u++) {
            p[u] = u;
        }
    }
}

```

```
int find(int u) {
    return (p[u] == u)
        ? u
        : (p[u] = find(p[u]));
}

// Întotdeauna îl leagă pe v de u. Fără *union by rank*.
void unite(int u, int v) {
    p[find(v)] = find(u);
}
};

struct node {
    std::vector<int> adj, queries;
    bool visited;
};

struct query {
    int u, v, lca;
};

node nd[MAX_NODES + 1];
query q[MAX_QUERIES];
disjoint_set_forest dsf;
int n, num_queries;

void read_input_data() {
    scanf("%d", &n);
    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        nd[u].adj.push_back(v);
        nd[v].adj.push_back(u);
    }

    scanf("%d", &num_queries);
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        scanf("%d %d", &q[i].u, &q[i].v);
        nd[q[i].u].queries.push_back(i);
        nd[q[i].v].queries.push_back(i);
    }
}

void offline_lca(int u) {
    nd[u].visited = true;

    for (int v: nd[u].adj) {
        if (!nd[v].visited) {
            offline_lca(v);
        }
    }
}
```

```

        dsf.unite(u, v);
    }
}

for (int i: nd[u].queries) {
    int v = (q[i].u == u) ? q[i].v : q[i].u;
    if (nd[v].visited) {
        q[i].lca = dsf.find(v);
    }
}
}

void answer_queries() {
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        printf("%d\n", q[i].lca);
    }
}

int main() {
    read_input_data();
    dsf.init(n);
    offline_lca(1);
    answer_queries();

    return 0;
}

```

## I.5 Problema Gold Transfer (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 300'001;
const int OP_ADD_NODE = 1;
const int OP_BUY_GOLD = 2;

struct node {
    int depth;
    int supply;
    int cost;
    int parent;
    int jump;
};

struct purchase {
    int amount;
    long long cost;
};

```

```
};

node nd[MAX_NODES];
int stack[MAX_NODES];
int num_queries;

int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

void create_node_zero() {
    scanf("%d %d %d", &num_queries, &nd[0].supply, &nd[0].cost);
    nd[0].depth = 1;
}

void read_node(int u) {
    scanf("%d %d %d", &nd[u].parent, &nd[u].supply, &nd[u].cost);
    int p = nd[u].parent, p2 = nd[p].jump, p3 = nd[p2].jump;
    bool equal = (nd[p2].depth - nd[p].depth == nd[p3].depth - nd[p2].depth);
    nd[u].depth = 1 + nd[p].depth;
    nd[u].jump = equal ? p3 : p;
}

void buy_from_node(int u, int& demand, purchase& p) {
    int bought = min(demand, nd[u].supply);
    demand -= bought;
    nd[u].supply -= bought;
    p.amount += bought;
    p.cost += (long long)bought * nd[u].cost;
}

purchase buy_from_path(int path_end, int demand) {
    purchase result = { 0, 0 };
    int ptr = 1;
    stack[0] = path_end;

    // Binary lifting după caz. Păstrează rezultatele pe stivă pentru a obține
    // coborîrea în O(1) amortizat.
    while (ptr && demand) {
        int u = stack[ptr - 1];
        if (u && nd[nd[u].jump].supply) {
            stack[ptr++] = nd[u].jump;
        } else if (u && nd[nd[u].parent].supply) {
            stack[ptr++] = nd[u].parent;
        } else {
            buy_from_node(u, demand, result);
            if (!nd[u].supply) {
                ptr--;
            }
        }
    }
}
```

```

    }

    return result;
}

void buy_gold() {
    int u, demand;
    scanf("%d %d", &u, &demand);
    purchase p = buy_from_path(u, demand);
    printf("%d %lld\n", p.amount, p.cost);
    fflush(stdout);
}

void process_queries() {
    for (int q = 1; q <= num_queries; q++) {
        int type;
        scanf("%d", &type);
        if (type == OP_ADD_NODE) {
            read_node(q);
        } else {
            buy_gold();
        }
    }
}

int main() {
    create_node_zero();
    process_queries();

    return 0;
}

```

## I.6 Problema A and B and Lecture Rooms (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 100'000;

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    int depth;
    int time_in, time_out;
}

```

```
int parent;
int jump;

int subtree_size() {
    return time_out - time_in + 1;
}
};

cell list[2 * MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];
int n;

void add_edge(int u, int v) {
    static int pos = 1;
    list[pos] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = pos++;
}

void read_input_data() {
    scanf("%d", &n);

    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        add_edge(u, v);
        add_edge(v, u);
    }
}

// Traversează arborele și calculează părinții, adâncimile și *jump pointers*.
void dfs(int u) {
    static int time = 1;
    nd[u].time_in = time++;

    int u2 = nd[u].jump, u3 = nd[u2].jump;
    bool equal = (nd[u2].depth - nd[u].depth == nd[u3].depth - nd[u2].depth);
    int dest = equal ? u3 : u;

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (!nd[v].depth) {
            nd[v].depth = 1 + nd[u].depth;
            nd[v].parent = u;
            nd[v].jump = dest;
            dfs(v);
        }
    }

    nd[u].time_out = time - 1;
}
```

```

bool is_ancestor(int u, int v) {
    return
        (nd[u].time_in <= nd[v].time_in) &&
        (nd[u].time_out >= nd[v].time_out);
}

int two_ptr_lca(int u, int v) {
    // Găsește cel mai jos strămoș al lui u care este și strămoș al lui v.
    while (!is_ancestor(u, v)) {
        if (nd[u].jump && !is_ancestor(nd[u].jump, v)) {
            u = nd[u].jump;
        } else {
            u = nd[u].parent;
        }
    }

    return u;
}

int get_ancestor_at_depth(int u, int d) {
    while (nd[u].depth > d) {
        u = (nd[nd[u].jump].depth >= d) ? nd[u].jump : nd[u].parent;
    }
    return u;
}

int query(int u, int v) {
    if ((nd[u].depth + nd[v].depth) % 2) {
        return 0;
    }

    if (u == v) {
        return n;
    }

    int l = two_ptr_lca(u, v);
    if (nd[u].depth == nd[v].depth) {
        int u2 = get_ancestor_at_depth(u, nd[l].depth + 1);
        int v2 = get_ancestor_at_depth(v, nd[l].depth + 1);
        return n - nd[u2].subtree_size() - nd[v2].subtree_size();
    }

    if (nd[u].depth < nd[v].depth) {
        int tmp = u; u = v; v = tmp;
    }

    int mid_level = nd[l].depth + (nd[u].depth - nd[v].depth) / 2;
    int u2 = get_ancestor_at_depth(u, mid_level + 1);
    int mid = nd[u2].parent;

```

```
    return nd[mid].subtree_size() - nd[u2].subtree_size();
}

void answer_queries() {
    int num_queries, u, v;
    scanf("%d", &num_queries);
    while (num_queries--) {
        scanf("%d %d", &u, &v);
        printf("%d\n", query(u, v));
    }
}

int main() {
    read_input_data();
    nd[1].depth = 1;
    dfs(1);
    answer_queries();

    return 0;
}
```

---

## I.7 Problema Company (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

---

```
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 100'000;
const int MAX_SEGTREE_NODES = 256 * 1024;
const int INF = 1'000'000;

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    int parent;
    int jump;
    int depth;
};

int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

int max(int x, int y) {
    return (x > y) ? x : y;
}
```



```

}

struct segment_tree_node {
    int min1, min2, max1, max2;

    void set(int val) {
        min1 = max1 = val;
        min2 = INF;
        max2 = -INF;
    }

    void combine(segment_tree_node& other) {
        if (min1 < other.min1) {
            // păstrăm min1
            min2 = min(min2, other.min1);
        } else {
            min2 = min(min1, other.min2);
            min1 = other.min1;
        }
        if (max1 > other.max1) {
            // păstrăm max1
            max2 = max(max2, other.max1);
        } else {
            max2 = max(max1, other.max2);
            max1 = other.max1;
        }
    }
};

// Un arbore de intervale care stochează primul și al doilea minim și
// maxim. După construcția inițială, admite interogări pe interval.
struct segment_tree {
    segment_tree_node v[MAX_SEGTREE_NODES];
    int n;

    int next_power_of_2(int x) {
        return 1 << (32 - __builtin_clz(x - 1));
    }

    void init(int n) {
        this->n = next_power_of_2(n);
    }

    void set(int pos, int val) {
        v[n + pos].set(val);
    }

    void build() {
        for (int i = n - 1; i; i--) {
            v[i] = v[2 * i];
        }
    }
};

```

```
    v[i].combine(v[2 * i + 1]);
}
}

segment_tree_node query(int l, int r) {
    segment_tree_node result = { +INF, +INF, -INF, -INF };

    l += n;
    r += n;

    while (l <= r) {
        if (l & 1) {
            result.combine(v[l++]);
        }
        l >>= 1;

        if (!(r & 1)) {
            result.combine(v[r--]);
        }
        r >>= 1;
    }

    return result;
}
};

cell list[MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];
int dfs_order[MAX_NODES];
segment_tree st;
int n, num_queries;

void add_child(int p, int c) {
    static int ptr = 1;
    list[ptr] = { c, nd[p].adj };
    nd[p].adj = ptr++;
}

void read_tree() {
    scanf("%d %d", &n, &num_queries);

    for (int u = 2; u <= n; u++) {
        scanf("%d", &nd[u].parent);
        add_child(nd[u].parent, u);
    }
}

void dfs(int u) {
    static int time = 0;
    dfs_order[time] = u;
```

```

st.set(u, time++);

int u2 = nd[u].jump, u3 = nd[u2].jump;
bool equal = (nd[u2].depth - nd[u].depth == nd[u3].depth - nd[u2].depth);

for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
    int v = list[ptr].v;
    nd[v].depth = 1 + nd[u].depth;
    nd[v].parent = u;
    nd[v].jump = equal ? u3 : u;
    dfs(v);
}
}

int lca(int u, int v) {
    if (nd[v].depth > nd[u].depth) {
        int tmp = u; u = v; v = tmp;
    }

    // Întîi adu-le la același nivel.
    while (nd[u].depth > nd[v].depth) {
        u = (nd[nd[u].jump].depth >= nd[v].depth) ? nd[u].jump : nd[u].parent;
    }

    while (u != v) {
        if (nd[u].jump != nd[v].jump) {
            u = nd[u].jump;
            v = nd[v].jump;
        } else {
            u = nd[u].parent;
            v = nd[v].parent;
        }
    }
    return u;
}

void query(int l, int r, int& kick, int& depth) {
    segment_tree_node m = st.query(l, r);
    int u = dfs_order[m.min1];
    int v = dfs_order[m.min2];
    int w = dfs_order[m.max2];
    int x = dfs_order[m.max1];

    kick = x;
    depth = nd[lca(u, w)].depth;

    int cand = nd[lca(v, x)].depth;
    if (cand > depth) {
        kick = u;
        depth = cand;
    }
}

```

```
    }  
}  
  
void process_queries() {  
    while (num_queries-->0) {  
        int l, r, kick, depth;  
        scanf("%d %d", &l, &r);  
        query(l, r, kick, depth);  
        printf("%d %d\n", kick, depth);  
    }  
}  
  
int main() {  
    read_tree();  
    st.init(n + 1);  
    dfs(1);  
    st.build();  
    process_queries();  
  
    return 0;  
}
```

---

## I.8 Problema Duff in the Army (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <stdio.h>  
  
const int MAX_NODES = 100'000;  
const int MAX_LENGTH = 10;  
const int SENTINEL = 100'001; // populația maximă + 1  
  
int min(int x, int y) {  
    return (x < y) ? x : y;  
}  
  
int rbuf[2 * MAX_LENGTH]; // pentru combinarea a două liste  
  
// Un *roster* este o listă ordonată de ID-uri de persoane.  
struct roster {  
    int n;  
    int v[MAX_LENGTH + 1];  
  
    void clear() {  
        n = 0;  
    }  
  
    void add(int id) {
```

```

    int k = n;
    while (k && (id < v[k - 1])) {
        v[k] = v[k - 1];
        k--;
    }
    v[k] = id;
    if (n < MAX_LENGTH) {
        n++;
    }
}

void copy_from(roster& other) {
    n = other.n;
    for (int i = 0; i <= n; i++) {
        v[i] = other.v[i];
    }
}

void merge_from(roster& other, int limit) {
    v[n] = other.v[other.n] = SENTINEL;
    n = min(n + other.n, limit);
    int i = 0, j = 0;

    for (int k = 0; k < n; k++) {
        if (v[i] < other.v[j]) {
            rbuf[k] = v[i++];
        } else {
            rbuf[k] = other.v[j++];
        }
    }

    for (int i = 0; i < n; i++) {
        v[i] = rbuf[i];
    }
}

void print() {
    printf("%d", n);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        printf(" %d", v[i]);
    }
    printf("\n");
}

};

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {

```

```
int adj;
int depth;
int time_in, time_out;
int parent;
int jump;

// populația proprie
roster ids;

// populația pînă la destinația saltului, exclusiv
roster jids;

void compute_jump();
};

cell list[2 * MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];
int num_queries, num_people;

void node::compute_jump() {
    jids.copy_from(ids);

    int u = parent, u2 = nd[u].jump, u3 = nd[u2].jump;
    if (u3 && (nd[u2].depth - nd[u].depth == nd[u3].depth - nd[u2].depth)) {
        jump = u3;
        jids.merge_from(nd[u].jids, MAX_LENGTH);
        jids.merge_from(nd[u2].jids, MAX_LENGTH);
    } else {
        jump = u;
    }
}

void add_edge(int u, int v) {
    static int pos = 1;
    list[pos] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = pos++;
}

void read_input_data() {
    int n, u, v;
    scanf("%d %d %d", &n, &num_people, &num_queries);

    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        scanf("%d %d", &u, &v);
        add_edge(u, v);
        add_edge(v, u);
    }

    for (int id = 1; id <= num_people; id++) {
        scanf("%d", &u);
```

```

    nd[u].ids.add(id);
}
}

// Traversează arborele și calculează părinții, adâncimile, *jump pointers* și
// listele subîntinse de toți pointerii.
void dfs(int u) {
    static int time = 1;
    nd[u].time_in = time++;

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (!nd[v].depth) {
            nd[v].depth = 1 + nd[u].depth;
            nd[v].parent = u;
            nd[v].compute_jump();
            dfs(v);
        }
    }

    nd[u].time_out = time++;
}

bool is_ancestor(int u, int v) {
    return
        (nd[u].time_in <= nd[v].time_in) &&
        (nd[u].time_out >= nd[v].time_out);
}

int climb_until_ancestor(int u, int v, int limit, roster& dest) {
    while (!is_ancestor(u, v)) {
        if (nd[u].jump && !is_ancestor(nd[u].jump, v)) {
            dest.merge_from(nd[u].jids, limit);
            u = nd[u].jump;
        } else {
            dest.merge_from(nd[u].ids, limit);
            u = nd[u].parent;
        }
    }

    return u;
}

// Urcă cu u și v pînă la LCA și colectează listele de pe drumuri.
void two_ptr_lca(int u, int v, int limit, roster& dest) {
    dest.clear();
    u = climb_until_ancestor(u, v, limit, dest);
    v = climb_until_ancestor(v, u, limit, dest);
    dest.merge_from(nd[u].ids, limit);
}

```

```
void answer_queries() {
    int u, v, limit;
    roster r;
    while (num_queries--) {
        scanf("%d %d %d", &u, &v, &limit);
        two_ptr_lca(u, v, limit, r);
        r.print();
    }
}

int main() {
    read_input_data();
    nd[1].depth = 1;
    dfs(1);
    answer_queries();

    return 0;
}
```

---



# Anexa J

## Arbori - algoritmul lui Mo pe arbore

### J.1 Problema Dating (Codeforces)

[◀ înapoi](#)

Sursă cu LCA implementat cu doi pointeri ([versiune online](#)).

```
#include <algorithm>
#include <stdio.h>
#include <unordered_map>
#include <vector>

const int MAX_NODES = 100'000;
const int MAX_QUERIES = 100'000;
const int BLOCK_SIZE = 775; // de ordinul a sqrt(2n)

struct normalizer {
    std::unordered_map<int, int> map;

    int normalize(int x) {
        auto it = map.find(x);
        if (it == map.end()) {
            int result = 1 + map.size();
            map[x] = result;
            return result;
        } else {
            return it->second;
        }
    }
};

struct node {
    std::vector<int> adj; // listă de adiacență
    int tin, tout;       // timpi de intrare și ieșire din DFS
    int parent, jump;    // pointeri pentru LCA
};
```

```
int depth;
int fav;
bool gender;
};

struct query {
    int l, r;
    int lca;
    int orig_index;
};

node nd[MAX_NODES + 1];
int euler[2 * MAX_NODES + 1];
query q[MAX_QUERIES];
unsigned answer[MAX_QUERIES];
int n, num_queries;

void read_tree() {
    scanf("%d ", &n);
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        nd[u].gender = (getchar() == '1');
        getchar();
    }

    normalizer norm;
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        int x;
        scanf("%d", &x);
        nd[u].fav = norm.normalize(x);
    }

    for (int i = 1; i < n; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        nd[u].adj.push_back(v);
        nd[v].adj.push_back(u);
    }
}

void dfs(int u) {
    static int time = 0;
    nd[u].tin = ++time;
    euler[time] = u;

    int u2 = nd[u].jump, u3 = nd[u2].jump;
    bool equal = (nd[u2].depth - nd[u].depth == nd[u3].depth - nd[u2].depth);

    for (auto v: nd[u].adj) {
        if (!nd[v].tin) {
            nd[v].depth = 1 + nd[u].depth;
```

```

        nd[v].parent = u;
        nd[v].jump = equal ? u3 : u;
        dfs(v);
    }
}

nd[u].tout = ++time;
euler[time] = u;
}

bool is_ancestor(int u, int v) {
    return
        (nd[u].tin <= nd[v].tin) &&
        (nd[u].tout >= nd[v].tout);
}

int lca(int u, int v) {
    // Găsește cel mai jos strămoș al lui u care este și strămoș al lui v.
    while (!is_ancestor(u, v)) {
        if (nd[u].jump && !is_ancestor(nd[u].jump, v)) {
            u = nd[u].jump;
        } else {
            u = nd[u].parent;
        }
    }

    return u;
}

void read_queries() {
    scanf("%d", &num_queries);
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        int l = lca(u, v);
        if (nd[u].tin > nd[v].tin) {
            std::swap(u, v);
        }
        if (l == u) {
            q[i] = { nd[u].tin, nd[v].tin, 0, i };
        } else {
            q[i] = { nd[u].tout, nd[v].tin, l, i };
        }
    }
}

void sort_queries_in_mo_order() {
    std::sort(q, q + num_queries, [](query a, query b) {
        int x = a.l / BLOCK_SIZE, y = b.l / BLOCK_SIZE;
        if (x != y) {

```

```

    return (x < y);
} else if (x % 2) {
    return a.r > b.r;
} else {
    return a.r < b.r;
}
});
}

struct mo_tracker {
    bool on[MAX_NODES + 1]; // nodurile care apar exact o dată în interval
    int f[MAX_NODES + 1][2]; // frecvența numerelor favorite pentru fiecare gen
    int l, r;
    unsigned num_pairs;

    void init() {
        l = 1;
        r = 0;
    }

    void toggle(int pos) {
        int u = euler[pos];
        on[u] = !on[u];
        int sign = on[u] ? +1 : -1;
        f[nd[u].fav][nd[u].gender] += sign;
        num_pairs += sign * f[nd[u].fav][!nd[u].gender];
    }

    unsigned query(int target_l, int target_r, int extra_fav, bool extra_gender) {
        while (l > target_l) {
            toggle(--l);
        }
        while (r < target_r) {
            toggle(++r);
        }
        while (l < target_l) {
            toggle(l++);
        }
        while (r > target_r) {
            toggle(r--);
        }

        if (extra_fav) {
            return num_pairs + f[extra_fav][!extra_gender];
        } else {
            return num_pairs;
        }
    }
};

```

```

mo_tracker tracker;

void answer_queries() {
    tracker.init();
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        int extra_fav = nd[q[i].lca].fav;
        int extra_gender = nd[q[i].lca].gender;
        unsigned result = tracker.query(q[i].l, q[i].r, extra_fav, extra_gender);
        answer[q[i].orig_index] = result;
    }
}

void write_answers() {
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        printf("%u\n", answer[i]);
    }
}

int main() {
    read_tree();
    nd[1].depth = 1;
    dfs(1);
    read_queries();
    sort_queries_in_mo_order();
    answer_queries();
    write_answers();

    return 0;
}

```

Sursă cu LCA implementat cu algoritmul lui Tarjan ([versiune online](#)).

```

#include <algorithm>
#include <stdio.h>
#include <unordered_map>

const int MAX_NODES = 100'000;
const int MAX_QUERIES = 100'000;
const int BLOCK_SIZE = 775; // de ordinul a sqrt(2n)

struct disjoint_set_forest {
    int p[MAX_NODES + 1];

    void init(int n) {
        for (int u = 1; u <= n; u++) {
            p[u] = u;
        }
    }
}

```

```

int find(int u) {
    return (p[u] == u)
        ? u
        : (p[u] = find(p[u]));
}

// Întotdeauna îl alipește pe v la u. Fără *union by rank*.
void unite(int u, int v) {
    p[find(v)] = find(u);
}

};

struct normalizer {
    std::unordered_map<int, int> map;

    int normalize(int x) {
        auto it = map.find(x);
        if (it == map.end()) {
            int result = 1 + map.size();
            map[x] = result;
            return result;
        } else {
            return it->second;
        }
    }
};

struct cell {
    int val, next;
};

struct node {
    int adj;      // listă de adiacență
    int queries;  // listă de interogări pentru acest nod
    int tin, tout; // timpi de intrare și ieșire din DFS
    int fav;
    bool gender;
};

struct query {
    // Redenumeste și refolosește câmpurile pentru a economisi memorie.
    union { int u; int l; };
    union { int v; int r; };
    int lca;
    int orig_index;
};

cell list[2 * MAX_NODES];
cell qlist[2 * MAX_QUERIES + 1];
node nd[MAX_NODES + 1];

```

```

int euler[2 * MAX_NODES + 1];
disjoint_set_forest dsf;
query q[MAX_QUERIES];
unsigned answer[MAX_QUERIES];
int n, num_queries;

void add_edge(int u, int v) {
    static int pos = 1;
    list[pos] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = pos++;
}

void add_query(int ind, int u) {
    static int pos = 1;
    qlist[pos] = { ind, nd[u].queries };
    nd[u].queries = pos++;
}

void read_tree() {
    scanf("%d ", &n);
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        nd[u].gender = (getchar() == '1');
        getchar();
    }

    normalizer norm;
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        int x;
        scanf("%d", &x);
        nd[u].fav = norm.normalize(x);
    }

    for (int i = 1; i < n; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        add_edge(u, v);
        add_edge(v, u);
    }
}

void read_queries() {
    scanf("%d", &num_queries);
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        scanf("%d %d", &q[i].u, &q[i].v);
        add_query(i, q[i].u);
        add_query(i, q[i].v);
        q[i].orig_index = i;
    }
}

```

```

void process_lca_queries(int u) {
    for (int ptr = nd[u].queries; ptr; ptr = qlist[ptr].next) {
        int i = qlist[ptr].val;
        int v = (q[i].u == u) ? q[i].v : q[i].u;
        if (nd[v].tin) {
            q[i].lca = dsf.find(v);
        }
    }
}

void dfs(int u) {
    static int time = 0;
    nd[u].tin = ++time;
    euler[time] = u;

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].val;
        if (!nd[v].tin) {
            dfs(v);
            dsf.unite(u, v);
        }
    }

    process_lca_queries(u);

    nd[u].tout = ++time;
    euler[time] = u;
}

// Acum că știm LCA-urile și timpii Euler, calculează intervalele.
void rewrite_queries() {
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        if (nd[q[i].u].tin > nd[q[i].v].tin) {
            int tmp = q[i].u;
            q[i].u = q[i].v;
            q[i].v = tmp;
        }
        if (q[i].lca == q[i].u) {
            q[i].l = nd[q[i].u].tin;
            q[i].r = nd[q[i].v].tin;
            q[i].lca = 0;
        } else {
            q[i].l = nd[q[i].u].tout;
            q[i].r = nd[q[i].v].tin;
        }
    }
}

void sort_queries_in_mo_order() {
    std::sort(q, q + num_queries, [](query a, query b) {

```



```

    int x = a.l / BLOCK_SIZE, y = b.l / BLOCK_SIZE;
    if (x != y) {
        return (x < y);
    } else if (x % 2) {
        return a.r > b.r;
    } else {
        return a.r < b.r;
    }
});
}

struct mo_tracker {
    bool on[MAX_NODES + 1]; // nodurile care apar exact o dată în interval
    int f[MAX_NODES + 1][2]; // frecvența numerelor favorite pentru fiecare gen
    int l, r;
    unsigned num_pairs;

    void init() {
        l = 1;
        r = 0;
    }

    void toggle(int pos) {
        int u = euler[pos];
        on[u] = !on[u];
        int sign = on[u] ? +1 : -1;
        f[nd[u].fav][nd[u].gender] += sign;
        num_pairs += sign * f[nd[u].fav][!nd[u].gender];
    }

    unsigned query(int target_l, int target_r, int extra_fav, bool extra_gender) {
        while (l > target_l) {
            toggle(--l);
        }
        while (r < target_r) {
            toggle(++r);
        }
        while (l < target_l) {
            toggle(l++);
        }
        while (r > target_r) {
            toggle(r--);
        }

        if (extra_fav) {
            return num_pairs + f[extra_fav][!extra_gender];
        } else {
            return num_pairs;
        }
    }
}

```

```
};

mo_tracker tracker;

void answer_queries() {
    tracker.init();
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        int extra_fav = nd[q[i].lca].fav;
        int extra_gender = nd[q[i].lca].gender;
        unsigned result = tracker.query(q[i].l, q[i].r, extra_fav, extra_gender);
        answer[q[i].orig_index] = result;
    }
}

void write_answers() {
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        printf("%u\n", answer[i]);
    }
}

int main() {
    read_tree();
    read_queries();
    dsf.init(n);
    dfs(1);
    rewrite_queries();
    sort_queries_in_mo_order();
    answer_queries();
    write_answers();

    return 0;
}
```

---

# Anexa K

## Arbori - descompunere *heavy-light*

### K.1 Problema Heavy Path Decomposition (Infoarena)

[◀ înapoi](#)

Versiunea 1.

```
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 1 << 17;

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    int val;
    int depth;
    int parent;
    int heavy; // fiul cu subarborele maxim
    int head;  // vârful lanțului nostru
    int tin;   // momentul descoperirii în DFS
};

node nd[MAX_NODES + 1];

int next_power_of_2(int x) {
    return 1 << (32 - __builtin_clz(x - 1));
}

int max(int x, int y) {
    return (x > y) ? x : y;
}
```

```
struct segment_tree {
    int v[2 * MAX_NODES];
    int n;

    void init(int n) {
        this->n = next_power_of_2(n);
        for (int u = 1; u <= n; u++) {
            v[nd[u].tin + this->n] = nd[u].val;
        }
        for (int pos = this->n - 1; pos; pos--) {
            v[pos] = max(v[2 * pos], v[2 * pos + 1]);
        }
    }

    void update(int pos, int val) {
        pos += n;
        v[pos] = val;
        for (pos /= 2; pos; pos /= 2) {
            v[pos] = max(v[2 * pos], v[2 * pos + 1]);
        }
    }

    int rmq(int l, int r) {
        int result = -1;

        l += n;
        r += n;

        while (l <= r) {
            if (l & 1) {
                result = max(result, v[l++]);
            }
            l >>= 1;

            if (!(r & 1)) {
                result = max(result, v[r--]);
            }
            r >>= 1;
        }

        return result;
    }
};

cell list[2 * MAX_NODES];
segment_tree segtree;
int n, num_queries;
FILE *fin, *fout;

void add_edge(int u, int v) {
```

```

static int pos = 1;
list[pos] = { v, nd[u].adj };
nd[u].adj = pos++;
}

void read_data() {
    fscanf(fin, "%d %d", &n, &num_queries);
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        fscanf(fin, "%d", &nd[u].val);
    }

    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        int u, v;
        fscanf(fin, "%d %d", &u, &v);
        add_edge(u, v);
        add_edge(v, u);
    }
}

// Returnează mărimea subarborelui lui u.
int heavy_dfs(int u) {
    int my_size = 1, max_child_size = 0;

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (v != nd[u].parent) {

            nd[v].parent = u;
            nd[v].depth = 1 + nd[u].depth;
            int child_size = heavy_dfs(v);
            my_size += child_size;
            if (child_size > max_child_size) {
                max_child_size = child_size;
                nd[u].heavy = v;
            }

        }
    }

    return my_size;
}

void decompose_dfs(int u, int head) {
    static int time = 0;

    nd[u].head = head;
    nd[u].tin = time++;

    if (nd[u].heavy) {
        decompose_dfs(nd[u].heavy, head);
    }
}

```

```
}

for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
    int v = list[ptr].v;
    if (v != nd[u].parent && v != nd[u].heavy) {
        decompose_dfs(v, v); // începe un lanț nou
    }
}
}

int query(int u, int v) {
    int result = 0;
    while (nd[u].head != nd[v].head) {
        // Interogare de prefix pe lanțul de jos.
        if (nd[nd[v].head].depth > nd[nd[u].head].depth) {
            int tmp = u; u = v; v = tmp;
        }
        result = max(result, segtree.rmquery(nd[nd[u].head].tin, nd[u].tin));
        // Saltul la părintele capului de lanț ne plasează pe un lanț nou.
        u = nd[nd[u].head].parent;
    }

    // Ultima interogare are loc pe lanțul comun.
    if (nd[u].depth > nd[v].depth) {
        int tmp = u; u = v; v = tmp;
    }
    result = max(result, segtree.rmquery(nd[u].tin, nd[v].tin));

    return result;
}

void process_queries() {
    while (num_queries--) {
        int t, x, y;
        fscanf(fin, "%d %d %d", &t, &x, &y);
        if (t) {
            fprintf(fout, "%d\n", query(x, y));
        } else {
            segtree.update(nd[x].tin, y);
        }
    }
}

int main() {
    fin = fopen("heavypath.in", "r");
    fout = fopen("heavypath.out", "w");

    read_data();
    heavy_dfs(1);
    decompose_dfs(1, 1);
}
```

```

    segtree.init(n);
    process_queries();

    fclose(fin);
    fclose(fout);

    return 0;
}

```

Versiunea 2.

```

#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 1 << 17;

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    int val;
    int parent;
    int heavy; // fiul cu subarborele maxim
    int head;  // vârful lanțului nostru
    int tin;   // momentul descoperirii în DFS
};

node nd[MAX_NODES + 1];

int next_power_of_2(int x) {
    return 1 << (32 - __builtin_clz(x - 1));
}

int max(int x, int y) {
    return (x > y) ? x : y;
}

struct segment_tree {
    int v[2 * MAX_NODES];
    int n;

    void init(int n) {
        this->n = next_power_of_2(n);
        for (int u = 1; u <= n; u++) {
            v[nd[u].tin + this->n] = nd[u].val;
        }
        for (int pos = this->n - 1; pos; pos--) {
            v[pos] = max(v[2 * pos], v[2 * pos + 1]);
        }
    }
};

```

```
    }
}

void update(int pos, int val) {
    pos += n;
    v[pos] = val;
    for (pos /= 2; pos; pos /= 2) {
        v[pos] = max(v[2 * pos], v[2 * pos + 1]);
    }
}

int rmq(int l, int r) {
    int result = -1;

    l += n;
    r += n;

    while (l <= r) {
        if (l & 1) {
            result = max(result, v[l++]);
        }
        l >>= 1;

        if (!(r & 1)) {
            result = max(result, v[r--]);
        }
        r >>= 1;
    }

    return result;
}
};

cell list[2 * MAX_NODES];
segment_tree segtree;
int n, num_queries;
FILE *fin, *fout;

void add_edge(int u, int v) {
    static int pos = 1;
    list[pos] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = pos++;
}

void read_data() {
    fscanf(fin, "%d %d", &n, &num_queries);
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        fscanf(fin, "%d", &nd[u].val);
    }
}
```



```

for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
    int u, v;
    fscanf(fin, "%d %d", &u, &v);
    add_edge(u, v);
    add_edge(v, u);
}
}

// Returnează mărimea subarborelui lui u.
int heavy_dfs(int u) {
    int my_size = 1, max_child_size = 0;

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (v != nd[u].parent) {

            nd[v].parent = u;
            int child_size = heavy_dfs(v);
            my_size += child_size;
            if (child_size > max_child_size) {
                max_child_size = child_size;
                nd[u].heavy = v;
            }

        }
    }

    return my_size;
}

void decompose_dfs(int u, int head) {
    static int time = 0;

    nd[u].head = head;
    nd[u].tin = time++;

    if (nd[u].heavy) {
        decompose_dfs(nd[u].heavy, head);
    }

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (v != nd[u].parent && v != nd[u].heavy) {
            decompose_dfs(v, v); // începe un lanț nou
        }
    }
}

int query(int u, int v) {
    int result = 0;

```

```
while (nd[u].head != nd[v].head) {
    // Interogare de prefix pe lanțul de jos.
    if (nd[v].tin > nd[u].tin) {
        int tmp = u; u = v; v = tmp;
    }
    result = max(result, segtree.rmq(nd[nd[u].head].tin, nd[u].tin));
    // Saltul la părintele capului de lanț ne plasează pe un lanț nou.
    u = nd[nd[u].head].parent;
}

// Ultima interogare are loc pe lanțul comun.
if (nd[u].tin > nd[v].tin) {
    int tmp = u; u = v; v = tmp;
}
result = max(result, segtree.rmq(nd[u].tin, nd[v].tin));

return result;
}

void process_queries() {
    while (num_queries--) {
        int t, x, y;
        fscanf(fin, "%d %d %d", &t, &x, &y);
        if (t) {
            fprintf(fout, "%d\n", query(x, y));
        } else {
            segtree.update(nd[x].tin, y);
        }
    }
}

int main() {
    fin = fopen("heavypath.in", "r");
    fout = fopen("heavypath.out", "w");

    read_data();
    heavy_dfs(1);
    decompose_dfs(1, 1);
    segtree.init(n);
    process_queries();

    fclose(fin);
    fclose(fout);

    return 0;
}
```

## K.2 Problema Disruption (USACO)

[◀ înapoi](#)

Soluție cu descompunere *heavy-light*.

```
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 50'000;
const int MAX_SEGTREE_NODES = 1 << 17;
const int INFINITY = 2'000'000'000;

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    int parent;
    int heavy;
    int head;
    int pos;
};

struct edge {
    int u, v;
};

int next_power_of_2(int x) {
    return 1 << (32 - __builtin_clz(x - 1));
}

int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

// Un arbore de intervale care suportă operațiile:
//
// 1. set(l, r, m): atribuie v[i] = min(v[i], m) pe toate pozițiile l ≤ i ≤ r.
// 2. get(i): returnează v[i].
//
// În plus, toate operațiile get() vin după toate operațiile set().
struct segment_tree {
    int v[MAX_SEGTREE_NODES];
    int n;

    void init(int n) {
        this->n = next_power_of_2(n);
        for (int i = 1; i < 2 * this->n; i++) {
            v[i] = INFINITY;
        }
    }
};
```

```
    }
}

void set(int l, int r, int val) {
    l += n;
    r += n;

    while (l <= r) {
        if (l & 1) {
            v[l] = min(v[l], val);
            l++;
        }
        l >>= 1;

        if (!(r & 1)) {
            v[r] = min(v[r], val);
            r--;
        }
        r >>= 1;
    }
}

void push_all() {
    for (int i = 1; i < n; i++) {
        v[2 * i] = min(v[2 * i], v[i]);
        v[2 * i + 1] = min(v[2 * i + 1], v[i]);
    }
}

int get(int pos) {
    return v[pos + n];
}

};

cell list[2 * MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];
edge e[MAX_NODES];
segment_tree segtree;
FILE* fin;
int n, num_extra_paths;

void add_edge(int u, int v) {
    static int ptr = 1;
    list[ptr] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = ptr++;
}

void read_tree() {
    fscanf(fin, "%d %d", &n, &num_extra_paths);
    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
```

```

    int u, v;
    fscanf(fin, "%d %d", &u, &v);
    e[i] = { u, v };
    add_edge(u, v);
    add_edge(v, u);
}
}

int heavy_dfs(int u) {
    int my_size = 1, max_child_size = 0;

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (v != nd[u].parent) {

            nd[v].parent = u;
            int child_size = heavy_dfs(v);
            my_size += child_size;
            if (child_size > max_child_size) {
                max_child_size = child_size;
                nd[u].heavy = v;
            }

        }
    }

    return my_size;
}

void decompose_dfs(int u, int head) {
    static int time = 0;

    nd[u].head = head;
    nd[u].pos = time++;

    if (nd[u].heavy) {
        decompose_dfs(nd[u].heavy, head);
    }

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (v != nd[u].parent && v != nd[u].heavy) {
            decompose_dfs(v, v);
        }
    }
}

void set_cost_on_path(int u, int v, int cost) {
    while (nd[u].head != nd[v].head) {
        if (nd[v].pos > nd[u].pos) {

```

```
    int tmp = u; u = v; v = tmp;
}
segtree.set(nd[nd[u].head].pos, nd[u].pos, cost);
u = nd[nd[u].head].parent;
}

if (nd[u].pos > nd[v].pos) {
    int tmp = u; u = v; v = tmp;
}

// Nu scrie nimic pe nodul LCA însuși.
segtree.set(nd[u].pos + 1, nd[v].pos, cost);
}

void read_extra_paths() {
    while (num_extra_paths--) {
        int u, v, cost;
        fscanf(fin, "%d %d %d\n", &u, &v, &cost);
        set_cost_on_path(u, v, cost);
    }
}

void compute_answers() {
    FILE* fout = fopen("disrupt.out", "w");

    segtree.push_all();
    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        int child = (nd[e[i].u].parent == e[i].v) ? e[i].u : e[i].v;
        int cost = segtree.get(nd[child].pos);
        cost = (cost == INFINITY) ? -1 : cost;
        fprintf(fout, "%d\n", cost);
    }

    fclose(fout);
}

int main() {
    fin = fopen("disrupt.in", "r");
    read_tree();
    heavy_dfs(1);
    decompose_dfs(1, 1);
    segtree.init(n);
    read_extra_paths();
    compute_answers();
    fclose(fin);

    return 0;
}
```

Soluție cu tehnica *small-to-large*.

```
#include <algorithm>
#include <set>
#include <stdio.h>
#include <vector>

typedef unsigned short u16;
typedef std::set<u16> set;

const int MAX_NODES = 50'000;
const int MAX_REPL_PATHS = 50'000;

struct node {
    std::vector<u16> adj;
    std::vector<u16> repl_ids;
    u16 parent;
    int min_cost;
};

struct edge {
    u16 u, v;
};

struct repl_path {
    u16 u, v;
    int cost;
};

node nd[MAX_NODES + 1];
edge e[MAX_NODES];
repl_path repl[MAX_REPL_PATHS];
int n, num_repl_paths;

void read_data() {
    FILE* f = fopen("disrupt.in", "r");

    fscanf(f, "%d %d", &n, &num_repl_paths);
    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        u16 u, v;
        fscanf(f, "%hd %hd", &u, &v);
        e[i] = { u, v };
        nd[u].adj.push_back(v);
        nd[v].adj.push_back(u);
    }

    for (int i = 0; i < num_repl_paths; i++) {
        fscanf(f, "%hd %hd %d\n", &repl[i].u, &repl[i].v, &repl[i].cost);
    }
}
```

```
    fclose(f);
}

void sort_repl_paths() {
    std::sort(repl, repl + num_repl_paths, [](repl_path& a, repl_path& b) {
        return a.cost < b.cost;
    });
}

void distribute_repl_paths() {
    for (int i = 0; i < num_repl_paths; i++) {
        nd[repl[i].u].repl_ids.push_back(i);
        nd[repl[i].v].repl_ids.push_back(i);
    }
}

void merge_sets(set& parent, set& child) {
    if (child.size() > parent.size()) {
        parent.swap(child);
    }
    for (u16 id: child) {
        std::pair<set::iterator, bool> p = parent.insert(id);
        if (!p.second) {
            // Inserarea a eşuat deoarece ID-ul este deja în set; șterge-l.
            parent.erase(p.first);
        }
    }
    child.clear();
}

set dfs(int u) {
    set s;
    for (u16 id: nd[u].repl_ids) {
        s.insert(id);
    }

    for (u16 v: nd[u].adj) {
        if (v != nd[u].parent) {
            nd[v].parent = u;
            set s2 = dfs(v);
            merge_sets(s, s2);
        }
    }

    if (s.empty()) {
        nd[u].min_cost = -1;
    } else {
        u16 first = *s.begin();
        nd[u].min_cost = repl[first].cost;
    }
}
```



```

    }

    return s;
}

void compute_answers() {
    FILE* fout = fopen("disrupt.out", "w");

    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        int child = (nd[e[i].u].parent == e[i].v) ? e[i].u : e[i].v;
        int cost = nd[child].min_cost;
        fprintf(fout, "%d\n", cost);
    }

    fclose(fout);
}

int main() {
    read_data();
    sort_repl_paths();
    distribute_repl_paths();
    dfs(1);
    compute_answers();

    return 0;
}

```

Soluție cu tehnica *small-to-large* cu DFS exclusiv.

```

#include <algorithm>
#include <stdio.h>
#include <vector>

typedef unsigned short u16;

const int MAX_NODES = 50'000;
const int MAX_REPL_PATHS = 50'000;

struct node {
    std::vector<u16> adj;
    std::vector<u16> repl_ids;
    u16 parent;
    u16 heavy;
    u16 min_id;
};

struct edge {
    u16 u, v;
};

```

```
struct repl_path {
    u16 u, v;
    int cost;
};

// Un arbore Fenwick de booleeni. Admite operația „cel mai mic bit setat”.
struct fenwick_tree {
    u16 v[MAX_NODES + 1];
    bool raw[MAX_NODES + 1];
    int n;
    int max_p2;

    void init(int n) {
        this->n = n;
        max_p2 = 1 << (31 - __builtin_clz(n));
    }

    void add(int pos, int delta) {
        do {
            v[pos] += delta;
            pos += pos & -pos;
        } while (pos <= n);
    }

    void toggle(int pos) {
        add(pos, raw[pos] ? -1 : +1);
        raw[pos] = !raw[pos];
    }

    // Returnează poziția primului bit setat sau n + 1 dacă arborele este gol.
    int get_first_set_bit() {
        int pos = 0;

        for (int interval = max_p2; interval; interval >>= 1) {
            if ((pos + interval <= n) && (v[pos + interval] == 0)) {
                pos += interval;
            }
        }

        return pos + 1;
    }
};

node nd[MAX_NODES + 1];
edge e[MAX_NODES];
repl_path repl[MAX_REPL_PATHS + 1];
fenwick_tree fen;
int n, num_repl;
```

```

void read_data() {
    FILE* f = fopen("disrupt.in", "r");

    fscanf(f, "%d %d", &n, &num_repl);
    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        u16 u, v;
        fscanf(f, "%hd %hd", &u, &v);
        e[i] = { u, v };
        nd[u].adj.push_back(v);
        nd[v].adj.push_back(u);
    }

    for (int i = 1; i <= num_repl; i++) {
        fscanf(f, "%hd %hd %d\n", &repl[i].u, &repl[i].v, &repl[i].cost);
    }

    fclose(f);
}

void sort_repl_paths() {
    std::sort(repl + 1, repl + num_repl + 1, [](repl_path& a, repl_path& b) {
        return a.cost < b.cost;
    });
}

void distribute_repl_paths() {
    for (int i = 1; i <= num_repl; i++) {
        nd[repl[i].u].repl_ids.push_back(i);
        nd[repl[i].v].repl_ids.push_back(i);
    }
}

int size_dfs(int u) {
    int size = 1, max_c_size = 0;

    for (u16 v: nd[u].adj) {
        if (v != nd[u].parent) {
            nd[v].parent = u;
            int c = size_dfs(v);
            size += c;
            if (!nd[u].heavy || (c > max_c_size)) {
                nd[u].heavy = v;
                max_c_size = c;
            }
        }
    }

    return size;
}

```

```
void toggle_node(int u) {
    for (u16 id: nd[u].repl_ids) {
        fen.toggle(id);
    }
}

void toggle_subtree(int u) {
    toggle_node(u);
    for (int v: nd[u].adj) {
        if (v != nd[u].parent) {
            toggle_subtree(v);
        }
    }
}

void dfs(int u) {
    for (u16 v: nd[u].adj) {
        if ((v != nd[u].parent) && (v != nd[u].heavy)) {
            dfs(v);
            toggle_subtree(v);
        }
    }

    if (nd[u].heavy) {
        dfs(nd[u].heavy);
    }

    for (u16 v: nd[u].adj) {
        if ((v != nd[u].parent) && (v != nd[u].heavy)) {
            toggle_subtree(v);
        }
    }

    toggle_node(u);
    nd[u].min_id = fen.get_first_set_bit();
}

void compute_answers() {
    FILE* fout = fopen("disrupt.out", "w");

    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        int child = (nd[e[i].u].parent == e[i].v) ? e[i].u : e[i].v;
        int id = nd[child].min_id;
        int cost = (id <= num_repl) ? repl[id].cost : -1;
        fprintf(fout, "%d\n", cost);
    }

    fclose(fout);
}
```

```

int main() {
    read_data();
    sort_repl_paths();
    distribute_repl_paths();
    fen.init(num_repl);
    size_dfs(1);
    dfs(1);
    compute_answers();

    return 0;
}

```

## K.3 Problema Rafaela (Lot 2014)

[◀ înapoi](#)

Soluție cu HLD ([versiune online](#)).

```

// Complexitate:  $O(q \log^2 n)$ .
// Metodă: descompunere heavy-light.
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 200'000;
const int MAX_SEGTREE_NODES = 1 << 19;

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    int parent;
    int heavy;    // fiul cu cel mai mare subarbore
    int head;     // începutul lanțului nostru
    int tin, tout; // momentele intrării și ieșirii din DFS
    int init_pop; // populația inițială
};

int next_power_of_2(int x) {
    return 1 << (32 - __builtin_clz(x - 1));
}

int max(int x, int y) {
    return (x > y) ? x : y;
}

struct segtree_node {
    int m;    // maximul din intervalul subîntins

```

```
int lazy; // sumă de adăugat la tot intervalul
// Invariant: pentru nodul curent, m include lazy
};

// Arbore de segmente cu adăugare pe interval și maxim pe interval.
struct segment_tree {
    segtree_node v[MAX_SEGTREE_NODES];
    int n, bits;

    void init(int size) {
        n = next_power_of_2(size);
        bits = __builtin_popcount(n - 1);
    }

    void raw_set(int pos, int val) {
        v[pos + n].m = val;
    }

    void build() {
        for (int pos = n - 1; pos; pos--) {
            v[pos].m = max(v[2 * pos].m, v[2 * pos + 1].m);
        }
    }

    void push(int pos) {
        if (v[pos].lazy) {
            v[2 * pos].m += v[pos].lazy;
            v[2 * pos].lazy += v[pos].lazy;
            v[2 * pos + 1].m += v[pos].lazy;
            v[2 * pos + 1].lazy += v[pos].lazy;
            v[pos].lazy = 0;
        }
    }

    void push_path(int pos) {
        for (int b = bits; b; b--) {
            push(pos >> b);
        }
    }

    void pull_path(int pos) {
        for (pos /= 2; pos; pos /= 2) {
            if (!v[pos].lazy) {
                v[pos].m = max(v[2 * pos].m, v[2 * pos + 1].m);
            }
        }
    }

    void range_add(int l, int r, int val) {
        l += n;
```

```

    r += n;
    int orig_l = l, orig_r = r;

    push_path(l);
    push_path(r);

    while (l <= r) {
        if (l & 1) {
            v[l].m += val;
            v[l++].lazy += val;
        }
        l >>= 1;

        if (!(r & 1)) {
            v[r].m += val;
            v[r--].lazy += val;
        }
        r >>= 1;
    }

    pull_path(orig_l);
    pull_path(orig_r);
}

int range_max(int l, int r) {
    int result = 0;

    l += n;
    r += n;
    push_path(l);
    push_path(r);

    while (l <= r) {
        if (l & 1) {
            result = max(result, v[l++].m);
        }
        l >>= 1;

        if (!(r & 1)) {
            result = max(result, v[r--].m);
        }
        r >>= 1;
    }

    return result;
}

};

cell list[2 * MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];

```

```
segment_tree segtree;
FILE *fin, *fout;
int n, num_queries, total_pop;

void add_edge(int u, int v) {
    static int ptr = 1;
    list[ptr] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = ptr++;
}

void read_tree() {
    fscanf(fin, "%d %d", &n, &num_queries);
    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        int u, v;
        fscanf(fin, "%d %d", &u, &v);
        add_edge(u, v);
        add_edge(v, u);
    }

    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        fscanf(fin, "%d", &nd[u].init_pop);
        total_pop += nd[u].init_pop;
    }
}

int heavy_dfs(int u) {
    int my_size = 1, max_child_size = 0;

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (v != nd[u].parent) {

            nd[v].parent = u;
            int child_size = heavy_dfs(v);
            my_size += child_size;
            nd[u].init_pop += nd[v].init_pop;
            if (child_size > max_child_size) {
                max_child_size = child_size;
                nd[u].heavy = v;
            }

        }
    }

    return my_size;
}

void decompose_dfs(int u, int head) {
    static int time = 0;
```



```

nd[u].head = head;
nd[u].tin = time++;
segtree.raw_set(nd[u].tin, nd[u].init_pop);

if (nd[u].heavy) {
    decompose_dfs(nd[u].heavy, head);
}

for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
    int v = list[ptr].v;
    if (v != nd[u].parent && v != nd[u].heavy) {
        decompose_dfs(v, v); // la v incepe un lanț nou
    }
}

nd[u].tout = time - 1;
}

void update(int u, int delta) {
    total_pop += delta;
    while (u) {
        int h = nd[u].head;
        segtree.range_add(nd[h].tin, nd[u].tin, delta);
        u = nd[h].parent;
    }
}

int query(int u) {
    int size_of_u = segtree.range_max(nd[u].tin, nd[u].tin);
    int from_parent = total_pop - size_of_u;
    int from_any_child = segtree.range_max(nd[u].tin + 1, nd[u].tout);
    return max(from_parent, from_any_child);
}

void process_ops() {
    char type;
    int u, delta;

    while (num_queries--) {
        fscanf(fin, " %c", &type);
        if (type == 'U') {
            fscanf(fin, "%d %d ", &delta, &u);
            update(u, delta);
        } else {
            fscanf(fin, "%d ", &u);
            fprintf(fout, "%d\n", query(u));
        }
    }
}

```

```
int main() {
    fin = fopen("rafaela.in", "r");
    fout = fopen("rafaela.out", "w");

    read_tree();
    segtree.init(n);
    heavy_dfs(1);
    decompose_dfs(1, 1);
    segtree.build();
    process_ops();

    fclose(fin);
    fclose(fout);

    return 0;
}
```

---

Soluție cu HLD și multiset ([versiune online](#)).

---

```
// Complexitate:  $O(q \log^2 n)$ .
// Metodă: descompunere heavy-light + multiset.
#include <set>
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 200'000;

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    int parent;
    int heavy;      // fiul cu cel mai mare subarbore
    int head;       // începutul lanțului nostru
    int pos;        // momentul descoperirii în dfs
    int init_pop;   // populația inițială
    std::multiset<int> set;
};

int max(int x, int y) {
    return (x > y) ? x : y;
}

struct fenwick_tree {
    int v[MAX_NODES + 1];
    int n;

    void init(int n) {
```

```

    this->n = n;
}

void add(int pos, int val) {
    do {
        v[pos] += val;
        pos += pos & -pos;
    } while (pos <= n);
}

void range_add(int l, int r, int val) {
    add(l, val);
    add(r + 1, -val);
}

void point_add(int pos, int val) {
    range_add(pos, pos, val);
}

int get(int pos) {
    long long s = 0;
    while (pos) {
        s += v[pos];
        pos &= pos - 1;
    }
    return s;
}
};

cell list[2 * MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];
fenwick_tree fen;
FILE *fin, *fout;
int n, num_queries, total_pop;

void add_edge(int u, int v) {
    static int ptr = 1;
    list[ptr] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = ptr++;
}

void read_tree() {
    fscanf(fin, "%d %d", &n, &num_queries);
    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        int u, v;
        fscanf(fin, "%d %d", &u, &v);
        add_edge(u, v);
        add_edge(v, u);
    }
}

```

```
for (int u = 1; u <= n; u++) {
    fscanf(fin, "%d", &nd[u].init_pop);
    total_pop += nd[u].init_pop;
}

int heavy_dfs(int u) {
    int my_size = 1, max_child_size = 0;

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (v != nd[u].parent) {

            nd[v].parent = u;
            int child_size = heavy_dfs(v);
            my_size += child_size;
            nd[u].init_pop += nd[v].init_pop;
            if (child_size > max_child_size) {
                max_child_size = child_size;
                nd[u].heavy = v;
            }

        }
    }

    return my_size;
}

void decompose_dfs(int u, int head) {
    static int time = 1;

    nd[u].head = head;
    nd[u].pos = time++;
    fen.point_add(nd[u].pos, nd[u].init_pop);

    if (nd[u].heavy) {
        decompose_dfs(nd[u].heavy, head);
    }

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (v != nd[u].parent && v != nd[u].heavy) {
            decompose_dfs(v, v); // la v incepe un lanț nou
        }
    }
}

void update_parent_set(int h, int delta) {
    int p = nd[h].parent;
    std::multiset<int>& s = nd[p].set; // syntactic sugar
```

```

    int old = fen.get(nd[h].pos);
    auto it = s.find(old);
    if (it != s.end()) {
        s.erase(it);
    }
    s.insert(old + delta);
}

void update(int u, int delta) {
    total_pop += delta;
    while (u) {
        int h = nd[u].head;
        update_parent_set(h, delta);
        fen.range_add(nd[h].pos, nd[u].pos, delta);
        u = nd[h].parent;
    }
}

int query(int u) {
    int size_of_u = fen.get(nd[u].pos);
    int max_flow = total_pop - size_of_u;

    if (nd[u].heavy) {
        int from_heavy_child = fen.get(nd[nd[u].heavy].pos);
        max_flow = max(max_flow, from_heavy_child);
    }

    if (!nd[u].set.empty()) {
        max_flow = max(max_flow, *nd[u].set.rbegin());
    }

    return max_flow;
}

void process_ops() {
    char type;
    int u, delta;

    while (num_queries--) {
        fscanf(fin, " %c", &type);
        if (type == 'U') {
            fscanf(fin, "%d %d ", &delta, &u);
            update(u, delta);
        } else {
            fscanf(fin, "%d ", &u);
            fprintf(fout, "%d\n", query(u));
        }
    }
}

```

```
int main() {
    fin = fopen("rafaela.in", "r");
    fout = fopen("rafaela.out", "w");

    read_tree();
    fen.init(n);
    heavy_dfs(1);
    decompose_dfs(1, 1);
    process_ops();

    fclose(fin);
    fclose(fout);

    return 0;
}
```

Soluție cu descompunere în radical după interogări ([versiune online](#)).

```
// Metodă: descompunere în radical după interogări.
#include <algorithm>
#include <stdio.h>
#include <unordered_set>
#include <vector>

const int MAX_NODES = 200'000;
const int MAX_QUERIES = 200'000;
const int BLOCK_SIZE = 3'000;

struct query {
    int id; // ordinea de la intrare
    int outside_delta; // modificări în afara subarborelui
    int child_delta; // modificări la fiul curent
    int max_touched; // maximul dintre fiii anteriori

    query(int id) {
        this->id = id;
        outside_delta = 0;
        child_delta = 0;
        max_touched = 0;
    }
};

struct node {
    std::vector<int> adj;
    std::vector<query> q; // interogări (din blocul curent)
    int parent;
    int tin, tout; // timpii de intrare/ieșire din DFS
    int pop, spop; // populația din nod, respectiv din subarbore
};
```

```

struct update {
    int id, u, delta;
};

node nd[MAX_NODES + 1];
update updates[BLOCK_SIZE];
int answer[MAX_QUERIES + 1];
std::unordered_set<int> nodes_with_queries;
int n, num_ops, num_updates;
FILE* fin;

int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

int max(int x, int y) {
    return (x > y) ? x : y;
}

void read_data() {
    fscanf(fin, "%d %d", &n, &num_ops);

    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        int u, v;
        fscanf(fin, "%d %d", &u, &v);
        nd[u].adj.push_back(v);
        nd[v].adj.push_back(u);
    }

    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        fscanf(fin, "%d", &nd[u].pop);
    }
}

// Calculează timpii DFS și părinții
void initial_dfs(int u) {
    static int time = 0;
    nd[u].tin = time++;

    for (int v: nd[u].adj) {
        if (v != nd[u].parent) {
            nd[v].parent = u;
            initial_dfs(v);
        }
    }

    nd[u].tout = time - 1;
}

```

```
void read_ops(int start, int end) {
    char type;
    int u, delta;

    num_updates = 0;
    for (int id = start; id < end; id++) {
        fscanf(fin, " %c", &type);
        if (type == 'U') {
            fscanf(fin, "%d %d ", &delta, &u);
            updates[num_updates++] = { id, u, delta };
            // vor intra în vigoare în următorul bloc
            nd[u].pop += delta;
        } else {
            fscanf(fin, "%d ", &u);
            nd[u].q.push_back(query(id));
            nodes_with_queries.insert(u);
        }
    }
}

void sort_updates_by_dfs_time() {
    std::sort(updates, updates + num_updates, [](update& a, update& b) {
        return nd[a.u].tin < nd[b.u].tin;
    });
}

void dfs(int u) {
    nd[u].spop = nd[u].pop;

    for (int v: nd[u].adj) {
        if (v != nd[u].parent) {
            dfs(v);
            nd[u].spop += nd[v].spop;
        }
    }
}

// Notifică-l pe u că există actualizarea upd în afara subarborelui său.
void process_outside_update(int u, update& upd) {
    for (query& q: nd[u].q) {
        if (upd.id < q.id) {
            q.outside_delta += upd.delta;
        }
    }
}

// Notifică-l pe u că există actualizarea upd în fiul său curent.
void process_child_update(int u, update& upd) {
    for (query& q: nd[u].q) {
        if (upd.id < q.id) {
```



```

        q.child_delta += upd.delta;
    }
}

int merge_init(int u) {
    int i = 0;

    while ((i < num_updates) && (nd[updates[i].u].tin < nd[u].tin)) {
        process_outside_update(u, updates[i++]);
    }

    while ((i < num_updates) && (updates[i].u == u)) {
        // Doar le sărim. Populația din u nu influențează interogările din u.
        i++;
    }

    return i;
}

int merge_advance(int u, int v, int i) {
    while ((i < num_updates) && (nd[updates[i].u].tout <= nd[v].tout)) {
        process_child_update(u, updates[i++]);
    }

    for (query& q: nd[u].q) {
        q.max_touched = max(q.max_touched, nd[v].spop + q.child_delta);
        q.child_delta = 0;
    }

    return i;
}

void merge_finish(int u, int i) {
    while (i < num_updates) {
        process_outside_update(u, updates[i++]);
    }
}

void answer_queries(int u, int max_untouched) {
    for (query& q: nd[u].q) {
        // fluxul pe muchia dinspre părinte
        answer[q.id] = nd[1].spop + q.outside_delta - nd[u].spop;

        // maximul fiilor afectați de actualizări
        answer[q.id] = max(answer[q.id], q.max_touched);

        // maximul fiilor neafectați de actualizări
        answer[q.id] = max(answer[q.id], max_untouched);
    }
}

```

```
    nd[u].q.clear();
}

void process_queries(int u) {
    int max_untouched = 0;
    int i = merge_init(u);

    for (int v: nd[u].adj) {
        if (v != nd[u].parent) {
            int old_i = i;
            i = merge_advance(u, v, i);

            if (i == old_i) {
                max_untouched = max(max_untouched, nd[v].spop);
            }
        }
    }

    merge_finish(u, i);
    answer_queries(u, max_untouched);
}

void process_nodes_with_queries() {
    for (int u: nodes_with_queries) {
        process_queries(u);
    }
    nodes_with_queries.clear();
}

void process_ops() {
    for (int start = 0; start < num_ops; start += BLOCK_SIZE) {
        int end = min(start + BLOCK_SIZE, num_ops);
        dfs(1);
        read_ops(start, end);
        sort_updates_by_dfs_time();
        process_nodes_with_queries();
    }
}

void write_answers() {
    FILE* f = fopen("rafaela.out", "w");

    for (int i = 0; i < num_ops; i++) {
        if (answer[i]) {
            fprintf(f, "%d\n", answer[i]);
        }
    }

    fclose(f);
}
```

```

}

int main() {
    fin = fopen("rafaela.in", "r");

    read_data();
    initial_dfs(1);
    process_ops();

    fclose(fin);

    write_answers();

    return 0;
}

```

## K.4 Problema Doi arbori (Lot 2025)

[◀ înapoi](#)

Soluție cu descompunere *heavy-light* ([versiune online](#)).

```

// Complexitate:  $O(q \log^2 n)$ .
// Metodă: Descompunere heavy-light.
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 200'000;
const int MAX_SEGTREE_NODES = 1 << 19;
const int INFINITY = 3 * MAX_NODES;
const int OP_TOGGLE = 1;

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    int parent;
    int heavy; // fiul cu subarborele maxim
    int head; // începutul lanțului nostru
    int light_start; // începutul restului subarborelui, după lanțul greu
    int d; // adâncimea
    int tin, tout; // timpii DFS
};

int next_power_of_2(int x) {
    return 1 << (32 - __builtin_clz(x - 1));
}

```

```
int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

struct segment_tree {
    int v[MAX_SEGTREE_NODES];
    int n;

    void init(int n) {
        this->n = next_power_of_2(n);
        for (int i = 1; i < 2 * this->n; i++) {
            v[i] = INFINITY;
        }
    }

    void set(int pos, int val) {
        pos += n;
        v[pos] = val;
        for (pos >>= 1; pos; pos >>= 1) {
            v[pos] = min(v[2 * pos], v[2 * pos + 1]);
        }
    }

    int get(int pos) {
        return v[pos + n];
    }

    int get_min(int l, int r) {
        int result = INFINITY;
        l += n;
        r += n;

        while (l <= r) {
            if (l & 1) {
                result = min(result, v[l++]);
            }
            l >>= 1;

            if (!(r & 1)) {
                result = min(result, v[r--]);
            }
            r >>= 1;
        }

        return result;
    }

    int get_min_plus(int l, int r, int delta) {
        int x = get_min(l, r);
```

```

    return (x == INFINITY) ? INFINITY : (x + delta);
}
};

cell list[2 * MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];
segment_tree seg, seg_diff, seg_2diff;
int n, num_ops;

void add_edge(int u, int v) {
    static int ptr = 1;
    list[ptr] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = ptr++;
}

void read_tree() {
    scanf("%d %d", &n, &num_ops);
    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        add_edge(u, v);
        add_edge(v, u);
    }
}

int heavy_dfs(int u) {
    int my_size = 1, max_child_size = 0;

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (v != nd[u].parent) {

            nd[v].parent = u;
            nd[v].d = 1 + nd[u].d;
            int child_size = heavy_dfs(v);
            my_size += child_size;
            if (child_size > max_child_size) {
                max_child_size = child_size;
                nd[u].heavy = v;
            }

        }
    }

    return my_size;
}

void decompose_dfs(int u, int head) {
    static int time = 0;

```

```
nd[u].head = head;
nd[u].tin = time++;

if (nd[u].heavy) {
    decompose_dfs(nd[u].heavy, head);
}
nd[u].light_start = time;

for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
    int v = list[ptr].v;
    if (v != nd[u].parent && v != nd[u].heavy) {
        decompose_dfs(v, v); // începi un lanț nou
    }
}

nd[u].tout = time - 1;
}

void init_segment_trees() {
    seg.init(n);
    seg_diff.init(n);
    seg_2diff.init(n);
}

void toggle(int u) {
    int was_off = seg.get(nd[u].tin) == INFINITY;
    int val = was_off ? nd[u].d : INFINITY;
    seg.set(nd[u].tin, val);

    while (u) {
        seg_diff.set(nd[u].tin, (val == INFINITY) ? INFINITY : (val - nd[u].d));
        seg_2diff.set(nd[u].tin, (val == INFINITY) ? INFINITY : (val - 2 * nd[u].d));
        u = nd[nd[u].head].parent;
        if (u) {
            val = seg.get_min(nd[u].light_start, nd[u].tout);
        }
    }
}

// Găsește distanța minimă pînă la o frunză urcînd din u.
int up_query(int u) {
    int leaf_dist = INFINITY;
    int orig_u = u;

    while (u) {
        int h = nd[u].head;
        int on_path_h_u = seg_2diff.get_min_plus(nd[h].tin, nd[u].tin, nd[orig_u].d);
        int on_path_below_u = seg.get_min_plus(nd[u].tin, nd[u].tout, nd[orig_u].d - 2 * nd[u].d);
        leaf_dist = min(leaf_dist, on_path_h_u);
        leaf_dist = min(leaf_dist, on_path_below_u);
    }
}
```

```

    u = nd[h].parent;
}

return leaf_dist;
}

// Găsește distanța în jos pînă la o frunză de la orice nod de pe lanțul greu
// u-v.
int path_score(int u, int v) {
    int on_path_u_v = seg_diff.get_min(nd[u].tin, nd[v].tin);
    int in_subtree_of_v = seg.get_min_plus(nd[v].tin, nd[v].tout, -nd[v].d);
    return min(on_path_u_v, in_subtree_of_v);
}

int query(int u, int v) {
    int orig_u = u, orig_v = v;

    int leaf_dist = INFINITY;
    // Urcă-l pe u sau v cît timp sînt pe lanțuri diferite.
    while (nd[u].head != nd[v].head) {
        if (nd[v].tin > nd[u].tin) {
            int tmp = u; u = v; v = tmp;
        }
        int h = nd[u].head;
        leaf_dist = min(leaf_dist, path_score(h, u));
        u = nd[h].parent;
    }

    // O ultimă operație cînd u și v se află pe același lanț.
    if (nd[u].tin > nd[v].tin) {
        int tmp = u; u = v; v = tmp;
    }
    leaf_dist = min(leaf_dist, path_score(u, v));

    leaf_dist = min(leaf_dist, up_query(u));

    if (leaf_dist == INFINITY) {
        return -1;
    } else {
        int dist_uv = nd[orig_u].d + nd[orig_v].d - 2 * nd[u].d;
        return dist_uv + 2 * leaf_dist;
    }
}

void process_ops() {
    int type, u, v;

    while (num_ops--) {
        scanf("%d %d", &type, &u);
        if (type == OP_TOGGLE) {

```

```
        toggle(u);
    } else {
        scanf("%d", &v);
        printf("%d\n", query(u, v));
    }
}
}

int main() {
    read_tree();
    heavy_dfs(1);
    decompose_dfs(1, 1);
    init_segment_trees();
    process_ops();

    return 0;
}
```

Soluție parțială cu descompunere în radical ([versiune online](#)).

```
// Complexitate:  $O((n + q) \sqrt{q})$ .
// Metodă: Descompunere în radical după interogări.
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 200'000;
const int MAX_OPS = 200'000;
const int MAX_LOG = 19;
const int BLOCK_SIZE = 2'000; // determinat experimental
const int INFINITY = 2 * MAX_NODES;

const int OP_TOGGLE = 1;
const int OP_QUERY = 2;

struct cell {
    int v, next;
};

cell list[2 * MAX_NODES];

struct node {
    int adj;
    int depth;

    // binary lifting cu doi pointeri per nod
    int parent, jump;

    int dist; // distanța pînă la cea mai apropiată frunză safe

    // distanța pînă la cea mai apropiată frunză safe de la orice nod subîntins
}
```



```

// de jump pointer (excluzînd nodul destinație)
int jdist;

bool active;
bool safe;
};

struct operation {
    int type, u, v;
};

// O simplă coadă.
struct queue {
    int v[MAX_NODES];
    int head, tail;

    void init() {
        head = tail = 0;
    }

    void enqueue(int u) {
        v[tail++] = u;
    }

    int dequeue() {
        return v[head++];
    }

    bool is_empty() {
        return head == tail;
    }
};

// O colecție care menține valori distincte între 1 și MAX_NODES și admite
// adăugări și ștergeri în  $O(1)$  și iterarea prin valori în  $O(\text{nr. de valori})$ .
struct tracker {
    int size;
    int t[BLOCK_SIZE];
    int pos[MAX_NODES + 1]; // BLOCK_SIZE = absent

    void init(int max_val) {
        for (int val = 1; val <= max_val; val++) {
            pos[val] = BLOCK_SIZE;
        }
        size = 0;
    }

    void clear() {
        for (int i = 0; i < size; i++) {
            pos[t[i]] = BLOCK_SIZE;
        }
    }
};

```

```
    }
    size = 0;
}

void add(int val) {
    pos[val] = size;
    t[size++] = val;
}

void remove(int val) {
    int p = pos[val];
    t[p] = t[size - 1]; // move last element in place of val
    pos[t[p]] = p;
    pos[val] = BLOCK_SIZE;
    size--;
}

void toggle(int val) {
    if (pos[val] == BLOCK_SIZE) {
        add(val);
    } else {
        remove(val);
    }
}
};

node nd[MAX_NODES + 1];
operation op[MAX_OPS];
tracker unsafe;
queue q;
int n, num_ops;

int log(int x) {
    return 31 - __builtin_clz(x);
}

int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

// Liniarizare cu RMQ, cu care putem raspunde la interogări de LCA în O(1).
struct lca_info {
    int d[MAX_LOG][2 * MAX_NODES];
    int tout[MAX_NODES + 1];
    int n; // lungimea liniarizării

    void append(int u) {
        tout[u] = n;
        d[0][n++] = u;
    }
}
```

```

void build_rmq_table() {
    for (int l = 1; (1 << l) <= n; l++) {
        for (int i = 0; i <= n - (1 << l); i++) {
            int r = i + (1 << (l - 1));
            d[l][i] = (nd[d[l - 1][i]].depth < nd[d[l - 1][r]].depth)
                ? d[l - 1][i]
                : d[l - 1][r];
        }
    }
}

int lca(int u, int v) {
    int left = min(tout[u], tout[v]);
    int right = tout[u] + tout[v] - left;
    int bits = log(right - left + 1);
    int x = d[bits][left];
    int y = d[bits][right - (1 << bits) + 1];
    return (nd[x].depth < nd[y].depth) ? x : y;
}

int dist(int u, int v) {
    int l = lca(u, v);
    return nd[u].depth + nd[v].depth - 2 * nd[l].depth;
}

};

lca_info l;

void add_edge(int u, int v) {
    static int ptr = 1;
    list[ptr] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = ptr++;
}

void read_data() {
    scanf("%d %d", &n, &num_ops);

    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        add_edge(u, v);
        add_edge(v, u);
    }

    for (int i = 0; i < num_ops; i++) {
        scanf("%d %d", &op[i].type, &op[i].u);
        if (op[i].type == OP_QUERY) {
            scanf("%d", &op[i].v);
        }
    }
}

```

```
}
}

// Calculează părinți, adâncimi, jump pointers și liniarizarea.
void initial_dfs(int u) {
    int u2 = nd[u].jump, u3 = nd[u2].jump;
    bool equal = (nd[u2].depth - nd[u].depth == nd[u3].depth - nd[u2].depth);
    l.append(u);

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (v != nd[u].parent) {
            nd[v].depth = 1 + nd[u].depth;
            nd[v].parent = u;
            nd[v].jump = equal ? u3 : u;
            initial_dfs(v);
            l.append(u);
        }
    }
}

// Colectează un bloc cu cel mult BLOCK_SIZE operații toggle(). Marchează ca
// safe frunzele care sînt active acum și care nu vor fi modificate în bloc.
// Inițializează trackerul cu frunzele unsafe, dar care încep ca active.
// Returnează finalul blocului.
int classify_leaves(int start) {
    int num_toggles = 0;
    int end = start;

    unsafe.clear();
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        nd[u].safe = nd[u].active;
    }

    while ((end < num_ops) && (num_toggles < BLOCK_SIZE)) {
        if (op[end].type == OP_TOGGLE) {
            int u = op[end].u;
            if (nd[u].safe) {
                // Frunza este unsafe, dar începe ca activă.
                unsafe.add(u);
                nd[u].safe = false;
            }
            num_toggles++;
        }
        end++;
    }

    return end;
}
```

```

// Recalculează cîmpul dist pentru toate nodurile.
void bfs_from_safe_leaves() {
    q.init();

    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        if (nd[u].safe) {
            nd[u].dist = 0;
            q.enqueue(u);
        } else {
            nd[u].dist = INFINITY;
        }
    }

    while (!q.is_empty()) {
        int u = q.dequeue();
        for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
            int v = list[ptr].v;
            if (nd[v].dist == INFINITY) {
                nd[v].dist = nd[u].dist + 1;
                q.enqueue(v);
            }
        }
    }
}

// Recalculează cîmpul jdist pentru toate nodurile.
void jdist_dfs(int u) {
    nd[u].jdist = nd[u].dist;

    int p = nd[u].parent;
    if (nd[u].jump != p) {
        int p2 = nd[p].jump;
        nd[u].jdist = min(nd[u].jdist, nd[p].jdist);
        nd[u].jdist = min(nd[u].jdist, nd[p2].jdist);
    }

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (v != p) {
            jdist_dfs(v);
        }
    }
}

// Returnează finalul blocului.
int preprocess_block(int start) {
    int end = classify_leaves(start);
    bfs_from_safe_leaves();
    jdist_dfs(1);
}

```

```
    return end;
}

// Returnează distanța minimă la o frunză safe de la orice nod de pe calea [u,
// ancestor].
int upwards_path_min(int u, int ancestor) {
    int result = nd[ancestor].dist;

    while (u != ancestor) {
        if (nd[u].jump && (nd[nd[u].jump].depth >= nd[ancestor].depth)) {
            result = min(result, nd[u].jdistr);
            u = nd[u].jump;
        } else {
            result = min(result, nd[u].dist);
            u = nd[u].parent;
        }
    }

    return result;
}

int query(int u, int v) {
    // Rezultatul vizitării unei frunze safe.
    int w = l.lca(u, v);
    int leaf_dist = min(upwards_path_min(u, w), upwards_path_min(v, w));
    int dist_uv = nd[u].depth + nd[v].depth - 2 * nd[w].depth;
    int result = 2 * leaf_dist + dist_uv;

    // Rezultatul vizitării unei frunze unsafe.
    for (int i = 0; i < unsafe.size; i++) {
        int leaf = unsafe.t[i];
        result = min(result, l.dist(u, leaf) + l.dist(leaf, v));
    }

    return (result < INFINITY) ? result : -1;
}

void toggle(int u) {
    unsafe.toggle(u);
    nd[u].active = !nd[u].active;
}

void process_ops() {
    int block_end = 0;

    for (int i = 0; i < num_ops; i++) {
        if (i == block_end) {
            block_end = preprocess_block(i);
        }
        if (op[i].type == OP_TOGGLE) {
```

```

        toggle(op[i].u);
    } else {
        printf("%d\n", query(op[i].u, op[i].v));
    }
}
}

int main() {
    read_data();
    initial_dfs(1);
    l.build_rmq_table();
    unsafe.init(n);
    process_ops();

    return 0;
}

```

## K.5 Problema Query on a Tree VI (CodeChef)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 100'000;
const int BLACK = 0;
const int WHITE = 1;
const int T_QUERY = 0;
const int T_TOGGLE = 1;

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    int parent;
    int heavy; // fiul cu cel mai mare subarbore
    int head;  // începutul lanțului nostru
    int pos;   // timpul de descoperire în DFS / poziția în liniarizare
    int size;  // mărimea subarborelui (indiferent de culoare)
    bool color;
};

// Un AIB cu adăugare pe interval și interogare punctuală.
struct range_add_fenwick_tree {
    int v[MAX_NODES + 2];
    int n;
}

```

```
void init(int n) {
    this->n = n;
}

void add(int pos, int delta) {
    do {
        v[pos] += delta;
        pos += pos & -pos;
    } while (pos <= n);
}

void range_add(int l, int r, int delta) {
    add(l, delta);
    add(r + 1, -delta);
}

void point_add(int pos, int delta) {
    range_add(pos, pos, delta);
}

int point_query(int pos) {
    int sum = 0;
    while (pos) {
        sum += v[pos];
        pos &= pos - 1;
    }
    return sum;
}
};

// Un AIB de booleani cu suport pentru căutări binare.
struct bool_fenwick_tree {
    int v[MAX_NODES + 1];
    int n;
    int max_p2;

    void init(int n, bool val) {
        this->n = n;
        max_p2 = 1 << (31 - __builtin_clz(n));

        for (int i = 1; i <= n; i++) {
            v[i] += val;
            int j = i + (i & -i);
            if (j <= n) {
                v[j] += v[i];
            }
        }
    }

    void add(int pos, int delta) {
```



```

do {
    v[pos] += delta;
    pos += pos & -pos;
} while (pos <= n);
}

void set(int pos) {
    add(pos, +1);
}

void clear(int pos) {
    add(pos, -1);
}

int prefix_sum(int pos) {
    int sum = 0;
    while (pos) {
        sum += v[pos];
        pos &= pos - 1;
    }
    return sum;
}

int last_occurrence_of_partial_sum(int sum) {
    int pos = 0;

    for (int interval = max_p2; interval; interval >>= 1) {
        if ((pos + interval <= n) && (v[pos + interval] < sum)) {
            sum -= v[pos + interval];
            pos += interval;
        }
    }

    return pos;
}

// Returnează poziția ultimului 1 pe o poziție ≤ pos.
int last_one_before(int pos) {
    int s = prefix_sum(pos);
    if (s) {
        return 1 + last_occurrence_of_partial_sum(s);
    } else {
        return 0;
    }
}

};

cell list[2 * MAX_NODES];
range_add_fenwick_tree size[2];
bool_fenwick_tree color[2];

```

```
node nd[MAX_NODES + 1];
int hld_order[MAX_NODES + 1];
int n;

void add_edge(int u, int v) {
    static int ptr = 1;
    list[ptr] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = ptr++;
}

void read_tree() {
    scanf("%d", &n);
    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        add_edge(u, v);
        add_edge(v, u);
    }
}

void init_fenwick_trees() {
    size[BLACK].init(n);
    size[WHITE].init(n);
    color[BLACK].init(n, 1);
    color[WHITE].init(n, 0);
}

void heavy_dfs(int u) {
    nd[u].size = 1;

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (v != nd[u].parent) {
            nd[v].parent = u;
            heavy_dfs(v);
            nd[u].size += nd[v].size;
            if (!nd[u].heavy || (nd[v].size > nd[nd[u].heavy].size)) {
                nd[u].heavy = v;
            }
        }
    }
}

void decompose_dfs(int u, int head) {
    static int time = 1;

    nd[u].head = head;
    size[BLACK].point_add(time, nd[u].size);
```

```

size[WHITE].point_add(time, 1);
hld_order[time] = u;
nd[u].pos = time++;

if (nd[u].heavy) {
    decompose_dfs(nd[u].heavy, head);
}

for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
    int v = list[ptr].v;
    if (v != nd[u].parent && v != nd[u].heavy) {
        decompose_dfs(v, v); // începe un lanț nou
    }
}
}

// Returnează cel mai depărtat strămoș w pe același lanț greu cu u astfel
// încît (1) toate nodurile de la w la u inclusiv au aceeași culoare și (2)
// părintele lui w are o culoare diferită. Notă: părintele lui w poate fi pe
// lanțul următor. Returnează 0 dacă w nu există.
int get_top_same_color(int u) {
    int start = nd[nd[u].head].pos;
    int pos_1 = color[!nd[u].color].last_one_before(nd[u].pos);
    if (pos_1 >= start) {
        // Există un nod de culoare opusă pe lanț.
        return hld_order[pos_1 + 1];
    }

    int next_path = nd[nd[u].head].parent;
    if (nd[next_path].color != nd[u].color) {
        // Părintele capului de lanț are culoarea opusă.
        return nd[u].head;
    }

    return 0;
}

int query(int u) {
    nd[0].color = !nd[u].color; // santinelă

    int t;
    while (u && (t = get_top_same_color(u)) == 0) {
        u = nd[nd[u].head].parent;
    }

    return size[nd[t].color].point_query(nd[t].pos);
}

void path_update(int u, int delta1, int delta2) {
    int c = nd[u].color;

```

```
size[!c].point_add(nd[u].pos, delta1);

// Toți strămoșii câștigă/pierd cîtă vreme au culoarea părintelui.
int t;
while (u && (t = get_top_same_color(u)) == 0) {
    size[c].range_add(nd[nd[u].head].pos, nd[u].pos, delta2);
    u = nd[nd[u].head].parent;
}

if (u) {
    size[c].range_add(nd[t].pos, nd[u].pos, delta2);

    // Și primul strămoș de culoarea opusă câștigă/pierde.
    t = nd[t].parent;
    if (t) {
        size[c].point_add(nd[t].pos, delta2);
    }
}
}

void toggle(int u) {
    int old = nd[u].color;
    nd[u].color = !old;

    color[old].clear(nd[u].pos);
    color[!old].set(nd[u].pos);

    int p = nd[u].parent;
    if (p) {
        int lose = size[old].point_query(nd[u].pos);
        int gain = size[!old].point_query(nd[u].pos);
        if (nd[u].color == nd[p].color) {
            path_update(p, -lose, gain);
        } else {
            path_update(p, gain, -lose);
        }
    }
}

void process_ops() {
    int num_queries, type, u;
    scanf("%d", &num_queries);
    while (num_queries--) {
        scanf("%d %d", &type, &u);
        if (type == T_QUERY) {
            printf("%d\n", query(u));
        } else {
            toggle(u);
        }
    }
}
```

```

}

int main() {
    read_tree();
    init_fenwick_trees();
    heavy_dfs(1);
    decompose_dfs(1, 1);
    process_ops();

    return 0;
}

```

## K.6 Problema Adă caii (Lot 2025)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

#include <stdio.h>
#include <unordered_set>

const int MAX_NODES = 100'000;
const int MAX_PATH = 1'800; // determinat experimental

typedef std::unordered_set<int> hash_set;

// Un buffer circular de n elemente care operează într-o zonă de memorie
// alocată extern.
struct circ_buf {
    int* v;
    int n;
    int offset; // Conținutul real al vectorului este v[offset]...v[offset-1].
    int num_nonzero;

    void init(int* _v, int _n) {
        v = _v;
        n = _n;
        offset = 0;
        num_nonzero = 0;

        for (int i = 0; i < n; i++) {
            v[i] = 0;
        }
    }

    bool is_empty() {
        return num_nonzero == 0;
    }

    int get(int pos) {

```

```
    return v[(pos + offset) % n];
}

void set(int pos, int val) {
    pos = (pos + offset) % n;
    num_nonzero -= (v[pos] != 0);
    v[pos] = val;
    num_nonzero += (v[pos] != 0);
}

void add(int pos, int delta) {
    set(pos, get(pos) + delta);
}

// Shiftează (conceptual) toate elementele spre stînga. Inserează un zero la
// coadă. Returnează elementul care a ieșit din buffer.
int shift_left() {
    int leftmost = v[offset];
    num_nonzero -= (leftmost != 0);
    v[offset] = 0;
    offset = (offset + 1) % n;
    return leftmost;
}

int shift_right() {
    offset = (offset + n - 1) % n;
    int rightmost = v[offset];
    num_nonzero -= (rightmost != 0);
    v[offset] = 0;
    return rightmost;
}

// Mută naiv elementele din stînga lui pos cu 1 mai la dreapta. Mută
// eficient elementele din dreapta lui pos cu 1 mai la stînga. Returnează
// valoarea inițială de pe poziția pos.
int attract_left(int pos) {
    if (pos == 0) {
        return shift_left();
    }

    int extracted = get(pos);

    add(pos + 1, get(pos - 1));
    for (int i = pos; i >= 2; i--) {
        set(i, get(i - 2));
    }
    set(1, 0);
    shift_left();

    return extracted;
}
```

```

}

int attract_right(int pos) {
    if (pos == n - 1) {
        return shift_right();
    }

    int extracted = get(pos);

    add(pos - 1, get(pos + 1));
    for (int i = pos; i + 2 < n; i++) {
        set(i, get(i + 2));
    }
    set(n - 2, 0);
    shift_right();

    return extracted;
}

int attract(int pos) {
    return (2 * pos < n)
        ? attract_left(pos)
        : attract_right(pos);
}
};

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    int parent;
    int heavy;    // fiul cu cel mai mare subarbore
    int head;     // capătul lanțului nostru
    int pos;      // momentul descoperirii în dfs
    int tmp_pop;  // populația din nod, doar temporar pînă construim HLD

    circ_buf pop; // populația pe lanț, folosită doar în capetele de lanț
};

// Nu putem muta instantaneu caii de pe un lanț L1 pe altul L2, căci dacă încă
// nu l-am procesat pe L2, vom muta ulterior caii încă odată. Deci ținem o
// listă de postprocesări de făcut după ce procesăm toate lanțurile.
struct postprocess {
    int node, pop;
};

cell list[2 * MAX_NODES];
int circ_buf_space[MAX_NODES];

```

```
node nd[MAX_NODES + 1];
hash_set nonempty_paths; // Doar prin aceste lanțuri vom itera.
postprocess postproc[MAX_NODES];
int n, num_queries, num_postproc;

void add_edge(int u, int v) {
    static int ptr = 1;
    list[ptr] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = ptr++;
}

void read_tree() {
    scanf("%d %d", &n, &num_queries);

    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        scanf("%d", &nd[u].tmp_pop);
    }

    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        add_edge(u, v);
        add_edge(v, u);
    }
}

int heavy_dfs(int u) {
    int my_size = 1, max_child_size = 0;

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (v != nd[u].parent) {

            nd[v].parent = u;
            int child_size = heavy_dfs(v);
            my_size += child_size;
            if (child_size > max_child_size) {
                max_child_size = child_size;
                nd[u].heavy = v;
            }

        }
    }

    return my_size;
}

// Descompunere heavy-light cu o mică modificare: impunem o limită de
// MAX_PATH pe lungimea oricărui lanț.
void decompose_dfs(int u, int head) {
```



```

static int time = 0;

nd[u].head = head;
nd[u].pos = time++;
int path_size = nd[u].pos - nd[head].pos + 1;
bool can_fit_heavy = (path_size < MAX_PATH);

if (nd[u].heavy && can_fit_heavy) {
    decompose_dfs(nd[u].heavy, head);
} else {
    // Aici se termină lanțul head-u.
    int* start_pos = circ_buf_space + nd[head].pos;
    nd[head].pop.init(start_pos, path_size);
}

for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
    int v = list[ptr].v;
    if (v != nd[u].parent && ((v != nd[u].heavy) || !can_fit_heavy)) {
        decompose_dfs(v, v); // la v începe un lanț nou
    }
}
}

void populate_circular_buffers() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        int h = nd[u].head;
        int pos = nd[u].pos - nd[h].pos;
        nd[h].pop.add(pos, nd[u].tmp_pop);
    }

    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        if ((nd[u].head == u) && !nd[u].pop.is_empty()) {
            nonempty_paths.insert(u);
        }
    }
}

void migrate_paths_to_root(int u, hash_set& paths_to_root) {
    int prev_h = 0;
    while (u) {
        int h = nd[u].head;
        if (!nd[h].pop.is_empty()) {
            int pos = nd[u].pos - nd[h].pos;
            int extracted = nd[h].pop.attract(pos);
            if (prev_h && extracted) {
                // Caii din centrul migrației coboară la începutul următorului lanț.
                postproc[num_postproc++] = { prev_h, extracted };
            } else {
                // Caii din centrul migrației nu pleacă nicăieri.
                nd[h].pop.add(pos, extracted);
            }
        }
    }
}

```

```
    }
}

paths_to_root.insert(h);
u = nd[h].parent;
prev_h = h;
}
}

// Migrează caii de pe celelalte lanțuri nevide. Evită lanțurile deja migrate
// în migrate_paths_to_root.
void migrate_other_paths(int u, hash_set paths_to_root) {
    for (int h: nonempty_paths) {
        if (!paths_to_root.contains(h)) {
            int extracted = nd[h].pop.shift_left(); // spre rădăcină
            if (extracted) {
                postproc[num_postproc++] = { nd[h].parent, extracted };
            }
        }
    }
}

void post_migration() {
    // Ștergem din set în timp ce iterăm prin set.
    for (auto it = nonempty_paths.begin(); it != nonempty_paths.end(); ) {
        if (nd[*it].pop.is_empty()) {
            it = nonempty_paths.erase(it);
        } else {
            it++;
        }
    }

    while (num_postproc) {
        postprocess& p = postproc[--num_postproc];
        int h = nd[p.node].head;
        int pos = nd[p.node].pos - nd[h].pos;
        nd[h].pop.add(pos, p.pop);
        nonempty_paths.insert(h);
    }
}

void migrate(int u) {
    hash_set paths_to_root;
    migrate_paths_to_root(u, paths_to_root);
    migrate_other_paths(u, paths_to_root);
    post_migration();
}

int query(int u) {
    int h = nd[u].head;
```

```
int pos = nd[u].pos - nd[h].pos;
return nd[h].pop.get(pos);
}

void process_ops() {
    char type1, type2;
    int u;

    while (num_queries--) {
        scanf(" %c%c %d", &type1, &type2, &u);
        if (type1 == 'C') {
            migrate(u);
        } else {
            int claimed_pop;
            scanf("%d", &claimed_pop);
            printf("%d\n", claimed_pop == query(u));
        }
    }
}

int main() {
    read_tree();
    heavy_dfs(1);
    decompose_dfs(1, 1);
    populate_circular_buffers();
    process_ops();

    return 0;
}
```

# Anexa L

## Arbori - descompunere în centroizi

### L.1 Problema Finding a Centroid (CSES)

[◀ înapoi](#)

Implementare recursivă și cu STL.

```
#include <stdio.h>
#include <vector>

const int MAX_NODES = 200'000;

struct node {
    std::vector<int> adj;
    int size;
};

node nd[MAX_NODES + 1];
int n;

void read_input_data() {
    scanf("%d", &n);

    for (int i = 1; i < n; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        nd[u].adj.push_back(v);
        nd[v].adj.push_back(u);
    }
}

void size_dfs(int u) {
    nd[u].size = 1;

    for (int v: nd[u].adj) {
```

```

    if (!nd[v].size) {
        size_dfs(v);
        nd[u].size += nd[v].size;
    }
}
}

int find_centroid(int u) {
    for (int v: nd[u].adj) {
        if ((nd[v].size < nd[u].size) && (nd[v].size > n / 2)) {
            return find_centroid(v);
        }
    }

    return u;
}

int main() {
    read_input_data();
    size_dfs(1);
    int c = find_centroid(1);
    printf("%d\n", c);

    return 0;
}

```

Implementare iterativă și cu liste proprii.

```

#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 200'000;

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    int size;
};

cell list[2 * MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];
int n;

void add_child(int u, int v) {
    static int pos = 1;
    list[pos] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = pos++;
}

```

```
}

void read_input_data() {
    scanf("%d", &n);

    for (int i = 1; i < n; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        add_child(u, v);
        add_child(v, u);
    }
}

void size_dfs(int u) {
    nd[u].size = 1;

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (!nd[v].size) {
            size_dfs(v);
            nd[u].size += nd[v].size;
        }
    }
}

int get_heavy_child(int u) {
    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if ((nd[v].size < nd[u].size) && (nd[v].size > n / 2)) {
            return v;
        }
    }
    return 0;
}

void find_centroid() {
    int u = 1, child;

    while ((child = get_heavy_child(u)) != 0) {
        u = child;
    }

    printf("%d\n", u);
}

int main() {
    read_input_data();
    size_dfs(1);
    find_centroid();
}
```

```
    return 0;
}
```

## L.2 Problema Mystery Tree (CodeChef)

◀ înapoi

```
#include <stdio.h>
#include <vector>

const int MAX_NODES = 200'000;

struct node {
    std::vector<int> adj;
    int size;
    bool dead;
};

node nd[MAX_NODES + 1];
int n;

void read_tree() {
    scanf("%d", &n);

    // șterge listele de adiacență
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        nd[u].adj.clear();
        nd[u].dead = false;
    }

    for (int i = 1; i < n; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        nd[u].adj.push_back(v);
        nd[v].adj.push_back(u);
    }
}

void size_dfs(int u, int parent) {
    nd[u].size = 1;

    for (int v: nd[u].adj) {
        if ((v != parent) && !nd[v].dead) {
            size_dfs(v, u);
            nd[u].size += nd[v].size;
        }
    }
}
```

```
int find_centroid(int u, int limit) {
    for (int v: nd[u].adj) {
        if ((nd[v].size < nd[u].size) && (nd[v].size > limit)) {
            return find_centroid(v, limit);
        }
    }

    return u;
}

void solve(int u) {
    int prev = 0;

    while (u != -1) {
        size_dfs(u, 0);
        u = find_centroid(u, nd[u].size / 2);

        printf("1 %d\n", u);
        fflush(stdout);

        nd[u].dead = true;
        prev = u;
        scanf("%d", &u);
    }

    printf("2 %d\n", prev);
}

int main() {
    int num_tests, check = 1;
    scanf("%d", &num_tests);

    while (num_tests-- && (check == 1)) {
        read_tree();
        solve(1);
        scanf("%d", &check);
    }

    return 0;
}
```

---

## L.3 Problema Ciel the Commander (Codeforces)

[◀ înapoi](#)

Soluție cu descompunere în centroizi.



```

#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 200'000;

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    int size;
    bool dead;
    char rank; // răspunsul
};

cell list[2 * MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];
int n;

void add_child(int u, int v) {
    static int pos = 1;
    list[pos] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = pos++;
}

void read_input_data() {
    scanf("%d", &n);

    for (int i = 1; i < n; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        add_child(u, v);
        add_child(v, u);
    }
}

void size_dfs(int u, int parent) {
    nd[u].size = 1;

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if ((v != parent) && !nd[v].dead) {
            size_dfs(v, u);
            nd[u].size += nd[v].size;
        }
    }
}

int find_centroid(int u, int limit) {

```

```
for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
    int v = list[ptr].v;
    if ((nd[v].size < nd[u].size) && !nd[v].dead && (nd[v].size > limit)) {
        return find_centroid(v, limit);
    }
}

return u;
}

void decompose(int u, int rank) {
    size_dfs(u, 0);
    u = find_centroid(u, nd[u].size / 2);

    // Aceasta este problema pe care o rezolvăm. Restul codului este șablonul
    // pentru descompunerea în centroizi.
    nd[u].rank = rank;

    nd[u].dead = true;
    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (!nd[v].dead) {
            decompose(v, rank + 1);
        }
    }
}

void write_ranks() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        putchar(nd[u].rank);
        putchar((u == n) ? '\n' : ' ');
    }
}

int main() {
    read_input_data();
    decompose(1, 'A');
    write_ranks();

    return 0;
}
```

---

Soluție elementară.

```
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 200'000;

struct cell {
```

```

    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    char rank; // răspunsul
};

cell list[2 * MAX_NODES];
node nd[MAX_NODES + 1];
int n;

void add_child(int u, int v) {
    static int pos = 1;
    list[pos] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = pos++;
}

void read_input_data() {
    scanf("%d", &n);

    for (int i = 1; i < n; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        add_child(u, v);
        add_child(v, u);
    }
}

// Returnează indicele celui mai din dreapta bit care respectă regulile de
// combinare.
int get_valid_bit(unsigned once, unsigned twice) {
    // Ia cel mai mare rang care apare de două ori.
    int msb = twice
        ? (31 - __builtin_clz(twice))
        : -1;

    // Fiecare bit în stînga lui msb este OK.
    unsigned legal_twice = ~((1 << (msb + 1)) - 1);

    // Fiecare bit văzut o singură dată nu este OK.
    unsigned legal_once = ~once;

    // Trebuie să respectăm ambele criterii.
    unsigned both = legal_once & legal_twice;

    // Returnează indicele celui mai din dreapta bit.
    return __builtin_ctz(both);
}

```

```

// Returnează o mască pe 26 de biți a rangurilor vizibile (MSB este A, LSB
// este Z).
unsigned dfs(int u, int parent) {
    unsigned once = 0, twice = 0;

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (v != parent) {
            unsigned vis_mask = dfs(v, u);
            // Noduri văzute o dată înainte și a doua oară în subarborele lui v.
            twice |= vis_mask & once;
            once |= vis_mask;
        }
    }

    int bit = get_valid_bit(once, twice);
    nd[u].rank = 'Z' - bit;

    // Acest rang este vizibil și maschează toate rangurile mai mici.
    return (1 << bit) | (once & ~((1 << bit) - 1));
}

void write_ranks() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        putchar(nd[u].rank);
        putchar((u == n) ? '\n' : ' ');
    }
}

int main() {
    read_input_data();
    dfs(1, 0);
    write_ranks();

    return 0;
}

```

## L.4 Problema Fixed-Length Paths I (CSES) (din nou)

[◀ înapoi](#)

```

#include <stdio.h>
#include <vector>

const int MAX_NODES = 200'000;

struct node {
    std::vector<int> adj;

```

```

    int size;
    bool dead;
};

node nd[MAX_NODES + 1];
int freq[MAX_NODES];
int length;
long long answer;

void read_input_data() {
    int n;
    scanf("%d %d", &n, &length);

    for (int i = 1; i < n; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        nd[u].adj.push_back(v);
        nd[v].adj.push_back(u);
    }
}

/**
 * Aceasta este problema pe care o rezolvăm efectiv.
 */

int max(int x, int y) {
    return (x > y) ? x : y;
}

int max_depth;

// Numără căile de lungime k pornind din u, mergînd în sus pînă la centroid și
// în jos în alt subarbore.
void count_dfs(int u, int parent, int depth) {
    max_depth = max(max_depth, depth);
    answer += freq[length - depth];

    for (int v: nd[u].adj) {
        if ((!nd[v].dead) && (v != parent) && (depth < length)) {
            count_dfs(v, u, depth + 1);
        }
    }
}

// Marchează adîncimile fiecărui nod.
void mark_dfs(int u, int parent, int depth) {
    freq[depth]++;

    for (int v: nd[u].adj) {
        if ((!nd[v].dead) && (v != parent) && (depth < length)) {

```

```

    mark_dfs(v, u, depth + 1);
}
}
}

// Numără căile de lungime k care trec prin u.
void count_paths_through(int u) {
    freq[0] = 1; // nodul u însuși
    max_depth = 0;

    for (int v: nd[u].adj) {
        if (!nd[v].dead) {
            count_dfs(v, u, 1);
            mark_dfs(v, u, 1);
        }
    }

    for (int d = 0; d <= max_depth; d++) {
        freq[d] = 0;
    }
}

/**
 * Restul codului (decompose(), size_dfs() și find_centroid()) este șablon. Îl
 * folosim deoarece ne permite să rulăm un DFS din fiecare centroid și să
 * obținem timp  $O(n \log n)$ .
 */

void size_dfs(int u, int parent) {
    nd[u].size = 1;

    for (int v: nd[u].adj) {
        if ((v != parent) && !nd[v].dead) {
            size_dfs(v, u);
            nd[u].size += nd[v].size;
        }
    }
}

int find_centroid(int u, int limit) {
    for (int v: nd[u].adj) {
        if ((nd[v].size < nd[u].size) && (nd[v].size > limit)) {
            return find_centroid(v, limit);
        }
    }

    return u;
}

void decompose(int u) {

```

```

size_dfs(u, 0);
u = find_centroid(u, nd[u].size / 2);

// Aceasta este ce încercăm să rezolvăm.
count_paths_through(u);

nd[u].dead = true;
for (int v: nd[u].adj) {
    if (!nd[v].dead) {
        decompose(v);
    }
}
}

void write_answer() {
    printf("%lld\n", answer);
}

int main() {
    read_input_data();
    decompose(1);
    write_answer();

    return 0;
}

```

## L.5 Problema Xenia and Tree (Codeforces)

[◀ înapoi](#)

Soluție cu descompunere în radical după operații.

```

// Complexitate:  $O((n + q) \sqrt{q})$ .
// Metodă: Descompunere în radical după operații.
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 100'000;
const int MAX_LOG = 18;
const int BLOCK_SIZE = 1'000; // determinat experimental
const int INFINITY = MAX_NODES;

const int OP_PAINT = 1;

struct cell {
    int v, next;
};

cell list[2 * MAX_NODES];

```

```

struct node {
    int adj;
    int depth;
    int dist; // distanța pînă la cel mai apropiat nod roșu
    bool red;
};

struct queue {
    int v[MAX_NODES];
    int head, tail;

    void init() {
        head = tail = 0;
    }

    void enqueue(int u) {
        v[tail++] = u;
    }

    int dequeue() {
        return v[head++];
    }

    bool is_empty() {
        return head == tail;
    }
};

node nd[MAX_NODES + 1];
int fresh[BLOCK_SIZE];
queue q;
int n, num_ops, num_fresh;

int log(int x) {
    return 31 - __builtin_clz(x);
}

int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

// 0 liniarizare DFS cu repetiție și informații pentru interogări de RMQ și
// LCA în O(1).
struct lca_info {
    int d[MAX_LOG][2 * MAX_NODES];
    int tout[MAX_NODES + 1];
    int n; // lungimea liniarizării

    void append(int u) {

```



```

    tout[u] = n;
    d[0][n++] = u;
}

void build_rmq_table() {
    for (int l = 1; (1 << l) <= n; l++) {
        for (int i = 0; i <= n - (1 << l); i++) {
            int r = i + (1 << (l - 1));
            d[l][i] = (nd[d[l - 1][i]].depth < nd[d[l - 1][r]].depth)
                ? d[l - 1][i]
                : d[l - 1][r];
        }
    }
}

int lca(int u, int v) {
    int left = min(tout[u], tout[v]);
    int right = tout[u] + tout[v] - left;
    int bits = log(right - left + 1);
    int x = d[bits][left];
    int y = d[bits][right - (1 << bits) + 1];
    return (nd[x].depth < nd[y].depth) ? x : y;
}

int dist(int u, int v) {
    int l = lca(u, v);
    return nd[u].depth + nd[v].depth - 2 * nd[l].depth;
}
};

lca_info l;

void add_edge(int u, int v) {
    static int ptr = 1;
    list[ptr] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = ptr++;
}

void read_tree() {
    scanf("%d %d", &n, &num_ops);

    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        add_edge(u, v);
        add_edge(v, u);
    }
}

// Calculează adîncimile și liniarizarea.

```

```
void initial_dfs(int u, int parent) {
    l.append(u);

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (v != parent) {
            nd[v].depth = 1 + nd[u].depth;
            initial_dfs(v, u);
            l.append(u);
        }
    }
}

void bfs_from_red_nodes() {
    q.init();

    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        if (nd[u].red) {
            nd[u].dist = 0;
            q.enqueue(u);
        } else {
            nd[u].dist = INFINITY;
        }
    }

    while (!q.is_empty()) {
        int u = q.dequeue();
        for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
            int v = list[ptr].v;
            if (nd[v].dist == INFINITY) {
                nd[v].dist = nd[u].dist + 1;
                q.enqueue(v);
            }
        }
    }
}

void preprocess_block() {
    bfs_from_red_nodes();
    num_fresh = 0;
}

void paint(int u) {
    nd[u].red = true;
    fresh[num_fresh++] = u;
}

int query(int u) {
    int result = nd[u].dist;
    for (int i = 0; i < num_fresh; i++) {
```

```

    result = min(result, l.dist(u, fresh[i]));
}

return result;
}

void process_ops() {
    nd[1].red = true;

    for (int i = 0; i < num_ops; i++) {
        if (i % BLOCK_SIZE == 0) {
            preprocess_block();
        }
        int type, u;
        scanf("%d %d", &type, &u);
        if (type == OP_PAINT) {
            paint(u);
        } else {
            printf("%d\n", query(u));
        }
    }
}

int main() {
    read_tree();
    initial_dfs(1, 0);
    l.build_rmq_table();
    process_ops();

    return 0;
}

```

Soluție cu descompunere în centroizi.

```

// Complexitate:  $O((n + q) \log n)$ .
// Metodă: Descompunere în centroizi.
#include <stdio.h>
#include <vector>

const int MAX_NODES = 100'000;
const int MAX_LOG = 17;

struct node {
    std::vector<int> adj;
    int size;
    int level;
    int closest_red;
    int cparent; // părintele în arborele de centroizi
    int cdist[MAX_LOG]; // distanța pînă la părintele centroid de nivel k

```

```
    bool dead;
};

node nd[MAX_NODES + 1];
int freq[MAX_NODES];
int n, num_queries;

void read_input_data() {
    scanf("%d %d", &n, &num_queries);

    for (int i = 1; i < n; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        nd[u].adj.push_back(v);
        nd[v].adj.push_back(u);
    }
}

void size_dfs(int u, int parent) {
    nd[u].size = 1;

    for (int v: nd[u].adj) {
        if ((v != parent) && !nd[v].dead) {
            size_dfs(v, u);
            nd[u].size += nd[v].size;
        }
    }
}

void dist_dfs(int u, int parent, int level) {
    for (int v: nd[u].adj) {
        if ((v != parent) && !nd[v].dead) {
            nd[v].cdist[level] = 1 + nd[u].cdist[level];
            dist_dfs(v, u, level);
        }
    }
}

int find_centroid(int u, int limit) {
    for (int v: nd[u].adj) {
        if ((nd[v].size < nd[u].size) && (nd[v].size > limit)) {
            return find_centroid(v, limit);
        }
    }

    return u;
}

void decompose(int u, int parent, int level) {
    size_dfs(u, 0);
```

```

u = find_centroid(u, nd[u].size / 2);

nd[u].dead = true;
nd[u].level = level;
nd[u].cparent = parent;

dist_dfs(u, 0, level);

for (int v: nd[u].adj) {
    if (!nd[v].dead) {
        decompose(v, u, level + 1);
    }
}
}

int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

void paint_red(int u) {
    int center = u;
    for (int l = nd[u].level; l >= 0; l--) {
        nd[center].closest_red = min(nd[center].closest_red, nd[u].cdist[l]);
        center = nd[center].cparent;
    }
}

int find_closest_red(int u) {
    int result = n; // infinit

    int center = u;
    for (int l = nd[u].level; l >= 0; l--) {
        int dist = nd[u].cdist[l] + nd[center].closest_red;
        result = min(result, dist);
        center = nd[center].cparent;
    }
    return result;
}

void init_distances() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        nd[u].closest_red = n; // infinit
    }
    paint_red(1);
}

void process_ops() {
    while (num_queries--) {
        int type, u;
        scanf("%d %d", &type, &u);
    }
}

```

```
    if (type == 1) {
        paint_red(u);
    } else {
        printf("%d\n", find_closest_red(u));
    }
}
}

int main() {
    read_input_data();
    decompose(1, 0, 0);
    init_distances();
    process_ops();

    return 0;
}
```

## L.6 Problema Flareon (Lot 2017)

[◀ înapoi](#)

```
#include "flareon.h"
#include <vector>

const int MAX_NODES = 200'000;

struct node {
    std::vector<int> adj;
    std::vector<int> pow; // puterile flăcărilor cu originea aici
    int size;
};

static node nd[MAX_NODES + 1];
static long long ans[MAX_NODES + 1];

struct plume_tracker {
    // Date din punctul de vedere al centroidului, pe măsură ce flăcările urcă
    // în subarbore și ajung la centroid.
    //
    // Frecvențele flăcărilor indexate după puterea rămasă. Nu ținem evidența
    // puterilor mai mari decât n, deoarece acelea nu se vor stinge niciodată.
    int freq[MAX_NODES];
    // Numărul de flăcări.
    int cnt;
    // Puterea totală.
    long long sum;

    // Mărimea subarborelui curent. Ne trebuie ca să ne încadrăm în efort
```

```

// O(mărimea_subarborelui), nu O(n).
int sts;

void init(int sts) {
    this->sts = sts;
    sum = cnt = 0;
    for (int i = 0; i < sts; i++) {
        freq[i] = 0;
    }
}

void add_plume(int power, int depth, int sign) {
    if (power > depth) {
        if (power - depth < sts) {
            freq[power - depth] += sign;
        }
        cnt += sign;
        sum += sign * (power - depth);
    }
    // Altfel nu face nimic: flacăra nu va ajunge la centroid.
}

// Colectează flăcările din nodul u și notează contribuția lor la centroid.
// Când sign = +1 includem contribuțiile, iar când sign = -1, le excludem.
void collect(int u, int parent, int depth, int sign) {
    for (int p: nd[u].pow) {
        add_plume(p, depth, sign);
    }

    for (int v: nd[u].adj) {
        if (v != parent) {
            collect(v, u, depth + 1, sign);
        }
    }
}

void distribute(int u, int parent, int depth, int cnt, long long sum) {
    // Stinge unele flăcări și redu puterile celorlalte cu câte 1.
    sum -= cnt;
    cnt -= freq[depth];
    ans[u] += sum;

    for (int v: nd[u].adj) {
        if (v != parent) {
            distribute(v, u, depth + 1, cnt, sum);
        }
    }
}

void process_plumes_through(int u) {

```

```

    init(nd[u].size);
    collect(u, 0, 0, +1);
    ans[u] += sum;

    for (int v: nd[u].adj) {
        // Când numărăm efectele flăcărilor într-un subarbore, mai întâi
        // excludem flăcărilor care provin tocmai din acel subarbore.
        collect(v, u, 1, -1);
        distribute(v, u, 1, cnt, sum);
        collect(v, u, 1, +1);
    }
}

};

plume_tracker pt;

/**
 * Restul codului (decompose(), size_dfs() și find_centroid()) este șablon. Îl
 * folosim deoarece ne permite să rulăm un DFS din fiecare centroid și să
 * obținem timp  $O(n \log n)$ .
 */

void size_dfs(int u, int parent) {
    nd[u].size = 1;

    for (int v: nd[u].adj) {
        if (v != parent) {
            size_dfs(v, u);
            nd[u].size += nd[v].size;
        }
    }
}

int find_centroid(int u, int limit) {
    for (int v: nd[u].adj) {
        if ((nd[v].size < nd[u].size) && (nd[v].size > limit)) {
            return find_centroid(v, limit);
        }
    }

    return u;
}

void delete_edge(int u, int v) {
    int i = 0;
    while (nd[u].adj[i] != v) {
        i++;
    }
    nd[u].adj[i] = nd[u].adj.back();
    nd[u].adj.pop_back();
}

```



```

}

void delete_node(int u) {
    for (int v: nd[u].adj) {
        delete_edge(v, u);
    }
}

void decompose(int u) {
    size_dfs(u, 0);
    u = find_centroid(u, nd[u].size / 2);

    // Aceasta este problema pe care încercăm să o rezolvăm.
    pt.process_plumes_through(u);

    delete_node(u);
    for (int v: nd[u].adj) {
        decompose(v);
    }
}

void solve(int n, int m, int* v, int* pos, int* power) {
    for (int u = 2; u <= n; u++) {
        nd[u].adj.push_back(v[u - 2]);
        nd[v[u - 2]].adj.push_back(u);
    }

    for (int i = 0; i < m; i++) {
        nd[pos[i]].pow.push_back(power[i]);
    }

    decompose(1);
    answer(ans + 1); // shiftează vectorul cu 1
}

```

## L.7 Problema Digit Tree (Codeforces)

[◀ înapoi](#)

Soluție cu descompunere în centroizi și `std::map`.

```

// Method: Centroid decomposition.
// Complexity: O(n log^2 n).
#include <map>
#include <stdio.h>
#include <vector>

const int MAX_NODES = 100'000;

```

```
struct edge {
    int v, digit;
};

struct node {
    std::vector<edge> adj;
    int size;
    bool dead;
};

node nd[MAX_NODES];
int pow10[MAX_NODES + 1];
int inv_pow10[MAX_NODES + 1];
int n, mod;
long long num_pairs;

void read_tree() {
    scanf("%d %d", &n, &mod);

    for (int i = 1; i < n; i++) {
        int u, v, digit;
        scanf("%d %d %d", &u, &v, &digit);
        nd[u].adj.push_back({v, digit % mod});
        nd[v].adj.push_back({u, digit % mod});
    }
}

void extended_euclid(int a, int b, int& x, int& y) {
    if (!b) {
        x = 1;
        y = 0;
    } else {
        int xp, yp;
        extended_euclid(b, a % b, xp, yp);
        x = yp;
        y = xp - (a / b) * yp;
    }
}

int inverse(int a, int mod) {
    int x, y;
    extended_euclid(a, mod, x, y);
    return (x + mod) % mod;
}

void precompute_pow10() {
    pow10[0] = 1;
    for (int i = 1; i <= n; i++) {
        pow10[i] = 1011 * pow10[i - 1] % mod;
    }
}
```

```

}

long long inv = inverse(10, mod);
inv_pow10[0] = 1;
for (int i = 1; i <= n; i++) {
    inv_pow10[i] = inv * inv_pow10[i - 1] % mod;
}
}

struct pair_counter {
    std::map<int, int> freq;

    void head_dfs(int u, int parent, int depth, int rem, int sign) {
        freq[rem] += sign;

        for (edge e: nd[u].adj) {
            if ((e.v != parent) && !nd[e.v].dead) {
                int new_rem = ((long long)pow10[depth] * e.digit + rem) % mod;
                head_dfs(e.v, u, depth + 1, new_rem, sign);
            }
        }
    }

    void tail_dfs(int u, int parent, int depth, int rem) {
        int h = (long long)inv_pow10[depth] * (mod - rem) % mod;

        // Numărul de moduri de a prefixa această coadă cu un început.
        num_pairs += freq[h];

        // Are coada curentă un rest egal cu zero?
        num_pairs += (rem == 0);

        for (edge e: nd[u].adj) {
            if ((e.v != parent) && !nd[e.v].dead) {
                int new_rem = ((long long)rem * 10 + e.digit) % mod;
                tail_dfs(e.v, u, depth + 1, new_rem);
            }
        }
    }

    void count_pairs_through(int u) {
        freq.clear();

        for (edge e: nd[u].adj) {
            if (!nd[e.v].dead) {
                head_dfs(e.v, u, 1, e.digit, +1);
            }
        }

        for (edge e: nd[u].adj) {

```

```

    if (!nd[e.v].dead) {
        head_dfs(e.v, u, 1, e.digit, -1);
        tail_dfs(e.v, u, 1, e.digit);
        head_dfs(e.v, u, 1, e.digit, +1);
    }
}

// Numărul de căi de început care au un rest 0.
num_pairs += freq[0];
}
};

pair_counter pc;

void size_dfs(int u, int parent) {
    nd[u].size = 1;

    for (edge e: nd[u].adj) {
        if ((e.v != parent) && !nd[e.v].dead) {
            size_dfs(e.v, u);
            nd[u].size += nd[e.v].size;
        }
    }
}

int find_centroid(int u, int limit) {
    for (edge e: nd[u].adj) {
        if ((nd[e.v].size < nd[u].size) && !nd[e.v].dead && (nd[e.v].size > limit)) {
            return find_centroid(e.v, limit);
        }
    }

    return u;
}

void decompose(int u) {
    size_dfs(u, -1);
    u = find_centroid(u, nd[u].size / 2);

    pc.count_pairs_through(u);

    nd[u].dead = true;
    for (edge e: nd[u].adj) {
        if (!nd[e.v].dead) {
            decompose(e.v);
        }
    }
}

void write_answer() {

```

```

    printf("%lld\n", num_pairs);
}

int main() {
    read_tree();
    precompute_pow10();
    decompose(0);
    write_answer();

    return 0;
}

```

Soluție cu descompunere în centroizi și căutări binare.

```

#include <algorithm>
#include <stdio.h>
#include <vector>

const int MAX_NODES = 100'000;

struct edge {
    int v, digit;
};

struct node {
    std::vector<edge> adj;
    int size;
};

// Stochează informații despre frecvența unui rest modulo M. Putem interoga
// aceste informații pentru un fiu dat al rădăcinii (0-based) sau pentru toți
// fiii.
struct rem_info {
    struct elem {
        int child, rem, freq;

        bool operator ==(elem other) {
            return (child == other.child) && (rem == other.rem);
        }

        bool operator <(elem other) {
            return (child < other.child) ||
                ((child == other.child) && (rem < other.rem));
        }

        bool operator >(elem other) {
            return (child > other.child) ||
                ((child == other.child) && (rem > other.rem));
        }
    };
};

```

```

};

elem c[MAX_NODES], t[MAX_NODES];
int nc, nt;

void init() {
    nc = nt = 0;
}

void insert(int child, int rem) {
    c[nc++] = { child, rem, 1 };
    t[nt++] = { 0, rem, 1 };
}

int merge_duplicates(elem* v, int n) {
    if (n) {
        int j = 1;
        for (int i = 1; i < n; i++) {
            if (v[i] == v[j - 1]) {
                v[j - 1].freq++;
            } else {
                v[j++] = v[i];
            }
        }
        n = j;
    }
    return n;
}

void sort() {
    std::sort(c, c + nc);
    std::sort(t, t + nt);

    nc = merge_duplicates(c, nc);
    nt = merge_duplicates(t, nt);
}

int count_rem_0() {
    return (nt && (t[0].rem == 0))
        ? t[0].freq
        : 0;
}

int find(elem* v, int n, int child, int rem) {
    elem el = { child, rem, 0 };
    int pos = std::lower_bound(v, v + n, el) - v;
    return ((pos < n) && (v[pos] == el)) ? v[pos].freq : 0;
}

int count_not_in_child(int child, int rem) {

```

```

    return find(t, nt, 0, rem) - find(c, nc, child, rem);
}
};

node nd[MAX_NODES];
int pow10[MAX_NODES + 1];
int inv_pow10[MAX_NODES + 1];
rem_info r;
int n, mod;
long long num_pairs;

void read_tree() {
    scanf("%d %d", &n, &mod);

    for (int i = 1; i < n; i++) {
        int u, v, digit;
        scanf("%d %d %d", &u, &v, &digit);
        nd[u].adj.push_back({v, digit});
        nd[v].adj.push_back({u, digit});
    }
}

void extended_euclid(int a, int b, int& x, int& y) {
    if (!b) {
        x = 1;
        y = 0;
    } else {
        int xp, yp;
        extended_euclid(b, a % b, xp, yp);
        x = yp;
        y = xp - (a / b) * yp;
    }
}

int inverse(int a, int mod) {
    int x, y;
    extended_euclid(a, mod, x, y);
    return (x + mod) % mod;
}

void precompute_pow10() {
    pow10[0] = 1;
    for (int i = 1; i <= n; i++) {
        pow10[i] = 10ll * pow10[i - 1] % mod;
    }

    long long inv = inverse(10, mod);
    inv_pow10[0] = 1;
    for (int i = 1; i <= n; i++) {
        inv_pow10[i] = inv * inv_pow10[i - 1] % mod;
    }
}

```

```

    }
}

struct pair_counter {
    int child;

    void head_dfs(int u, int parent, int depth, int rem) {
        r.insert(child, rem);

        for (edge e: nd[u].adj) {
            if (e.v != parent) {
                int new_rem = ((long long)pow10[depth] * e.digit + rem) % mod;
                head_dfs(e.v, u, depth + 1, new_rem);
            }
        }
    }

    void tail_dfs(int u, int parent, int depth, int rem) {
        int h = (long long)inv_pow10[depth] * (mod - rem) % mod;

        // Numărul de moduri de a prefixa această coadă cu un început.
        num_pairs += r.count_not_in_child(child, h);

        // Are coada curentă un rest egal cu zero?
        num_pairs += (rem == 0);

        for (edge e: nd[u].adj) {
            if (e.v != parent) {
                int new_rem = ((long long)rem * 10 + e.digit) % mod;
                tail_dfs(e.v, u, depth + 1, new_rem);
            }
        }
    }

    void count_pairs_through(int u) {
        r.init();

        for (edge e: nd[u].adj) {
            child = e.v;
            head_dfs(e.v, u, 1, e.digit % mod);
        }

        r.sort();

        for (edge e: nd[u].adj) {
            child = e.v;
            tail_dfs(e.v, u, 1, e.digit % mod);
        }

        // Numărul de căi de început care au un rest 0.

```



```

    num_pairs += r.count_rem_0();
}
};

pair_counter pc;

void size_dfs(int u, int parent) {
    nd[u].size = 1;

    for (edge e: nd[u].adj) {
        if (e.v != parent) {
            size_dfs(e.v, u);
            nd[u].size += nd[e.v].size;
        }
    }
}

int find_centroid(int u, int limit) {
    for (edge e: nd[u].adj) {
        if ((nd[e.v].size < nd[u].size) && (nd[e.v].size > limit)) {
            return find_centroid(e.v, limit);
        }
    }

    return u;
}

void delete_edge(int u, int v) {
    int i = 0;
    while (nd[u].adj[i].v != v) {
        i++;
    }
    nd[u].adj[i] = nd[u].adj.back();
    nd[u].adj.pop_back();
}

void delete_node(int u) {
    for (edge e: nd[u].adj) {
        delete_edge(e.v, u);
    }
}

void decompose(int u) {
    size_dfs(u, -1);
    u = find_centroid(u, nd[u].size / 2);

    pc.count_pairs_through(u);

    delete_node(u);
    for (edge e: nd[u].adj) {

```

```
    decompose(e.v);
}
}

void write_answer() {
    printf("%lld\n", num_pairs);
}

int main() {
    read_tree();
    precompute_pow10();
    decompose(0);
    write_answer();

    return 0;
}
```

---

# Anexa M

## Combinatorică - Elemente de bază

### M.1 Problema Binomial Coefficients (CSES)

[◀ înapoi](#)

```
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 1'000'000;
const int MOD = 1'000'000'007;

int fact[MAX_N + 1], inv_fact[MAX_N + 1];

void extended_euclid_iterative(int a, int b, int& d, int& x, int& y) {
    x = 1;
    y = 0;
    int xp = 0, yp = 1;
    while (b) {
        int q = a / b;
        int tmp = b; b = a - q * b; a = tmp;
        tmp = xp; xp = x - q * xp; x = tmp;
        tmp = yp; yp = y - q * yp; y = tmp;
    }
    d = a;
}

int inverse(int x) {
    int y, k, d;
    extended_euclid_iterative(x, MOD, d, y, k);
    return (y >= 0) ? y : (y + MOD);
}

int comb(int n, int k) {
    return (long long)fact[n] * inv_fact[k] % MOD * inv_fact[n - k] % MOD;
}
```

```
void precompute_factorials() {
    fact[0] = 1;
    for (int i = 1; i <= MAX_N; i++) {
        fact[i] = (long long)fact[i - 1] * i % MOD;
    }

    inv_fact[MAX_N] = inverse(fact[MAX_N]);
    for (int i = MAX_N - 1; i >= 0; i--) {
        inv_fact[i] = (long long)inv_fact[i + 1] * (i + 1) % MOD;
    }
}

void process_queries() {
    int num_tests, n, k;
    scanf("%d", &num_tests);
    while (num_tests--) {
        scanf("%d %d", &n, &k);
        printf("%d\n", comb(n, k));
    }
}

int main() {
    precompute_factorials();
    process_queries();

    return 0;
}
```

---

## M.2 Problema Creating Strings II (CSES)

[◀ Înapoi](#)

```
#include <ctype.h>
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 1'000'000;
const int MOD = 1'000'000'007;
const int SIGMA = 26;

int fact[MAX_N + 1], inv_fact[MAX_N + 1];
int freq[SIGMA];
int n;

void read_string() {
    int c;
    while (islower(c = getchar())) {
        freq[c - 'a']++;
        n++;
    }
}
```

```

    }
}

void extended_euclid_iterative(int a, int b, int& d, int& x, int& y) {
    x = 1;
    y = 0;
    int xp = 0, yp = 1;
    while (b) {
        int q = a / b;
        int tmp = b; b = a - q * b; a = tmp;
        tmp = xp; xp = x - q * xp; x = tmp;
        tmp = yp; yp = y - q * yp; y = tmp;
    }
    d = a;
}

int inverse(int x) {
    int y, k, d;
    extended_euclid_iterative(x, MOD, d, y, k);
    return (y >= 0) ? y : (y + MOD);
}

void precompute_factorials() {
    fact[0] = 1;
    for (int i = 1; i <= n; i++) {
        fact[i] = (long long)fact[i - 1] * i % MOD;
    }

    inv_fact[n] = inverse(fact[n]);
    for (int i = n - 1; i >= 0; i--) {
        inv_fact[i] = (long long)inv_fact[i + 1] * (i + 1) % MOD;
    }
}

void count_permutations() {
    long long answer = fact[n];
    for (int c = 0; c < SIGMA; c++) {
        answer = answer * inv_fact[freq[c]] % MOD;
    }
    printf("%lld\n", answer);
}

int main() {
    read_string();
    precompute_factorials();
    count_permutations();

    return 0;
}

```

## M.3 Problema Distributing Apples (CSES)

[◀ înapoi](#)

```
#include <stdio.h>

const int MAX_VAL = 2'000'000;
const int MOD = 1'000'000'007;

int fact[MAX_VAL + 1], inv_fact[MAX_VAL + 1];

void extended_euclid_iterative(int a, int b, int& d, int& x, int& y) {
    x = 1;
    y = 0;
    int xp = 0, yp = 1;
    while (b) {
        int q = a / b;
        int tmp = b; b = a - q * b; a = tmp;
        tmp = xp; xp = x - q * xp; x = tmp;
        tmp = yp; yp = y - q * yp; y = tmp;
    }
    d = a;
}

int inverse(int x) {
    int y, k, d;
    extended_euclid_iterative(x, MOD, d, y, k);
    return (y >= 0) ? y : (y + MOD);
}

void precompute_factorials() {
    fact[0] = 1;
    for (int i = 1; i <= MAX_VAL; i++) {
        fact[i] = (long long)fact[i - 1] * i % MOD;
    }

    inv_fact[MAX_VAL] = inverse(fact[MAX_VAL]);
    for (int i = MAX_VAL - 1; i >= 0; i--) {
        inv_fact[i] = (long long)inv_fact[i + 1] * (i + 1) % MOD;
    }
}

int comb(int n, int k) {
    return (long long)fact[n] * inv_fact[k] % MOD * inv_fact[n - k] % MOD;
}

void process_query() {
    int n, k;
    scanf("%d %d", &n, &k);
```

```

    printf("%d\\n", comb(n + k - 1, k));
}

int main() {
    precompute_factorials();
    process_query();

    return 0;
}

```

## M.4 Problema Christmas Party (CSES)

[◀ înapoi](#)

Sursă cu principiul includerii și excluderii, varianta 1.

```

#include <stdio.h>

const int MOD = 1'000'000'007;

void extended_euclid_iterative(int a, int b, int& d, int& x, int& y) {
    x = 1;
    y = 0;
    int xp = 0, yp = 1;
    while (b) {
        int q = a / b;
        int tmp = b; b = a - q * b; a = tmp;
        tmp = xp; xp = x - q * xp; x = tmp;
        tmp = yp; yp = y - q * yp; y = tmp;
    }
    d = a;
}

int inverse(int x) {
    int y, k, d;
    extended_euclid_iterative(x, MOD, d, y, k);
    return (y >= 0) ? y : (y + MOD);
}

int count_derangements(int n) {
    long long fact = 1;
    for (int i = 1; i <= n; i++) {
        fact = fact * i % MOD;
    }

    long long inv_fact = inverse(fact);
    int sign = (n % 2) ? -1 : 1;
    long long sum = 0;

```

```
for (int i = n; i >= 0; i--) {
    // Invarianti:
    //   sign = (-1)^i
    //   inv_fact = 1/i!
    sum = (sum + fact * sign * inv_fact) % MOD;
    sign = -sign;
    inv_fact = inv_fact * i % MOD;
}

return sum;
}

int main() {
    int n;
    scanf("%d", &n);
    printf("%d\n", count_derangements(n));

    return 0;
}
```

---

Sursă cu principiul includerii și excluderii, varianta 2.

```
#include <stdio.h>

const int MOD = 1'000'000'007;

int count_derangements(int n) {
    long long n_fact_over_i_fact = 1;
    int sign = (n % 2) ? -1 : 1;
    long long sum = 0;

    for (int i = n; i >= 0; i--) {
        sum = (sum + sign * n_fact_over_i_fact) % MOD;
        sign = -sign;
        n_fact_over_i_fact = n_fact_over_i_fact * i % MOD;
    }

    return (sum + MOD) % MOD;
}

int main() {
    int n;
    scanf("%d", &n);
    printf("%d\n", count_derangements(n));

    return 0;
}
```

---



Sursă cu formulă de recurență.

```
#include <stdio.h>

const int MOD = 1'000'000'007;

int count_derangements(int n) {
    if (n == 0) {
        return 1;
    } else if (n == 1) {
        return 0;
    }

    int a, b = 0, c = 1; // termenii 1 și 2
    for (int i = 3; i <= n; i++) {
        a = b;
        b = c;
        c = (long long)(i - 1) * (a + b) % MOD;
    }
    return c;
}

int main() {
    int n;
    scanf("%d", &n);
    printf("%d\n", count_derangements(n));

    return 0;
}
```

## M.5 Problema Bracket Sequences I (CSES)

[◀ înapoi](#)

```
// comb(2n, n) / (n + 1) =
// (2n)! / (n! * n! * (n + 1)) =
// (n + 2) * (n + 3) * ... * (2n) / n!
#include <stdio.h>

const int MOD = 1'000'000'007;

void extended_euclid_iterative(int a, int b, int& d, int& x, int& y) {
    x = 1;
    y = 0;
    int xp = 0, yp = 1;
    while (b) {
        int q = a / b;
        int tmp = b; b = a - q * b; a = tmp;
```

```
    tmp = xp; xp = x - q * xp; x = tmp;
    tmp = yp; yp = y - q * yp; y = tmp;
}
d = a;
}

int inverse(int x) {
    int y, k, d;
    extended_euclid_iterative(x, MOD, d, y, k);
    return (y >= 0) ? y : (y + MOD);
}

int catalan(int n) {
    long long fact = 1;
    for (int i = 1; i <= n; i++) {
        fact = fact * i % MOD;
    }

    long long result = inverse(fact);
    for (int i = n + 2; i <= 2 * n; i++) {
        result = result * i % MOD;
    }

    return result;
}

int num_strings_of_length(int n) {
    return (n % 2)
        ? 0
        : catalan(n / 2);
}

int main() {
    int n;
    scanf("%d", &n);
    printf("%d\n", num_strings_of_length(n));

    return 0;
}
```

---

## M.6 Problema Bracket Sequences II (CSES)

[◀ înapoi](#)

---

```
// (k + 1) / (n + 1) * comb(2n - k, n)
#include <ctype.h>
#include <stdio.h>
```

```

const int MOD = 1'000'000'007;
int n, k;
bool feasible;

void read_string() {
    scanf("%d ", &n);
    int excess = 0;
    int c;

    while ((excess >= 0) && ispunct(c = getchar())) {
        k++;
        excess += (c == '(') ? +1 : -1;
    }

    feasible = (n % 2 == 0) && (excess >= 0);

    // Redu problema la lungime n, începînd cu k paranteze deschise.
    n = (n - k + excess) / 2;
    k = excess;
}

void extended_euclid_iterative(int a, int b, int& d, int& x, int& y) {
    x = 1;
    y = 0;
    int xp = 0, yp = 1;
    while (b) {
        int q = a / b;
        int tmp = b; b = a - q * b; a = tmp;
        tmp = xp; xp = x - q * xp; x = tmp;
        tmp = yp; yp = y - q * yp; y = tmp;
    }
    d = a;
}

int inverse(int x) {
    int y, k, d;
    extended_euclid_iterative(x, MOD, d, y, k);
    return (y >= 0) ? y : (y + MOD);
}

int extended_catalan() {
    if (!feasible) {
        return 0;
    }

    long long fact = 1;
    for (int i = 1; i <= n + 1; i++) {
        fact = fact * i % MOD;
    }
    long long result = (long long)(k + 1) * inverse(fact) % MOD;
}

```

```
for (int i = n - k + 1; i <= 2 * n - k; i++) {
    result = result * i % MOD;
}

return result;
}

int main() {
    read_string();
    printf("%d\n", extended_catalan());

    return 0;
}
```

## M.7 Problema Counting Necklaces (CSES)

[◀ înapoi](#)

```
#include <stdio.h>

const int MAX_LEN = 1'000'000;
const int MOD = 1'000'000'007;

int p[MAX_LEN + 1];

void precompute_powers(int base, int up_to) {
    p[0] = 1;
    for (int i = 1; i <= up_to; i++) {
        p[i] = (long long)p[i - 1] * base % MOD;
    }
}

void extended_euclid_iterative(int a, int b, int& d, int& x, int& y) {
    x = 1;
    y = 0;
    int xp = 0, yp = 1;
    while (b) {
        int q = a / b;
        int tmp = b; b = a - q * b; a = tmp;
        tmp = xp; xp = x - q * xp; x = tmp;
        tmp = yp; yp = y - q * yp; y = tmp;
    }
    d = a;
}

int inverse(int x) {
    int y, k, d;
```

```

    extended_euclid_iterative(x, MOD, d, y, k);
    return (y >= 0) ? y : (y + MOD);
}

int count_necklaces(int len, int colors) {
    long long sum = 0;
    for (int i = 0; i < len; i++) {
        int d, x, y;
        extended_euclid_iterative(i, len, d, x, y);
        sum += p[d];
    }

    return sum % MOD * inverse(len) % MOD;
}

int main() {
    int len, colors;
    scanf("%d %d", &len, &colors);
    precompute_powers(colors, len);
    printf("%d\n", count_necklaces(len, colors));

    return 0;
}

```

## M.8 Problema Counting Grids (CSES)

[◀ înapoi](#)

```

#include <stdio.h>

const int MOD = 1'000'000'007;
const int QUARTER = 250'000'002;

long long pow2(long long e) {
    long long result = 1;
    long long b = 2;

    while (e) {
        if (e & 1) {
            result = result * b % MOD;
        }
        b = b * b % MOD;
        e >>= 1;
    }

    return result;
}

```

```
int count_grids(long long n) {
    long long sum;
    if (n % 2 == 0) {
        sum =
            pow2(n * n) +           // nicio rotație
            2 * pow2(n * n / 4) +   // rotație cu 90/270°
            pow2(n * n / 2);        // rotație cu 180°
    } else {
        sum =
            pow2(n * n) +
            2 * pow2((n / 2) * (n / 2) + (n / 2) + 1) +
            pow2((n / 2) * n + (n / 2) + 1);
    }

    return sum * QUARTER % MOD;
}

int main() {
    int n;
    scanf("%d", &n);
    printf("%d\n", count_grids(n));

    return 0;
}
```

## M.9 Problema Number of Permutations (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <algorithm>
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 300'000;
const int MOD = 998'244'353;

struct pair {
    int a, b;
};

typedef bool (*cmpFunc)(pair, pair);
typedef bool (*equalsFunc)(pair, pair);

pair v[MAX_N + 1];
int fact[MAX_N + 1];
int n;

bool cmpA(pair p, pair q) {
    return p.a < q.a;
}
```

```

}

bool cmpB(pair p, pair q) {
    return p.b < q.b;
}

bool cmpBoth(pair p, pair q) {
    return (p.a < q.a) || ((p.a == q.a) && (p.b < q.b));
}

bool equalsA(pair p, pair q) {
    return p.a == q.a;
}

bool equalsB(pair p, pair q) {
    return p.b == q.b;
}

bool equalsBoth(pair p, pair q) {
    return (p.a == q.a) && (p.b == q.b);
}

void read_data() {
    scanf("%d", &n);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        scanf("%d %d", &v[i].a, &v[i].b);
    }
    v[n].a = v[n].b = n + 1; // santinele infinite
}

void compute_fact() {
    fact[0] = 1;
    for (int i = 1; i <= n; i++) {
        fact[i] = (long long)i * fact[i - 1] % MOD;
    }
}

int count(cmpFunc cmp, equalsFunc equals) {
    std::sort(v, v + n, cmp);

    long long result = 1;
    int run = 1;
    for (int i = 1; i <= n; i++) {
        if (equals(v[i], v[i - 1])) {
            run++;
        } else {
            result = result * fact[run] % MOD;
            run = 1;
        }
    }
}

```

```
    return result;
}

bool is_sorted_by_b() {
    for (int i = 1; i < n; i++) {
        if (v[i].b < v[i - 1].b) {
            return false;
        }
    }
    return true;
}

// Dintre cele n! permutări, scade-le pe cele sortate după a sau după b și
// adună-le la loc pe cele sortate după a și după b.
int inclusion_exclusion() {
    long long result = (long long)fact[n]
        + (MOD - count(cmpA, equalsA))
        + (MOD - count(cmpB, equalsB));

    int both = count(cmpBoth, equalsBoth);
    if (is_sorted_by_b()) {
        result += both;
    }
    return result % MOD;
}

int main() {
    read_data();
    compute_fact();
    int result = inclusion_exclusion();
    printf("%d\n", result);

    return 0;
}
```

## M.10 Problema Counting Factorizations (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
// Complexitate: O(n^2).
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 2'022;
const int MAX_VAL = 1'000'000;
const int MOD = 998'244'353;

short freq[MAX_VAL + 1];
```



```

short pfreq[2 * MAX_N]; // frecvența numerelor prime
int fact[2 * MAX_N + 1], inv_fact[2 * MAX_N + 1];
int d[2 * MAX_N + 1]; // spațiu pentru programarea dinamică
int n;
int num_primes; // distincte
long long comp_contrib; // contribuția de la numere compuse

void read_data() {
    scanf("%d", &n);
    for (int i = 0; i < 2 * n; i++) {
        int x;
        scanf("%d", &x);
        freq[x]++;
    }
}

int bin_exp(int b, int e) {
    long long result = 1;

    while (e) {
        if (e & 1) {
            result = result * b % MOD;
        }
        b = (long long)b * b % MOD;
        e >>= 1;
    }

    return result;
}

void compute_fact() {
    fact[0] = 1;
    for (int i = 1; i <= 2 * n; i++) {
        fact[i] = (long long)i * fact[i - 1] % MOD;
    }

    inv_fact[2 * n] = bin_exp(fact[2 * n], MOD - 2);
    for (int i = 2 * n - 1; i >= 0; i--) {
        inv_fact[i] = (long long)(i + 1) * inv_fact[i + 1] % MOD;
    }
}

bool is_prime(int x) {
    for (int d = 2; d * d <= x; d++) {
        if (x % d == 0) {
            return false;
        }
    }

    return (x != 1);
}

```

```
}

void collect_primes() {
    comp_contrib = fact[n];
    for (int i = 1; i <= MAX_VAL; i++) {
        if (freq[i]) {
            if (is_prime(i)) {
                pfreq[num_primes++] = freq[i];
            } else {
                comp_contrib = comp_contrib * inv_fact[freq[i]] % MOD;
            }
        }
    }
}

// d[i][j] = Suma contribuțiilor dacă alegem j prime pînă la poziția i.
void build_dp() {
    d[0] = 1;

    for (int i = 0; i < num_primes; i++) {
        for (int j = i + 1; j > 0; j--) {
            int no_take = (long long)inv_fact[pfreq[i]] * d[j] % MOD;
            int take = (long long)inv_fact[pfreq[i] - 1] * d[j - 1] % MOD;
            d[j] = (take + no_take) % MOD;
        }

        d[0] = (long long)inv_fact[pfreq[i]] * d[0] % MOD;
    }
}

void wrap_it_up() {
    int answer = comp_contrib * d[n] % MOD;
    printf("%d\\n", answer);
}

int main() {
    read_data();
    compute_fact();
    collect_primes();
    build_dp();
    wrap_it_up();

    return 0;
}
```

---

## M.11 Problema Monocarp and the Set (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

#include <stdio.h>

const int MAX_N = 300'000;
const int MOD = 998'244'353;

char s[MAX_N];
int n, num_ops;
long long answer;

void extended_euclid_iterative(int a, int b, int& d, int& x, int& y) {
    x = 1;
    y = 0;
    int xp = 0, yp = 1;
    while (b) {
        int q = a / b;
        int tmp = b; b = a - q * b; a = tmp;
        tmp = xp; xp = x - q * xp; x = tmp;
        tmp = yp; yp = y - q * yp; y = tmp;
    }
    d = a;
}

int inverse(int x) {
    int y, k, d;
    extended_euclid_iterative(x, MOD, d, y, k);
    return (y >= 0) ? y : (y + MOD);
}

void read_data() {
    scanf("%d %d %s", &n, &num_ops, s);
}

void compute_first_answer() {
    answer = 1;
    for (int i = 1; i < n - 1; i++) {
        if (s[i] == '?') {
            answer = answer * i % MOD;
        }
    }
}

void update_string() {
    int pos;
    char c;
    scanf("%d %c", &pos, &c);
    pos--;

    if (s[pos] != c) { // optimizare de viteză
        if ((pos > 0) && (s[pos] == '?')) {

```

```
        answer = answer * inverse(pos) % MOD;
    }
    s[pos] = c;
    if ((pos > 0) && (s[pos] == '?')) {
        answer = answer * pos % MOD;
    }
}

void write_answer() {
    int real_answer = (s[0] == '?') ? 0 : answer;
    printf("%d\n", real_answer);
}

int main() {
    read_data();
    compute_first_answer();
    write_answer();

    while (num_ops--) {
        update_string();
        write_answer();
    }

    return 0;
}
```

---

## M.12 Problema Devu and Flowers (Codeforces)

[◀ înapoi](#)

Sursă cu calcularea inverselor ([versiune online](#)).

---

```
#include <stdio.h>

const int MAX_BOXES = 20;
const int MOD = 1'000'000'007;

long long cap[MAX_BOXES], num_objects;
int num_boxes, denominator;

// Calculează  $x^{-1} \% MOD$  ca  $x^{MOD-2} \% MOD$ .
int inverse(int x) {
    long long result = 1;
    int e = MOD - 2;

    while (e) {
        if (e & 1) {
```

```

        result = result * x % MOD;
    }
    x = (long long)x * x % MOD;
    e >>= 1;
}

return result;
}

void precompute_denominator() {
    denominator = 1;
    for (int i = 1; i < num_boxes; i++) {
        denominator = (long long)denominator * inverse(i) % MOD;
    }
}

// Returnează combinări(n, num_boxes - 1).
int comb(long long n) {
    n %= MOD; // altfel result * n poate depăși
    n += MOD; // altfel n + 1 - i poate trece pe negativ

    long long result = 1;
    for (int i = 1; i < num_boxes; i++) {
        result = result * (n + 1 - i) % MOD;
    }
    return result * denominator % MOD;
}

void read_data() {
    scanf("%d %lld", &num_boxes, &num_objects);
    for (int i = 0; i < num_boxes; i++) {
        scanf("%lld", &cap[i]);
    }
}

int pie(int box, long long num_objects, int sign) {
    if (box == num_boxes) {
        int c = comb(num_objects + num_boxes - 1);
        return (sign == 1) ? c : (MOD - c);
    }

    int sum = pie(box + 1, num_objects, sign);
    if (num_objects > cap[box]) {
        sum += pie(box + 1, num_objects - cap[box] - 1, -sign);
    }

    return sum % MOD;
}

// Mmmm, pie.

```

```
void write_answer(int answer) {
    printf("%d\n", answer);
}

int main() {
    read_data();
    precompute_denominator();
    int answer = pie(0, num_objects, +1);
    write_answer(answer);

    return 0;
}
```

---

Sursă cu inverse precalculate ([versiune online](#)).

---

```
// v3: Hardcodăm 1/(num_boxes-1)!, doar ca distracție.
#include <stdio.h>

const int MAX_BOXES = 20;
const int MOD = 1'000'000'007;

// DENOM[i] = 1 / (i-1)!
int DENOM[MAX_BOXES + 1] = {
    0, 1, 1, 500000004, 166666668, 41666667, 808333339, 301388891, 900198419,
    487524805, 831947206, 283194722, 571199524, 380933296, 490841026, 320774361,
    821384963, 738836565, 514049213, 639669405, 402087866,
};

long long cap[MAX_BOXES], num_objects;
int num_boxes;

// Returnează combinări(n, num_boxes - 1).
int comb(long long n) {
    n %= MOD; // altfel result * n poate depăși
    n += MOD; // altfel n + 1 - i poate trece pe negativ

    long long result = DENOM[num_boxes];
    for (int i = 1; i < num_boxes; i++) {
        result = result * (n + 1 - i) % MOD;
    }
    return result;
}

void read_data() {
    scanf("%d %lld", &num_boxes, &num_objects);
    for (int i = 0; i < num_boxes; i++) {
        scanf("%lld", &cap[i]);
    }
}
```

```

int pie(int box, long long num_objects, int sign) {
    if (box == num_boxes) {
        int c = comb(num_objects + num_boxes - 1);
        return (sign == 1) ? c : (MOD - c);
    }

    int sum = pie(box + 1, num_objects, sign);
    if (num_objects > cap[box]) {
        sum += pie(box + 1, num_objects - cap[box] - 1, -sign);
    }

    return sum % MOD;
}
// Mmmm, pie.

void write_answer(int answer) {
    printf("%d\n", answer);
}

int main() {
    read_data();
    int answer = pie(0, num_objects, +1);
    write_answer(answer);

    return 0;
}

```

## M.13 Problema Lengthening Sticks (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

#include <stdio.h>

int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

int max(int x, int y) {
    return (x > y) ? x : y;
}

long long count_all(int a, int b, int c, int l) {
    long long result = 0;
    int start = max(0, b + c - a); // Mai jos ne asigurăm că  $h \geq 0$ .
    for (int x = start; x <= l; x++) {
        long long h = min(l - x, a + x - b - c);
        result += (h + 1) * (h + 2) / 2;
    }
}

```

```
}

return result;
}

int main() {
    int a, b, c, l;
    scanf("%d %d %d %d\n", &a, &b, &c, &l);

    long long result =
        (long long)(1 + 3) * (1 + 2) * (1 + 1) / 6
        - count_all(a, b, c, l)
        - count_all(b, c, a, l)
        - count_all(c, a, b, l);

    printf("%lld\n", result);

    return 0;
}
```

---

## M.14 Problema Shuffle (Codeforces)

[◀ înapoi](#)

Sursă în  $\mathcal{O}(n^2)$  ([versiune online](#)).

---

```
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 5'000;
const int MOD = 998'244'353;

int fact[MAX_N + 1], inv_fact[MAX_N + 1];
char s[MAX_N + 1];
int n, k, total_ones;

void extended_euclid_iterative(int a, int b, int& d, int& x, int& y) {
    x = 1;
    y = 0;
    int xp = 0, yp = 1;
    while (b) {
        int q = a / b;
        int tmp = b; b = a - q * b; a = tmp;
        tmp = xp; xp = x - q * xp; x = tmp;
        tmp = yp; yp = y - q * yp; y = tmp;
    }
    d = a;
}
```



```

int inverse(int x) {
    int y, k, d;
    extended_euclid_iterative(x, MOD, d, y, k);
    return (y >= 0) ? y : (y + MOD);
}

int comb(int n, int k) {
    return (long long)fact[n] * inv_fact[k] % MOD * inv_fact[n - k] % MOD;
}

void precompute_factorials() {
    fact[0] = 1;
    for (int i = 1; i <= n; i++) {
        fact[i] = (long long)fact[i - 1] * i % MOD;
    }

    inv_fact[n] = inverse(fact[n]);
    for (int i = n - 1; i >= 0; i--) {
        inv_fact[i] = (long long)inv_fact[i + 1] * (i + 1) % MOD;
    }
}

void read_data() {
    scanf("%d %d ", &n, &k);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        s[i] = getchar() - '0';
        total_ones += (s[i] == 1);
    }
}

int count_shuffles(int l, int r, int num_ones) {
    if (num_ones > k) {
        return 0;
    }

    int num_zeroes = r - l + 1 - num_ones;

    int outer_zeroes = (s[l] == 0) + (s[r] == 0);
    int outer_ones = 2 - outer_zeroes;

    int inner_zeroes = num_zeroes - outer_ones;
    int inner_ones = num_ones - outer_zeroes;

    return ((inner_zeroes < 0) || (inner_ones < 0))
        ? 0
        : comb(inner_zeroes + inner_ones, inner_ones);
}

int try_all_pairs() {
    long long result = 0;

```

```
if (total_ones >= k) {
    for (int l = 0; l < n; l++) {
        int num_ones = (s[l] == 1);
        for (int r = l + 1; r < n; r++) {
            num_ones += (s[r] == 1);
            result += count_shuffles(l, r, num_ones);
        }
    }
}

result++; // neschimbat

return result % MOD;
}

void write_answer(int answer) {
    printf("%d\n", answer);
}

int main() {
    read_data();
    precompute_factorials();
    int answer = try_all_pairs();
    write_answer(answer);

    return 0;
}
```

Sursă în  $\mathcal{O}(n)$  ([versiune online](#)).

```
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 5'000;
const int MOD = 998'244'353;

int fact[MAX_N + 1], inv_fact[MAX_N + 1];
char s[MAX_N + 1];
int n, k, total_ones;

void extended_euclid_iterative(int a, int b, int& d, int& x, int& y) {
    x = 1;
    y = 0;
    int xp = 0, yp = 1;
    while (b) {
        int q = a / b;
        int tmp = b; b = a - q * b; a = tmp;
        tmp = xp; xp = x - q * xp; x = tmp;
        tmp = yp; yp = y - q * yp; y = tmp;
    }
}
```

```

    }
    d = a;
}

int inverse(int x) {
    int y, k, d;
    extended_euclid_iterative(x, MOD, d, y, k);
    return (y >= 0) ? y : (y + MOD);
}

int comb(int n, int k) {
    return (long long)fact[n] * inv_fact[k] % MOD * inv_fact[n - k] % MOD;
}

void precompute_factorials() {
    fact[0] = 1;
    for (int i = 1; i <= n; i++) {
        fact[i] = (long long)fact[i - 1] * i % MOD;
    }

    inv_fact[n] = inverse(fact[n]);
    for (int i = n - 1; i >= 0; i--) {
        inv_fact[i] = (long long)inv_fact[i + 1] * (i + 1) % MOD;
    }
}

void read_data() {
    scanf("%d %d ", &n, &k);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        s[i] = getchar() - '0';
        total_ones += (s[i] == 1);
    }
}

void extend_to_k_ones(int& r, int& ones) {
    while ((r < n - 1) && (ones < k)) {
        r++;
        ones += (s[r] == 1);
    }

    // Consumă și zerourile.
    while ((r < n - 1) && (s[r + 1] == 0)) {
        r++;
    }
}

void contract(int& l, int& ones) {
    ones -= (s[l] == 1);
}

```

```
int count_shuffles(int l, int r, int ones) {
    int zeroes = (r - l + 1) - ones;
    if (!ones || !zeroes) {
        // Fereastra are toate valorile egale. Nu putem schimba capătul stîng.
        return 0;
    }

    ones -= (s[l] == 0);
    zeroes -= (s[l] == 1);
    return comb(zeroes + ones, ones);
}

int try_all_left_ends() {
    long long result = 1; // neschimbat

    int r = -1, ones = 0;
    for (int l = 0; l < n; l++) {
        extend_to_k_ones(r, ones);
        result += count_shuffles(l, r, ones);
        contract(l, ones);
    }

    return result % MOD;
}

void write_answer(int answer) {
    printf("%d\n", answer);
}

int main() {
    read_data();
    precompute_factorials();
    int answer = ((k == 0) || (total_ones < k))
        ? 1
        : try_all_left_ends();
    write_answer(answer);

    return 0;
}
```

---

# Anexa N

## Combinatorică - rangul permutărilor și al combinațiilor

### N.1 Rangul permutărilor

[◀ înapoi](#)

```
// Notă: _pdep_u32 necesită argumentul -march=native la compilare.
//
// Ranking și unranking de permutări prin mai multe metode. Nu sînt ieșite din
// comun. Ne interesează să fie ușor de codat.
#include <assert.h>
#include <immintrin.h>
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <sys/time.h>

// Vom face ranking și unranking pe NUM_PASSES * NUM_PERMS permutări aleatorii
// de mărime n.
const int NUM_PERMS = 1'000;
const int NUM_PASSES = 10'000;
const int N = 20;
const int MAX_P2 = 16; // pentru fenwick_bin_search()

typedef unsigned long long u64;

typedef struct {
    u64 rank, witness;
    int v[N];
} permutation;

permutation p[NUM_PERMS], q[NUM_PERMS];
u64 fact[N];
char kth[1 << N][N]; // kth[x][k] = al k-lea bit zero în x (0-based)
```

```

void generate_permutations() {
    for (int i = 0; i < NUM_PERMS; i++) {
        for (int j = 0; j < N; j++) {
            int k = rand() % (j + 1);
            p[i].v[j] = p[i].v[k];
            p[i].v[k] = j;
        }
    }
}

void precompute_factorials() {
    fact[0] = 1;
    for (int i = 1; i < N; i++) {
        fact[i] = fact[i - 1] * i;
    }
}

void precompute_kth() {
    for (int i = 0; i < (1 << N); i++) {
        int cnt = 0;
        for (int k = 0; k < N; k++) {
            if ((i & (1 << k)) == 0) {
                kth[i][cnt++] = k;
            }
        }
        // Pozițiile de la cnt la N sînt irelevante pentru că nu există destui
        // biți setați. Fie le atribuim o valoare specială, fie ne asigurăm că
        // codul nu citește acele poziții.
    }
}

void verify_rank() {
    for (int i = 0; i < NUM_PERMS; i++) {
        assert(p[i].rank == p[i].witness);
    }
}

void verify_unrank() {
    for (int i = 0; i < NUM_PERMS; i++) {
        for (int j = 0; j < N; j++) {
            assert(p[i].v[j] == q[i].v[j]);
        }
    }
}

/*****
*                               *
*           Gestiunea timpului           *
*****/
long long t0;

```

```

long long get_time() {
    struct timeval time;
    gettimeofday(&time, NULL);
    return 1000ll * time.tv_sec + time.tv_usec / 1000;
}

void mark_time() {
    t0 = get_time();
}

void report_time(const char* msg) {
    int millis = get_time() - t0;
    int ops = NUM_PASSES * NUM_PERMS;

    printf("%s: %d ms pentru %d operații (%d Mops/sec)\n",
        msg, millis, ops, ops / millis / 1000);
}

/*****
 *                               Metoda naivă                               *
 *****/

bool used[N];

void rank_naive() {
    for (int pass = 0; pass < NUM_PASSES; pass++) {
        for (int k = 0; k < NUM_PERMS; k++) {
            u64 rank = 0;
            for (int i = 0; i < N; i++) {
                // Numără elementele mai mici decît p[i].
                int cnt = 0;
                for (int j = 0; j < i; j++) {
                    cnt += (p[k].v[j] < p[k].v[i]);
                }
                rank += fact[N - 1 - i] * (p[k].v[i] - cnt);
            }
            p[k].rank = p[k].witness = rank;
        }
    }
}

void unrank_naive() {
    for (int pass = 0; pass < NUM_PASSES; pass++) {
        for (int k = 0; k < NUM_PERMS; k++) {
            for (int i = 0; i < N; i++) {
                used[i] = false;
            }
            u64 rank = p[k].rank;
            for (int i = 0; i < N; i++) {

```

```

    int quot = rank / fact[N - 1 - i];
    rank %= fact[N - 1 - i];
    // Caută a quot-a valoare nefolosită.
    int j = 0;
    while (quot || used[j]) {
        quot -= !used[j++];
    }
    q[k].v[i] = j;
    used[j] = true;
}
}
}

/*****
*                               Arbori Fenwick                               *
*****/

// Reminder: AIB-urile sînt indexate de la 1.
int fen[N + 1];

void fenwick_clear() {
    for (int i = 1; i <= N; i++) {
        fen[i] = 0;
    }
}

// Pune toate valorile pe 1 și apoi construiește AIB-ul.
// https://stackoverflow.com/a/31070683/6022817
void fenwick_set_1() {
    for (int i = 1; i <= N; i++) {
        fen[i] = 1;
    }
    for (int i = 1; i <= N; i++) {
        int j = i + (i & -i);
        if (j <= N) {
            fen[j] += fen[i];
        }
    }
}

void fenwick_add(int pos, int val) {
    do {
        fen[pos] += val;
        pos += pos & -pos;
    } while (pos <= N);
}

int fenwick_sum(int pos) {
    int s = 0;

```



```

while (pos) {
    s += fen[pos];
    pos &= pos - 1;
}
return s;
}

// Returnează cea mai mare poziție pentru care fen[pos] < val.
int fenwick_bin_search(int val) {
    int pos = 0;

    for (int interval = MAX_P2; interval; interval >>= 1) {
        if ((pos + interval <= N) && (fen[pos + interval] < val)) {
            val -= fen[pos + interval];
            pos += interval;
        }
    }

    return pos;
}

void rank_fenwick() {
    for (int pass = 0; pass < NUM_PASSES; pass++) {
        for (int k = 0; k < NUM_PERMS; k++) {
            fenwick_clear();
            u64 rank = 0;
            for (int i = 0; i < N; i++) {
                // Numără elementele mai mici decît p[i] -- ca în versiunea naivă.
                int cnt = fenwick_sum(p[k].v[i] + 1);
                rank += fact[N - 1 - i] * (p[k].v[i] - cnt);
                fenwick_add(p[k].v[i] + 1, 1);
            }
            p[k].rank = rank;
        }
    }
}

void unrank_fenwick() {
    for (int pass = 0; pass < NUM_PASSES; pass++) {
        for (int k = 0; k < NUM_PERMS; k++) {
            u64 rank = p[k].rank;
            // Valorile 1 din AIB indică elemente încă folosibile.
            fenwick_set_1();
            for (int i = 0; i < N; i++) {
                int quot = rank / fact[N - 1 - i];
                rank %= fact[N - 1 - i];
                // Caută a quot-a valoare folosibilă.
                int j = fenwick_bin_search(quot + 1);
                q[k].v[i] = j;
                fenwick_add(j + 1, -1);
            }
        }
    }
}

```

```

    }
  }
}

/*****
*                               *
*                               *
*****/

void rank_popcount() {
  for (int pass = 0; pass < NUM_PASSES; pass++) {
    for (int k = 0; k < NUM_PERMS; k++) {
      u64 rank = 0;
      int mask = 0;
      for (int i = 0; i < N; i++) {
        // Numără biții setați pe pozițiile [0...p[i]].
        int cnt = __builtin_popcount(mask & ((1 << p[k].v[i]) - 1));
        rank += fact[N - 1 - i] * (p[k].v[i] - cnt);
        mask |= (1 << p[k].v[i]);
      }
      p[k].rank = rank;
    }
  }
}

void unrank_popcount() {
  for (int pass = 0; pass < NUM_PASSES; pass++) {
    for (int k = 0; k < NUM_PERMS; k++) {
      u64 rank = p[k].rank;
      int mask = 0;
      for (int i = 0; i < N; i++) {
        int quot = rank / fact[N - 1 - i];
        rank %= fact[N - 1 - i];
        // Caută a quot-a valoare nefolosită.
        int j = kth[mask][quot];
        q[k].v[i] = j;
        mask |= (1 << j);
      }
    }
  }
}

void unrank_popcount2() {
  for (int pass = 0; pass < NUM_PASSES; pass++) {
    for (int k = 0; k < NUM_PERMS; k++) {
      u64 rank = p[k].rank;
      int mask = 0;
      for (int i = 0; i < N; i++) {
        int quot = rank / fact[N - 1 - i];
        rank %= fact[N - 1 - i];

```

```

    // Caută a quot-a valoare nefolosită.
    int zero_bit_mask = _pdep_u32(1 << quot, ~mask);
    int j = _tzcnt_u32(zero_bit_mask);

    q[k].v[i] = j;
    mask |= (1 << j);
}
}
}

int main() {
    struct timeval time;
    gettimeofday(&time, NULL);
    srand(time.tv_usec);

    mark_time();
    precompute_factorials();
    precompute_kth();
    generate_permutations();
    rank_naive();
    report_time("inițializare");
    printf("--\n");

    mark_time();
    rank_naive();
    report_time("rank naiv");
    verify_rank();

    mark_time();
    rank_fenwick();
    report_time("rank cu AIB");
    verify_rank();

    mark_time();
    rank_popcount();
    report_time("rank cu popcount");
    verify_rank();
    printf("--\n");

    mark_time();
    unrank_naive();
    report_time("unrank naiv");
    verify_unrank();

    mark_time();
    unrank_fenwick();
    report_time("unrank cu AIB");
    verify_unrank();

```

```
mark_time();
unrank_popcount();
report_time("unrank cu popcount și tabel");
verify_unrank();

mark_time();
unrank_popcount2();
report_time("unrank cu popcount și pdep");
verify_unrank();

return 0;
}
```

---

## N.2 Rangul combinațiilor

[< înapoi](#)

---

```
// Ranking și unranking de combinații în ordine colexicografică.
#include <algorithm>
#include <assert.h>
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <sys/time.h>

// Vom face ranking și unranking TRIALS combinații aleatorii de N luate câte K.
#define TRIALS 10'000'000
#define N 60
#define K 30
#define COLEX_UNRANK_STEP 3 // de ordinul a sqrt(N/K)

typedef unsigned long long u64;

typedef struct {
    u64 rank;
    int v[K];
} combination;

combination c[TRIALS];
bool seen[N]; // folosit pentru generarea combinațiilor aleatorii
u64 choose[N + 1][K + 1];

/*****
 *                               *
 *                               *
 *                               *
 *****/
long long __time1;

long long get_time() {
```

```

    struct timeval time;
    gettimeofday(&time, NULL);
    return 1000ll * time.tv_sec + time.tv_usec / 1000;
}

void mark_time() {
    __time1 = get_time();
}

void report_time(const char* msg) {
    long long time2 = get_time();
    fprintf(stderr, "%s: %lld milisecunde\n", msg, time2 - __time1);
}

/*****
 * Ordine colexicografică: ranking în  $O(k)$ , unranking în  $O(n)$ 
 *****/

u64 rank_colex(int* c) {
    u64 result = 0;
    for (int i = 0; i < K; i++) {
        result += choose[(int)c[i]][i + 1];
    }
    return result;
}

void unrank_colex(u64 rank, int* witness) {
    int n = N - 1;
    for (int k = K; k; k--) {
        while (choose[n][k] > rank) {
            n--;
        }
        rank -= choose[n][k];
        assert(n == witness[k - 1]);
    }
}

// ca și unrank_colex, dar cu o optimizare (sare mai mulți pași deodată)
void unrank_colex2(u64 rank, int* witness) {
    int n = N - 1;
    for (int k = K; k; k--) {
        while (n >= COLEX_UNRANK_STEP && choose[n - COLEX_UNRANK_STEP][k] > rank) {
            n -= COLEX_UNRANK_STEP;
        }
        while (choose[n][k] > rank) {
            n--;
        }
        rank -= choose[n][k];
        assert(n == witness[k - 1]);
    }
}

```

```

}

int main() {
    struct timeval time;
    gettimeofday(&time, NULL);
    srand(time.tv_usec);

    // precalculează combinațiile
    mark_time();
    for (int n = 0; n <= N; n++) {
        for (int k = 0; k <= K; k++) {
            if (k == 0) {
                choose[n][k] = 1;
            } else if (n == 0) {
                choose[n][k] = 0;
            } else {
                choose[n][k] = choose[n - 1][k] + choose[n - 1][k - 1];
            }
        }
    }

    printf("Benchmark C(%d,%d) = %.3e, pas unranking=%d, %dM experimente\n",
        N, K, (double)choose[N][K], COLEX_UNRANK_STEP, TRIALS / 1'000'000);
    report_time("Precalcularea combinațiilor");

    // generează experimentele
    mark_time();
    for (int i = 0; i < TRIALS; i++) {
        for (int j = 0; j < K; j++) {
            int val;
            do {
                val = rand() % N;
            } while (seen[val]);
            seen[val] = true;
            c[i].v[j] = val;
        }
        std::sort(c[i].v, c[i].v + K);

        for (int j = 0; j < K; j++) {
            seen[(int)c[i].v[j]] = false;
        }
    }
    report_time("Generarea experimentelor");
    printf("--\n");

    // benchmarking
    mark_time();
    for (int i = 0; i < TRIALS; i++) {
        c[i].rank = rank_colex(c[i].v);
    }
    report_time("Ranking colexicografic");
}

```

```

mark_time();
for (int i = 0; i < TRIALS; i++) {
    unrank_colex(c[i].rank, c[i].v);
}
report_time("Unranking colexicografic");
mark_time();

for (int i = 0; i < TRIALS; i++) {
    unrank_colex2(c[i].rank, c[i].v);
}
report_time("Unranking colexicografic cu optimizare");
return 0;
}

```

## N.3 Problema Misha and Permutation Summation (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

// Metodă calculăm rangul lui P și Q în baza factorial. Adunăm rangurile și
// ignorăm ultimul transport (peste cifra a N-a). Calculăm permutarea pentru
// rangul-sumă.
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 200'000;

int r[MAX_N], n; // r[] acumulează rangurile lui P și Q

struct fenwick_tree {
    int v[MAX_N + 1];
    int n, max_p2;

    void init(int n) {
        this->n = n;
        max_p2 = 1 << (31 - __builtin_clz(n));
        for (int i = 1; i <= n; i++) {
            v[i] = 0;
        }
    }

    void add(int pos, int val) {
        do {
            v[pos] += val;
            pos += pos & -pos;
        } while (pos <= n);
    }
}

```

```
int prefix_sum(int pos) {
    int s = 0;
    while (pos) {
        s += v[pos];
        pos &= pos - 1;
    }
    return s;
}

int bin_search(int val) {
    int pos = 0;

    for (int interval = max_p2; interval; interval >>= 1) {
        if ((pos + interval <= n) && (v[pos + interval] < val)) {
            val -= v[pos + interval];
            pos += interval;
        }
    }

    return pos;
}
};

fenwick_tree fen;

// Citește o permutare și îi adaugă rangul factorial în r[].
void read_and_rank() {
    fen.init(n);

    for (int i = n - 1; i >= 0; i--) {
        int x;
        scanf("%d", &x);
        x++;
        int cnt = fen.prefix_sum(x);
        r[i] += (x - 1) - cnt;
        fen.add(x, 1);
    }
}

void carry() {
    int t = 0;
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        r[i] += t;
        t = (r[i] > i);
        r[i] -= t * (i + 1);
    }
}

// Face unrank la r[] și tipărește permutarea.
```



```

void unrank_and_write() {
    // Valorile de 1 din AIB indică elemente folosibile.
    // Avem deja toate valorile pe 1 ca urmare a lui read_and_rank().
    for (int i = n - 1; i >= 0; i--) {
        // Găsește cea de-a r[i]-a valoare nefolosită.
        int x = fen.bin_search(r[i] + 1);
        printf("%d ", x);
        fen.add(x + 1, -1);
    }
    printf("\n");
}

int main() {
    scanf("%d", &n);
    read_and_rank();
    read_and_rank();
    carry();
    unrank_and_write();

    return 0;
}

```

## N.4 Problema Inversion Sort (SPOJ)

[◀ înapoi](#)

```

// 1. Calculează rangurile permutărilor și le mapează la intervalul [0...10!).
// 2. Rulează BFS ca să calculeze distanțele.
// 3. Pentru o interogare, întâi remapează-o ca să pornească de la abcdefghij.
//
// v2: Generează mutările schimbînd cîte o singură pereche.
// v3: Folosește popcount-ul propriu.
#include <stdio.h>
#include <string.h>

const int LENGTH = 10;
const int NUM_PERMS = 3'628'800;
const int INFINITY = 0xff;
const char* START = "abcdefghij";
const int FACT[LENGTH] = { 1, 1, 2, 6, 24, 120, 720, 5'040, 40'320, 362'880 };

struct string {
    char s[LENGTH + 1];
    int rank;

    void set(const char* s, int rank) {
        strcpy(this->s, s);
        this->rank = rank;
    }
}

```

```
}

void flip(int l, int r) {
    while (l < r) {
        swap(l++, r--);
    }
}

void swap(int i, int j) {
    int tmp = s[i]; s[i] = s[j]; s[j] = tmp;
}
};

string q[NUM_PERMS];
unsigned char dist[NUM_PERMS];
int pop[1 << LENGTH];

void precompute() {
    for (int i = 1; i < (1 << LENGTH); i++) {
        pop[i] = pop[i >> 1] + (i & 1);
    }
}

int rank(const char* s) {
    int result = 0, mask = 0;

    for (int i = 0; i < LENGTH; i++) {
        int bit = 1 << (s[i] - 'a');
        int cnt = pop[mask & (bit - 1)];
        mask |= bit;
        result += cnt * FACT[i];
    }

    return result;
}

void bfs() {
    for (int i = 0; i < NUM_PERMS; i++) {
        dist[i] = INFINITY;
    }

    int head = 0, tail = 0;
    int rank_start = rank(START);
    q[tail++].set(START, rank_start);
    dist[rank_start] = 0;

    while (head != tail) {
        string str = q[head++];

        for (int l = 1; l <= 2; l++) {
```

```

    for (int i = 0; i + 1 < LENGTH; i++) {
        int x = i, y = i + 1;
        do {
            str.swap(x--, y++);
            int r2 = rank(str.s);
            if (dist[r2] == INFINITY) {
                dist[r2] = 1 + dist[str.rank];
                q[tail++].set(str.s, r2);
            }

        } while (x >= 0 && y < LENGTH);
        str.flip(x + 1, y - 1);
    }
}

// Aplică aceeași transformare pe dest care ar transforma src în START.
void remap(char* src, char* dest) {
    for (int i = 0; i < LENGTH; i++) {
        int j = 0;
        while (src[j] != dest[i]) {
            j++;
        }
        dest[i] = START[j];
    }
}

void process_queries() {
    char src[LENGTH + 1], dest[LENGTH + 1];
    while ((scanf("%s %s", src, dest) == 2) && strcmp(src, "*")) {
        remap(src, dest);
        printf("%d\n", dist[rank(dest)]);
    }
}

int main() {
    precompute();
    bfs();
    process_queries();

    return 0;
}

```

## N.5 Problema Four Chips (SPOJ)

[◀ înapoi](#)

```

#include <stdio.h>

typedef unsigned char byte;

const int SIZE = 70;
const int NUM_BOARDS = 916'895; // comb(SIZE, 4)
const byte INFINITY = 0xff;
const int NUM_MOVES = 20; // 4 piese, fiecare cu 2 deplasări și 3 salturi
const int JUMP_TARGET[4][3] = { {1, 2, 3}, {0, 2, 3}, {0, 1, 3}, {0, 1, 2} };

int comb[SIZE + 1][5];

struct board {
    byte p[4];
    int rank;

    board operator=(const board& other) {
        for (int i = 0; i < 4; i++) {
            p[i] = other.p[i];
        }
        rank = other.rank;
        return *this;
    }

    void compute_rank() {
        rank =
            (comb[SIZE][4] - comb[SIZE - p[0]][4]) +
            (comb[SIZE - 1 - p[0]][3] - comb[SIZE - p[1]][3]) +
            (comb[SIZE - 1 - p[1]][2] - comb[SIZE - p[2]][2]) +
            (p[3] - p[2] - 1);
    }

    void sort(int i) {
        while ((i > 0) && (p[i] < p[i - 1])) {
            int tmp = p[i]; p[i] = p[i - 1]; p[i - 1] = tmp;
            i--;
        }
        while ((i < 3) && (p[i] > p[i + 1])) {
            int tmp = p[i]; p[i] = p[i + 1]; p[i + 1] = tmp;
            i++;
        }
    }

    bool empty(int pos) {
        return (pos >= 0) && (pos < SIZE) && (p[0] != pos) &&
            (p[1] != pos) && (p[2] != pos) && (p[3] != pos);
    }

    bool make_slide_move(int i, int delta) {

```

```
if (empty(p[i] + delta)) {
    p[i] += delta;
    // nu este nevoie de resortare
    return true;
} else {
    return false;
}
}

bool make_jump_move(int i, int j) {
    int x = 2 * p[j] - p[i];
    if (empty(x)) {
        p[i] = x;
        sort(i);
        return true;
    } else {
        return false;
    }
}

bool make_move(int index) {
    int i = index / 5, j;
    int type = index % 5;

    bool success;
    switch (type) {
        case 0:
        case 1:
        case 2:
            j = JUMP_TARGET[i][type];
            success = make_jump_move(i, j);
            break;

        case 3:
            success = make_slide_move(i, +1);
            break;

        case 4:
            success = make_slide_move(i, -1);
            break;
    }

    if (success) {
        compute_rank();
    }

    return success;
}
};
```

```
const board START = { { 0, 1, 2, 3 }, 0 };

board q[NUM_BOARDS];
byte dist[NUM_BOARDS];

void precompute_combinations() {
    comb[0][0] = 1;
    for (int n = 1; n <= SIZE; n++) {
        comb[n][0] = 1;
        for (int k = 1; k <= 4; k++) {
            comb[n][k] = comb[n - 1][k] + comb[n - 1][k - 1];
        }
    }
}

void bfs() {
    for (int i = 0; i < NUM_BOARDS; i++) {
        dist[i] = INFINITY;
    }
    dist[0] = 0;

    int head = 0, tail = 0;
    q[tail++] = START;

    while (head != tail) {
        board& b = q[head++];
        board b2;

        for (int m = 0; m < NUM_MOVES; m++) {
            b2 = b;
            if (b2.make_move(m) && (dist[b2.rank] == INFINITY)) {
                dist[b2.rank] = 1 + dist[b.rank];
                q[tail++] = b2;
            }
        }
    }
}

void process_queries() {
    int num_tests;
    board b;

    scanf("%d", &num_tests);

    while (num_tests--) {
        scanf("%hhd %hhd %hhd %hhd", &b.p[0], &b.p[1], &b.p[2], &b.p[3]);
        b.p[0]--;
        b.p[1]--;
        b.p[2]--;
        b.p[3]--;
    }
}
```

```

        b.compute_rank();
        printf("%d\n", dist[b.rank]);
    }
}

int main() {
    precompute_combinations();
    bfs();
    process_queries();

    return 0;
}

```

## N.6 Problema Long Permutation (Codeforces)

◀ înapoi • [versiune online](#)

```

#include <stdio.h>

const int MAX_N = 14;
const int T_RANGE_SUM = 1;
const long long FACT[MAX_N] = {
    1, 1, 2, 6, 24, 120, 720, 5'040, 40'320, 362'880, 3'628'800, 39'916'800,
    479'001'600, 6'227'020'800,
};

// 0 permutare normală a mulțimii [0...n-1].
struct permutation {
    int v[MAX_N], psum[MAX_N];
    int n;

    void init(int n) {
        this->n = n;
    }

    int get_kth_free(int mask, int k) {
        int pos = 0;
        while (k || (mask & (1 << pos))) {
            k -= !(mask & (1 << pos));
            pos++;
        }
        return pos;
    }

    void unrank(long long r) {
        int occupancy = 0;
        for (int i = 0; i < n; i++) {
            int d = r / FACT[n - 1 - i];

```

```

    d = get_kth_free(occupancy, d);
    v[i] = d;
    psum[i] = v[i] + (i ? psum[i - 1] : 0);
    occupancy |= 1 << d;
    r %= FACT[n - 1 - i];
}
}
};

// 0 permutare care este sortată pe prefix și permutată doar pe sufix.
struct permutation_with_cherry_on_top {
    permutation p;
    int n, head, tail;
    long long rank;

    void init(int n) {
        this->n = n;
        rank = 0;
        tail = (n < MAX_N) ? n : MAX_N;
        head = n - tail;
        p.init(tail);
        p.unrank(0);
    }

    void advance(int x) {
        rank += x;
        p.unrank(rank);
    }

    long long prefix_sum(int k) {
        if (k <= head) {
            // Sumă pe interval în progresia sortată.
            return (long long)k * (k + 1) / 2;
        } else {
            // Toată partea sortată...
            return (long long)head * (head + 1) / 2
                // ...plus suma cozii permutate...
                + p.psum[k - head - 1]
                // ...plus faptul că elementele cozii încep de fapt la head+1
                + (long long)(k - head) * (head + 1);
        }
    }

    long long range_sum(int l, int r) {
        return prefix_sum(r) - prefix_sum(l - 1);
    }
};

permutation_with_cherry_on_top pc;

```



```

int main() {
    int n, q, type, l, r, x;
    scanf("%d %d", &n, &q);
    pc.init(n);

    while (q--) {
        scanf("%d", &type);
        if (type == T_RANGE_SUM) {
            scanf("%d %d", &l, &r);
            printf("%lld\n", pc.range_sum(l, r));
        } else {
            scanf("%d", &x);
            pc.advance(x);
        }
    }

    return 0;
}

```

## N.7 Problema Arbperm2 (NerdArena)

◀ înapoi • [versiune online](#)

```

// Complexitate:  $O(n \log n)$ .
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 100'000;

struct fenwick_tree {
    int v[MAX_N + 1];
    int n, max_p2;

    void init(int n) {
        this->n = n;
        max_p2 = 1 << (31 - __builtin_clz(n));
        for (int i = 1; i <= n; i++) {
            v[i] = 0;
        }
    }

    void set(int pos) {
        do {
            v[pos]++;
            pos += pos & -pos;
        } while (pos <= n);
    }

    int prefix_sum(int pos) {

```

```

    int s = 0;
    while (pos) {
        s += v[pos];
        pos &= pos - 1;
    }
    return s;
}

// Returnează ultima poziție unde numărul de zerouri  $\leq k$ , datorită faptului
// că AIB-ul este 1-based, pe cînd logica programului este 0-based.
int get_kth_zero(int k) {
    int pos = 0;

    for (int size = max_p2; size; size >>= 1) {
        if ((pos + size <= n) && (size - v[pos + size] <= k)) {
            k -= size - v[pos + size];
            pos += size;
        }
    }

    return pos;
}
};

int p[MAX_N];           // permutarea originală
int ord[MAX_N + 1];    // ord[val] = ordinea lui val printre elemente < val
fenwick_tree fen;
int n, k;

void read_data() {
    FILE* f = fopen("arbperm2.in", "r");
    fscanf(f, "%d %d", &n, &k);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        fscanf(f, "%d", &p[i]);
    }
    fclose(f);
}

void init_ord() {
    fen.init(n);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        ord[p[i]] = fen.prefix_sum(p[i]);
        fen.set(p[i]);
    }
}

void advance_ord() {
    for (int i = n; i >= 1; i--) {
        int old_k = k;
        k = (ord[i] + k) / i;
    }
}

```

```

    ord[i] = (ord[i] + old_k) % i;
}
}

void rebuild_p() {
    fen.init(n);
    for (int i = n; i >= 1; i--) {
        int pos = fen.get_kth_zero(ord[i]);
        p[pos] = i;
        fen.set(pos + 1);
    }
}

void write_answer() {
    FILE* f = fopen("arbperm2.out", "w");
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        fprintf(f, "%d ", p[i]);
    }
    fprintf(f, "\n");
    fclose(f);
}

int main() {
    read_data();
    init_ord();
    advance_ord();
    rebuild_p();
    write_answer();

    return 0;
}

```

## N.8 Problema Hipersimetrie (ONI 2019 clasele 11-12)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

#include <stdio.h>
#include <string.h>
#include <vector>

const int MAX_K = 1'000'000;
const int MAX_LOG = 30;
const int MOD = 1'000'000'007;
const int ROOT_N = 32'768;

typedef unsigned long long u64;

char k[MAX_K + 1];

```

```

int n, len_k;

struct powers_of_2 {
    // p: 2^0, 2^1, 2^2, ..., 2^32767
    // q: 2^0, 2^32768, 2^65536, 2^98304, ... 2^(32768*32767)
    int p[ROOT_N], q[ROOT_N];

    void precompute() {
        p[0] = 1;
        for (int i = 1; i < ROOT_N; i++) {
            p[i] = p[i - 1] * 2 % MOD;
        }

        q[0] = 1;
        q[1] = (2 * p[ROOT_N - 1]) % MOD;
        for (int i = 2; i < ROOT_N; i++) {
            q[i] = (u64)q[i - 1] * q[1] % MOD;
        }
    }

    int get(u64 e) {
        e %= (MOD - 1); // Mica teoremă a lui Fermat.
        u64 large = q[e / ROOT_N];
        u64 small = p[e % ROOT_N];
        return small * large % MOD;
    }
};

powers_of_2 pow2;

struct bit_stream {
    std::vector<bool> col[MAX_LOG];
    int height[MAX_LOG];
    int num_cols;

    void collect_heights(int n) {
        num_cols = 0;
        while (n) {
            if (n & 1) {
                height[num_cols++] = (n + 1) / 2;
            }
            n /= 2;
        }
    }

    void distribute_bits() {
        int c = 0;
        for (int b = len_k - 1; b >= 0; b--) {
            col[c].push_back(k[b] - '0');
            height[c]--;
        }
    }
};

```

```

    if (height[c] < height[c + 1]) {
        c++;
    } else {
        c = 0;
    }
}
}

void init(int n) {
    collect_heights(n);
    distribute_bits();
}

std::vector<bool> get_next_column() {
    static int pos = 0;
    return col[pos++];
}
};

bit_stream bs;

int compute_cross(int size) {
    std::vector<bool> col = bs.get_next_column();
    u64 pos = (u64)(size / 2) * (n + 1);

    u64 result = 0;

    if (col.size() && col[0]) {
        result += pow2.get(pos);
    }

    for (int i = 1; i < (int)col.size(); i++) {
        if (col[i]) {
            result += (u64)pow2.get(pos - (u64)n * i)
                + pow2.get(pos + (u64)n * i)
                + pow2.get(pos - i)
                + pow2.get(pos + i);
        }
    }

    return result % MOD;
}

int compute_matrix(int size) {
    if (!size) {
        return 0;
    }

    u64 cross = (size & 1) ? compute_cross(size) : 0;

```

```
int shift = (1 + size) / 2;
u64 small = compute_matrix(size / 2);
u64 mult = (u64)(pow2.get(shift) + 1) * (pow2.get((u64)shift * n) + 1) % MOD;
u64 corners = small * mult % MOD;

return (corners + cross) % MOD;
}

void read_data() {
    FILE* f = fopen("hipersimetrie.in", "r");
    fscanf(f, "%d %s", &n, k);
    fclose(f);

    len_k = strlen(k);
}

void decrement_k() {
    char* s = k + len_k - 1;
    while (*s == '0') {
        *s = '1';
        s--;
    }
    *s = '0';
}

void write_result(int result) {
    FILE* f = fopen("hipersimetrie.out", "w");
    fprintf(f, "%d\n", result);
    fclose(f);
}

int main() {
    read_data();
    decrement_k();
    pow2.precompute();
    bs.init(n);

    int result = compute_matrix(n);
    write_result(result);

    return 0;
}
```

---

## N.9 Problema Trim (Baraj ONI 2023)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

---

```
#include <algorithm>
```

```

#include <stdio.h>

const int MAX_BITS = 100;
const int MAX_QUERIES = 100'000;

struct query {
    long long pos;
    int orig_ind;
};

query q[MAX_QUERIES];
bool ans[MAX_QUERIES];
long long choose[MAX_BITS + 1][MAX_BITS + 1];
int n, num_queries;

void read_input_data() {
    FILE* f = fopen("trim.in", "r");
    fscanf(f, "%d %d", &n, &num_queries);
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        fscanf(f, "%lld", &q[i].pos);
        q[i].pos--;
        q[i].orig_ind = i;
    }
    fclose(f);
}

void precompute_combinations() {
    choose[0][0] = 1;
    for (int i = 1; i <= n; i++) {
        choose[i][0] = 1;
        for (int j = 1; j <= i; j++) {
            choose[i][j] = choose[i - 1][j] + choose[i - 1][j - 1];
        }
    }
}

void sort_queries() {
    std::sort(q, q + num_queries, [] (query a, query b) {
        return a.pos < b.pos;
    });
}

// Consideră toate măștile de n biți cu k biți de 1, unde biții 0 și n-1 sînt
// 1. Există  $C(n-2, k-2)$  astfel de măști. Din combinarea #comb (0-based)
// returnează bitul #pos (0-based, numărînd de la MSB spre LSB).
bool find_bit(int n, int k, long long comb, int pos) {
    if (pos == 0 || pos == n - 1) {
        return true;
    }
}

```

```
n -= 2;
k -= 2;
pos--;

while (pos-- > 0) {
    if (comb >= choose[n - 1][k]) {
        comb -= choose[n - 1][k];
        k--;
    }
    n--;
}

return (comb >= choose[n - 1][k]);
}

struct bit_stream {
    int qind;           // indicele interogării curente
    long long emitted; // numărul de biți emiși pînă acum

    // Grupul curent. De exemplu, pentru n = 5, vom emite grupurile:
    //
    // * numere cu 1 bit de 1 și de lățime 1
    // * numere cu 2 biți de 1 și de lățimi 2, 3, 4, 5
    // * numere cu 3 biți de 1 și de lățimi 3, 4, 5
    // * numere cu 4 biți de 1 și de lățimi 4, 5
    // * numere cu 5 biți de 1 și de lățime 5
    int num_bits, width;

    // Procesează separat numerele pe 1 bit. Există n astfel de numere.
    void answer_width_1() {
        while (qind < num_queries && q[qind].pos < n) {
            ans[q[qind++].orig_ind] = true;
        }
        emitted = n;
    }

    void advance_group() {
        if (width == n) {
            width = ++num_bits;
        } else {
            width++;
        }
    }

    void answer_queries_for_group() {
        long long combinations = choose[width - 2][num_bits - 2];
        int repetitions = n + 1 - width;
        long long comb_size = combinations * repetitions * width;

        while ((qind < num_queries) && (q[qind].pos < emitted + comb_size)) {
```



```

    long long offset = q[qind].pos - emitted;
    long long combination = offset / (repetitions * width);
    offset %= width;
    ans[q[qind++].orig_ind] = find_bit(width, num_bits, combination, offset);
}

emitted += comb_size;
}

// Emite biții în grupuri și răspunde la întrebări în ordine crescătoare.
void emit() {
    qind = 0;
    num_bits = 1;
    width = n;

    answer_width_1();

    while (qind < num_queries) {
        advance_group();
        answer_queries_for_group();
    }
}

};

bit_stream bs;

void write_answers() {
    FILE* f = fopen("trim.out", "w");
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        fputc(ans[i] + '0', f);
    }
    fputc('\n', f);
    fclose(f);
}

int main() {
    read_input_data();
    precompute_combinations();
    sort_queries();
    bs.emit();
    write_answers();

    return 0;
}

```

# Anexa O

## Geometrie - Elemente de bază

### O.1 Problema Cuiburi (Baraj ONI 2010)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <algorithm>
#include <math.h>
#include <stdio.h>

const int MAX_NESTS = 2'000;
const int T_RECTANGLE = 0;
const int T_CIRCLE = 1;

bool closer(int x1, int y1, int x2, int y2, int dist) {
    return (x2 - x1) * (x2 - x1) + (y2 - y1) * (y2 - y1) <= dist * dist;
}

struct nest {
    double area;
    union { short x1; short x; };
    union { short y1; short y; };
    union { short x2; short r; };
    union { short y2; short unused; };
    unsigned char type;

    void read(FILE* f) {
        fscanf(f, "%hu", &type);
        if (type == T_RECTANGLE) {
            fscanf(f, "%hd %hd %hd %hd", &x1, &y1, &x2, &y2);
        } else {
            fscanf(f, "%hd %hd %hd", &x, &y, &r);
        }

        compute_area();
    }
}
```

```

void compute_area() {
    if (type == T_RECTANGLE) {
        area = ((int)x2 - x1) * ((int)y2 - y1);
    } else {
        area = M_PI * r * r;
    }
}

bool fits_in(nest& other) {
    if (type == T_RECTANGLE) {
        if (other.type == T_RECTANGLE) {
            return
                (x1 >= other.x1) && (y1 >= other.y1) &&
                (x2 <= other.x2) && (y2 <= other.y2);
        } else {
            return
                closer(x1, y1, other.x, other.y, other.r) &&
                closer(x1, y2, other.x, other.y, other.r) &&
                closer(x2, y1, other.x, other.y, other.r) &&
                closer(x2, y2, other.x, other.y, other.r);
        }
    } else {
        if (other.type == T_RECTANGLE) {
            return
                (x >= other.x1 + r) &&
                (x <= other.x2 - r) &&
                (y >= other.y1 + r) &&
                (y <= other.y2 - r);
        } else {
            return closer(x, y, other.x, other.y, other.r - r);
        }
    }
}

};

nest a[MAX_NESTS];
short len[MAX_NESTS];
int n;

void read_nests() {
    FILE* f = fopen("cuiburi.in", "r");
    fscanf(f, "%d", &n);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        a[i].read(f);
    }
    fclose(f);
}

void sort_nests() {

```

```
std::sort(a, a + n, [](nest& p, nest& q) {
    return p.area < q.area;
});
}

int max(int x, int y) {
    return (x > y) ? x : y;
}

int find_longest_subsequence() {
    short max_len = 0;

    for (int i = 0; i < n; i++) {
        len[i] = 1;
        for (int j = 0; j < i; j++) {
            if (a[j].fits_in(a[i])) {
                len[i] = max(len[i], 1 + len[j]);
            }
        }

        max_len = max(max_len, len[i]);
    }

    return max_len;
}

void write_result(int result) {
    FILE* f = fopen("cuiburi.out", "w");
    fprintf(f, "%d\n", result);
    fclose(f);
}

int main() {
    read_nests();
    sort_nests();
    int result = find_longest_subsequence();
    write_result(result);

    return 0;
}
```

## O.2 Problema Ace (OJI 2017, clasa a 9-a)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

---

```
#include <stdio.h>
```

```
const int MAX_ROWS = 1'000;
```

```

short a[MAX_ROWS][MAX_ROWS];
int task, rows, cols, result;

void read_matrix() {
    FILE* f = fopen("ace.in", "r");
    fscanf(f, "%d %d %d", &task, &rows, &cols);

    for (int r = rows - 1; r >= 0; r--) {
        for (int c = cols - 1; c >= 0; c--) {
            fscanf(f, "%hd", &a[r][c]);
        }
    }

    fclose(f);
}

// Numără de la (dr,dc) și avansînd cu (dr,dc). Pentru distanța pe orizontală
// ar trebui să folosim numărul iterației, dar orice combinație liniară de r
// și c este bună. Deci folosim (r+c) ca să eliminăm o variabilă.
void count_direction(int dr, int dc) {
    int max_h = 0, max_g = 1;

    for (int r = dr, c = dc;
         r < rows && c < cols;
         r += dr, c += dc) {
        if (a[r][c] * max_g > max_h * (r + c)) {
            result++;
            max_h = a[r][c];
            max_g = r + c;
        }
        a[r][c] = 0;
    }
}

void count_visible() {
    if (task == 1) {
        count_direction(0, 1);
        count_direction(1, 0);
    } else {
        for (int dr = 0; dr < rows; dr++) {
            for (int dc = 0; dc < cols; dc++) {
                if (a[dr][dc]) {
                    count_direction(dr, dc);
                }
            }
        }
    }
}

```

```
void write_result() {
    FILE* f = fopen("ace.out", "w");
    fprintf(f, "%d\n", result);
    fclose(f);
}

int main() {
    read_matrix();
    count_visible();
    write_result();
    return 0;
}
```

---

## O.3 Problema Baba Oarba (Lot 2016)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include "babaoarba.h"
#include <math.h>

const int NUM_JIGGLES = 25;
const int CLOSER = 1;
const int FURTHER = 0;
const int FOUND = -1;

void play() {
    double l = 0.0, r = 2 * M_PI;
    bool found = false;

    int iter = 0;
    do {
        double mid = (l + r) / 2;
        int answer = makeStep(mid + M_PI / 2);
        if (answer == CLOSER) {
            l = mid;
            // There and back again.
            makeStep(mid - M_PI / 2);
        } else if (answer == FURTHER) {
            r = mid;
            makeStep(mid - M_PI / 2);
        } else {
            found = true;
        }
    } while (!found && (++iter < NUM_JIGGLES));

    double angle = (l + r) / 2;

    while (!found) {
```

```

    found = (makeStep(angle) == FOUND);
}
}

```

Un fișier `babaoarba.h`, util pentru testarea offline:

```

#include <math.h>
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <sys/time.h>

const int MAX_COORD = 70'000;

extern void play();

struct point {
    double x, y;

    double dist2() {
        return x * x + y * y;
    }
};

point tassadar;

void init_rng() {
    struct timeval time;
    gettimeofday(&time, NULL);
    int micros = time.tv_sec * 1'000'000 + time.tv_usec;
    srand(micros);
}

int makeStep(double angle) {
    printf("Got called with angle %.6lf\n", angle);
    point new_t = {
        tassadar.x + cos(angle),
        tassadar.y + sin(angle),
    };

    int result;
    if (new_t.dist2() <= 1) {
        result = -1;
    } else if (new_t.dist2() < tassadar.dist2()) {
        result = 1;
    } else {
        result = 0;
    }
}

```

```
tassadar = new_t;
printf("New coords (%.6lf,%.6lf), dist %.6lf, result %d\n",
      tassadar.x, tassadar.y, sqrt(tassadar.dist2()), result);

return result;
}

int main() {
    init_rng();

    tassadar.x = rand() % MAX_COORD + 2;
    tassadar.y = rand() % MAX_COORD + 2;
    printf("Chose %.0lf %.0lf\n", tassadar.x, tassadar.y);
    play();

    return 0;
}
```

---

## O.4 Problema Arhitect (OJI 2023, clasa a 10-a)

[◀ înapoi](#)

Sursă cu perechi ([versiune online](#)).

---

```
#include <algorithm>
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 100'000;

struct slope {
    int dx, dy;

    // Ne interesează doar pante în [0°, 90°). Vom reformula o pantă de 110° ca
    // pe o pantă de 20° pentru a le număra împreună.
    void set(int dx, int dy) {
        // Rotește cu 90° pînă cînd ajungem la x > 0 și y >= 0.
        while ((dx <= 0) || (dy < 0)) {
            int tmp = dy;
            dy = -dx;
            dx = tmp;
        }
        this->dx = dx;
        this->dy = dy;
    }

    bool operator ==(const slope& o) const {
        return (long long)dx * o.dy == (long long)dy * o.dx;
    }
}
```



```

    bool operator <(const slope& o) const {
        return (long long)dx * o.dy < (long long)dy * o.dx;
    }
};

slope s[MAX_N];
int n;

void read_slopes() {
    FILE* f = fopen("arhitect.in", "r");
    fscanf(f, "%d", &n);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        int x1, y1, x2, y2;
        fscanf(f, "%d %d %d %d", &x1, &y1, &x2, &y2);
        s[i].set(x2 - x1, y2 - y1);
    }
    fclose(f);
}

int count_duplicates() {
    std::sort(s, s + n);
    int run = 1, max_run = 1;
    for (int i = 1; i < n; i++) {
        run = (s[i] == s[i - 1]) ? (run + 1) : 1;
        if (run > max_run) {
            max_run = run;
        }
    }
    return max_run;
}

void write_result(int result) {
    FILE* f = fopen("arhitect.out", "w");
    fprintf(f, "%d\n", result);
    fclose(f);
}

int main() {
    read_slopes();
    int result = count_duplicates();
    write_result(result);
    return 0;
}

```

Sursă cu numere reale ([versiune online](#)).

```

#include <algorithm>
#include <stdio.h>

```

```
const int MAX_N = 100'000;

double s[MAX_N];
int n;

// Ne interesează doar pante în [0°, 90°). Vom reformula o pantă de 110° ca pe
// o pantă de 20° pentru a le număra împreună.
double make_slope(int dx, int dy) {
    // Rotește cu 90° pînă cînd ajungem la x > 0 și y >= 0.
    while ((dx <= 0) || (dy < 0)) {
        int tmp = dy;
        dy = -dx;
        dx = tmp;
    }
    return (double)dy / dx;
}

void read_slopes() {
    FILE* f = fopen("arhitect.in", "r");
    fscanf(f, "%d", &n);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        int x1, y1, x2, y2;
        fscanf(f, "%d %d %d %d", &x1, &y1, &x2, &y2);
        s[i] = make_slope(x2 - x1, y2 - y1);
    }
    fclose(f);
}

int count_duplicates() {
    std::sort(s, s + n);
    int run = 1, max_run = 1;
    for (int i = 1; i < n; i++) {
        run = (s[i] == s[i - 1]) ? (run + 1) : 1;
        if (run > max_run) {
            max_run = run;
        }
    }
    return max_run;
}

void write_result(int result) {
    FILE* f = fopen("arhitect.out", "w");
    fprintf(f, "%d\n", result);
    fclose(f);
}

int main() {
    read_slopes();
    int result = count_duplicates();
}
```

```

write_result(result);
return 0;
}

```

## O.5 Problema Elicoptere (OJI 2016, clasele 11-12)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

#include <algorithm>
#include <math.h>
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 100;
const int MAX_EDGES = MAX_N * (MAX_N - 1) / 2;

struct point {
    int x, y;
};

struct triangle {
    point a, b, c;
};

struct edge {
    int u, v;
    double d;
};

triangle t[MAX_N];
edge e[MAX_EDGES];
int comp[MAX_N];
int n, num_edges, k, task, num_selected_edges, num_connected_pairs;
double total_length;

void read_data() {
    FILE* f = fopen("elicoptere.in", "r");
    fscanf(f, "%d %d %d", &task, &n, &k);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        fscanf(f, "%d %d %d %d %d %d",
            &t[i].a.x, &t[i].a.y, &t[i].b.x, &t[i].b.y, &t[i].c.x, &t[i].c.y);
    }
    fclose(f);
}

double min(double a, double b) {
    return (a < b) ? a : b;
}

```

```
double min3(double a, double b, double c) {
    return min(min(a, b), c);
}

double dist_horiz(point p, point a, point b) {
    if ((a.y == p.y) && (p.y == b.y)) {
        // a, b, p coliniare pe orizontală
        return min(fabs(p.x - a.x), fabs(p.x - b.x));
    } else if ((long long)(p.y - a.y) * (p.y - b.y) <= 0) {
        // p.y se află între a.y și b.y
        double x = a.x + (double)(p.y - a.y) * (b.x - a.x) / (b.y - a.y);
        return fabs(p.x - x);
    } else {
        // orizontala din p *nu* întâlnește ab; returnează infinit
        return k + 1;
    }
}

double dist_point_segment(point p, point a, point b) {
    // Pentru a afla distanța pe verticală, oglindim punctele față de diagonală.
    return min(dist_horiz(p, a, b),
               dist_horiz({p.y, p.x}, {a.y, a.x}, {b.y, b.x}));
}

double dist_point_triangle(point p, triangle t) {
    return min3(dist_point_segment(p, t.a, t.b),
               dist_point_segment(p, t.b, t.c),
               dist_point_segment(p, t.c, t.a));
}

double dist_triangle_triangle(triangle& g, triangle& h) {
    return min(min3(dist_point_triangle(g.a, h),
                   dist_point_triangle(g.b, h),
                   dist_point_triangle(g.c, h)),
               min3(dist_point_triangle(h.a, g),
                   dist_point_triangle(h.b, g),
                   dist_point_triangle(h.c, g)));
}

void create_edges() {
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        for (int j = i + 1; j < n; j++) {
            double d = dist_triangle_triangle(t[i], t[j]);
            if (d <= k) {
                e[num_edges++] = { i, j, d };
            }
        }
    }
}
```

```
void init_comp() {
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        comp[i] = i;
    }
}

void unite(int u, int v) {
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        if (comp[i] == u) {
            comp[i] = v;
        }
    }
}

void kruskal() {
    std::sort(e, e + num_edges, [](edge a, edge b) {
        return a.d < b.d;
    });

    init_comp();

    for (int i = 0; i < num_edges; i++) {
        if (comp[e[i].u] != comp[e[i].v]) {
            unite(comp[e[i].u], comp[e[i].v]);
            num_selected_edges++;
            total_length += e[i].d;
        }
    }
}

void write_answer() {
    FILE* f = fopen("elicoptere.out", "w");
    if (task == 1) {
        fprintf(f, "%d\n", num_selected_edges);
    } else if (task == 2) {
        fprintf(f, "%d\n", num_connected_pairs);
    } else {
        fprintf(f, "%.6lf\n", total_length);
    }
    fclose(f);
}

void count_connected_pairs() {
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        for (int j = i + 1; j < n; j++) {
            num_connected_pairs += (comp[i] == comp[j]);
        }
    }
}
```

```
int main() {
    read_data();
    create_edges();
    kruskal();
    count_connected_pairs();
    write_answer();
}
```

---

## O.6 Problema Arpa and an Exam About Geometry (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <iostream>

long long dist2(long long ax, long long ay, long long bx, long long by) {
    return ((ax - bx) * (ax - bx) + (ay - by) * (ay - by));
}

int main() {
    long long ax, ay, bx, by, cx, cy;
    std::cin >> ax >> ay >> bx >> by >> cx >> cy;

    bool noncollinear = ((cx - ax) * (by - ay) - (cy - ay) * (bx - ax) != 0);
    bool equidistant = dist2(ax, ay, bx, by) == dist2(bx, by, cx, cy);

    std::cout << ((noncollinear && equidistant) ? "Yes\n" : "No\n");

    return 0;
}
```

---

## O.7 Problema Bear and Floodlight (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#define _USE_MATH_DEFINES // https://codeforces.com/blog/entry/51835
#include <math.h>
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 20;

double min(double x, double y) {
    return (x < y) ? x : y;
}
```

```

double max(double x, double y) {
    return (x > y) ? x : y;
}

struct floodlight {
    int xc, yc;
    double c, s;

    void setAngle(int angle) {
        double rad = M_PI * angle / 180;
        c = cos(rad);
        s = sin(rad);
    }

    // Extinde segmentul vizibil la dreapta de la x, folosind unghiul acestui
    // reflector.
    double extend(double x, int limit) {
        // Rotește (x, 0) cu <c,s> grade în jurul lui (xc, yc).
        double rotx = (x - xc) * c - (0 - yc) * s + xc;
        double roty = (x - xc) * s + (0 - yc) * c + yc;

        if (roty >= yc) {
            // Reflectorul bate la dreapta sau chiar mai sus, deci acoperă axa Ox
            // pînă la infinit (și dincolo!)
            return limit;
        }

        // Intersectează segmentul (xc, yc) - (rotx, roty) cu axa Ox.
        double newx = (xc * roty - yc * rotx) / (roty - yc);
        return min(newx, limit);
    }
};

floodlight f[MAX_N];
double bestx[1 << MAX_N];
int n, startx, endx;

void read_data() {
    scanf("%d %d %d", &n, &startx, &endx);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        int angle;
        scanf("%d %d %d", &f[i].xc, &f[i].yc, &angle);
        f[i].setAngle(angle);
    }
}

double dyn_prog() {
    bestx[0] = startx;
    for (int mask = 1; mask < (1 << n); mask++) {
        bestx[mask] = startx;
    }
}

```

```
for (int b = 0; b < n; b++) {
    if (mask & (1 << b)) {
        bestx[mask] = max(bestx[mask], f[b].extend(bestx[mask ^ (1 << b)], endx));
    }
}

return bestx[(1 << n) - 1] - startx;
}

int main() {
    read_data();
    double result = dyn_prog();
    printf("%.9lf\n", result);

    return 0;
}
```

---

## O.8 Problema TrapEZZ (Moisil++ 2023, clasele 11-12)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <algorithm>
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>

const int MAX_POINTS = 1'000;
const int MAX_SEGMENTS = MAX_POINTS * (MAX_POINTS - 1) / 2;

struct point {
    int x, y;
};

int gcd(int a, int b) {
    while (b) {
        int tmp = a % b;
        a = b;
        b = tmp;
    }
    return a;
}

struct line {
    int a, b, c;

    void normalize() {
        int g = gcd(abs(c), gcd(abs(a), abs(b)));
        if ((a < 0) || ((a == 0) & (b < 0))) {
```



```

    g = -g;
}
a /= g;
b /= g;
c /= g;
}

bool operator ==(line& other) {
    return (a == other.a) && (b == other.b) && (c == other.c);
}
};

// Pentru segmente cu o mediatoare comună, teoretic trebuie să cunoaștem
// ecuațiile dreptelor. Dar nu ne trebuie ecuația completă -- știm deja că au
// aceleași valori a și b, deoarece sînt paralele. De aceea, stocăm doar
// valorile c, care denotă pozițiile segmentelor pe mediatoare.
struct segment {
    int len2; // lungimea la pătrat
    line bis; // mediatoarea
    int pos; // poziția pe mediatoare

    void from_points(point p, point q) {
        len2 = (q.x - p.x) * (q.x - p.x) + (q.y - p.y) * (q.y - p.y);
        bis = {
            .a = q.x - p.x,
            .b = q.y - p.y,
            .c = (q.x * q.x - p.x * p.x + q.y * q.y - p.y * p.y) / 2,
        };
        bis.normalize();

        line l = {
            .a = q.y - p.y,
            .b = p.x - q.x,
            .c = p.y * (q.x - p.x) - p.x * (q.y - p.y),
        };
        l.normalize();
        pos = l.c;
    }
};

point p[MAX_POINTS];
segment s[MAX_SEGMENTS + 1];
int num_points, num_segments;

void read_data() {
    FILE* f = fopen("trapezz.in", "r");
    fscanf(f, "%d", &num_points);
    for (int i = 0; i < num_points; i++) {
        fscanf(f, "%d %d", &p[i].x, &p[i].y);
        p[i].x *= 2;
    }
}

```

```
p[i].y *= 2; // astfel ca toate mijloacele să aibă coordonate întregi
}
fclose(f);
}

void create_segments() {
    for (int i = 0; i < num_points - 1; i++) {
        for (int j = i + 1; j < num_points; j++) {
            s[num_segments++].from_points(p[i], p[j]);
        }
    }
}

void sort_by_bisectors() {
    std::sort(s, s + num_segments, [](segment& s, segment& t) {
        if (s.bis.a != t.bis.a) {
            return s.bis.a < t.bis.a;
        } else if (s.bis.b != t.bis.b) {
            return s.bis.b < t.bis.b;
        } else if (s.bis.c != t.bis.c) {
            return s.bis.c < t.bis.c;
        } else {
            return s.pos < t.pos;
        }
    });
}

void sort_by_length(int start, int end) {
    std::sort(s + start, s + end, [](segment& s, segment& t) {
        return s.len2 < t.len2;
    });
}

// TODO: Codul următoarelor două funcții este aproape duplicat.
int count_collinear_pairs(int start, int end) {
    int result = 0, i = start;
    while (i < end) {
        int j = i + 1;
        while ((j < end) && (s[i].pos == s[j].pos)) {
            j++;
        }
        result += (j - i) * (j - i - 1) / 2;
        i = j;
    }
    return result;
}

int count_same_length_pairs(int start, int end) {
    int result = 0, i = start;
    while (i < end) {
```

```

    int j = i + 1;
    while ((j < end) && (s[i].len2 == s[j].len2)) {
        j++;
    }
    result += (j - i) * (j - i - 1) / 2;
    i = j;
}
return result;
}

// Acest grup de segmente arată ca o frigăruie. Toate au o mediatoare comună
// și sînt sortate după poziția pe această mediatoare.
int count_bisector(int start, int end) {
    int result = (end - start) * (end - start - 1) / 2;
    result -= count_collinear_pairs(start, end);
    sort_by_length(start, end);
    result -= count_same_length_pairs(start, end);
    // Notă: nu este nevoie de pinex. Două segmente nu pot fi și coliniare, și
    // de aceeași lungime. Atunci ar fi confundate, or enunțul promite că
    // punctele sînt distincte.
    return result;
}

int count_trapezoids() {
    s[num_segments].bis = { 0, 0, 0 }; // santinelă

    int i = 0, result = 0;
    while (i < num_segments) {
        int j = i + 1;
        while (s[i].bis == s[j].bis) {
            j++;
        }
        result += count_bisector(i, j);
        i = j;
    }
    return result;
}

void write_result(int result) {
    FILE* f = fopen("trapezz.out", "w");
    fprintf(f, "%d\n", result);
    fclose(f);
}

int main() {
    read_data();
    create_segments();
    sort_by_bisectors();
    int result = count_trapezoids();
    write_result(result);
}

```

```
    return 0;
}
```

## O.9 Problema Terenuri (Baraj ONI 2011)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <map>
#include <math.h>
#include <stdio.h>

struct point {
    double x, y;

    void translate(point other) {
        x -= other.x;
        y -= other.y;
    }

    double dist2() {
        return x * x + y * y;
    }
};

typedef std::map<double, point>::iterator iter;

std::map<double, point> hull;
point center;

// True dacă și numai dacă 4ABC virează spre dreapta.
bool reflex_angle(point a, point b, point c) {
    return (b.x - a.x) * (c.y - b.y) - (c.x - b.x) * (b.y - a.y) < 0;
}

// Treci la punctul anterior, circular.
iter prev(iter x) {
    return (x == hull.begin())
        ? std::prev(hull.end())
        : std::prev(x);
}

// Treci la punctul următor, circular.
iter next(iter x) {
    x = std::next(x);
    return (x == hull.end())
        ? hull.begin()
        : x;
}
```

```

}

// Returnează hull.end() dacă avem deja un punct pe aceeași rază, dar mai
// depărtat de centru. În acest caz nu avem nimic de făcut.
iter insert(double angle, point p) {
    iter it = hull.lower_bound(angle);
    bool exists = (it != hull.end()) && (it->first == angle);

    if (exists && (p.dist2() <= it->second.dist2())) {
        // Exista deja un punct mai depărtat de centru, pe aceeași rază.
        return hull.end();
    }

    if (exists) {
        // Exista deja un punct, dar mai apropiat de centru.
        it->second = p;
    } else {
        // Inserează la poziția deja căutată.
        it = hull.insert(it, {angle, p});
    }

    return it;
}

void update_hull(point p) {
    p.translate(center);
    double angle = atan2(p.y, p.x);

    iter it = insert(angle, p);
    if (it == hull.end()) {
        return;
    }

    // Curățenie printre punctele anterioare.
    iter b = prev(it), a = prev(b);
    while ((hull.size() > 3) && reflex_angle(a->second, b->second, p)) {
        hull.erase(b);
        b = a;
        a = prev(a);
    }

    // Curățenie printre punctele următoare.
    iter c = next(it), d = next(c);
    while ((hull.size() > 3) && reflex_angle(p, c->second, d->second)) {
        hull.erase(c);
        c = d;
        d = next(d);
    }

    // Curăță și punctul însuși.

```

```
if (reflex_angle(b->second, p, c->second)) {
    hull.erase(it);
}
}

int main() {
    FILE* fin = fopen("terenuri.in", "r");
    FILE* fout = fopen("terenuri.out", "w");
    int n, m;
    point p, q;

    fscanf(fin, "%d %d", &n, &m);
    fscanf(fin, "%lf %lf %lf %lf", &p.x, &p.y, &q.x, &q.y);
    center = { (p.x + q.x) / 2, (p.y + q.y) / 2 };

    update_hull(p);
    update_hull(q);

    for (int i = 2; i < m + n; i++) {
        fscanf(fin, "%lf %lf", &p.x, &p.y);
        update_hull(p);
        if (i >= n - 1) {
            fprintf(fout, "%lu\n", hull.size());
        }
    }

    fclose(fin);
    fclose(fout);
    return 0;
}
```

---

## O.10 Problema Metin2 (Finala IIOT 2021-22)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <algorithm>
#include <deque>
#include <math.h>
#include <stdio.h>

const int MAX_STONES = 100'000;

struct ipoint {
    int x, y;
};

struct dpoint {
    double x, y;
```

```

};

struct line {
    long long a, b, c;
    ipoint p; // un punct cunoscut a fi pe linie
    double angle;

    void from_points(ipoint p, ipoint q) {
        a = p.y - q.y;
        b = q.x - p.x;
        c = (long long)p.x * q.y - (long long)q.x * p.y;
        this->p = p;
        angle = atan2(q.y - p.y, q.x - p.x);
    }

    bool has_left(ipoint p) {
        return a * p.x + b * p.y + c > 0;
    }

    bool has_right(dpoint p) {
        return a * p.x + b * p.y + c < 0;
    }

    dpoint intersect(line h) {
        return {
            (double)(b * h.c - c * h.b) / (a * h.b - b * h.a),
            (double)(c * h.a - a * h.c) / (a * h.b - b * h.a),
        };
    }
};

line l[4 * MAX_STONES];
std::deque<int> dl; // indicii liniilor
std::deque<dpoint> poly;
int num_lines;

void read_data() {
    int n;
    scanf("%d", &n);

    for (int i = 0; i < n; i++) {
        ipoint p, q, r, s;
        scanf("%d %d %d %d %d %d %d",
            &p.x, &p.y, &q.x, &q.y, &r.x, &r.y, &s.x, &s.y);
        l[num_lines++].from_points(p, q);
        l[num_lines++].from_points(q, r);
        l[num_lines++].from_points(r, s);
        l[num_lines++].from_points(s, p);
    }
}

```

```
void sort_lines() {
    std::sort(l, l + num_lines, [](line& l1, line& l2) {
        return
            (l1.angle < l2.angle) ||
            ((l1.angle == l2.angle) && l2.has_left(l1.p));
    });
}

void unique_lines() {
    int j = 1;
    for (int i = 1; i < num_lines; i++) {
        if (l[i].angle != l[i - 1].angle) {
            l[j++] = l[i];
        }
    }
    num_lines = j;
}

void build_intersection() {
    dl.push_front(0);
    for (int i = 1; i < num_lines; i++) {
        while (!poly.empty() && (l[i].has_right(poly.front()))) {
            dl.pop_front();
            poly.pop_front();
        }
        poly.push_front(l[i].intersect(l[dl.front()]));
        dl.push_front(i);
    }

    unsigned old_size;
    do {
        old_size = dl.size();
        if (l[dl.front()].has_right(poly.back())) {
            dl.pop_back();
            poly.pop_back();
        }

        if (l[dl.back()].has_right(poly.front())) {
            dl.pop_front();
            poly.pop_front();
        }
    } while (dl.size() != old_size);

    poly.push_front(l[dl.front()].intersect(l[dl.back()]));
}

long double compute_area() {
    poly.push_back(poly.front());
    long double area = 0;
```



```
for (unsigned i = 0; i < poly.size() - 1; i++) {
    area += (poly[i + 1].x - poly[i].x) * (poly[i].y + poly[i + 1].y);
}

return area / 2;
}

int main() {
    read_data();
    sort_lines();
    unique_lines();
    build_intersection();
    long double area = compute_area();

    printf("%.9Lf\n", area);
    return 0;
}
```

---

# Anexa P

## Geometrie - Algoritmi specifici

### P.1 Problema Copaci (Infoarena)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
// Teorema lui Pick:  $A = I + B/2 - 1$ , deci  $I = A + 1 - B/2$ . În practică:  
//  $2I = 2A + 1 - B$ , căci formula pentru arie calculează dublul ariei.  
#include <stdio.h>  
#include <stdlib.h>
```

```
struct point {  
    long long x, y;  
};
```

```
int gcd(point p, point q) {  
    long long x = llabs(p.x - q.x);  
    long long y = llabs(p.y - q.y);  
    while (y) {  
        int tmp = x % y;  
        x = y;  
        y = tmp;  
    }  
    return x;  
}
```

```
long long vector(point p, point q) {  
    return p.x * q.y - p.y * q.x;  
}
```

```
int main() {  
    point first, prev, p;  
    long long boundary = 0, twice_area = 0;  
    int n;  
  
    FILE* f = fopen("copaci.in", "r");
```

```

fscanf(f, "%d %lld %lld", &n, &first.x, &first.y);
prev = first;

for (int i = 1; i < n; i++) {
    fscanf(f, "%lld %lld", &p.x, &p.y);
    twice_area += vector(prev, p);
    boundary += gcd(prev, p);
    prev = p;
}
twice_area += vector(prev, first);
boundary += gcd(prev, first);

fclose(f);

f = fopen("copaci.out", "w");
fprintf(f, "%lld\n", (llabs(twice_area) + 2 - boundary) / 2);
fclose(f);

return 0;
}

```

## P.2 Problema Emptri (Lot 2015)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

#include <stdio.h>

const int MAX_N = 1'000'000;

int phi[MAX_N + 1];

int read_n() {
    int n;
    FILE* f = fopen("emptri.in", "r");
    fscanf(f, "%d", &n);
    fclose(f);
    return n;
}

void compute_phi(int n) {
    for (int i = 1; i <= n; i++) {
        phi[i] = i;
    }
    for (int i = 2; i <= n; i++) {
        if (phi[i] == i) {
            for (int j = i; j <= n; j += i) {
                phi[j] -= phi[j] / i;
            }
        }
    }
}

```

```
    }
}
}

long long sum_phi(int n) {
    long long sum = 0;
    for (int i = 2; i <= n; i++) {
        sum += phi[i];
    }
    return sum * 2 + 1;
}

void write_answer(long long answer) {
    FILE* f = fopen("emptri.out", "w");
    fprintf(f, "%lld\n", answer);
    fclose(f);
}

int main() {
    int n = read_n();
    compute_phi(n);
    long long answer = sum_phi(n);
    write_answer(answer);

    return 0;
}
```

---

## P.3 Problema Înfășurătoare convexă (Infoarena)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <algorithm>
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 120'000;

struct point {
    double x, y;
};

point p[MAX_N];
int st[MAX_N], ss; // stivă pentru Graham's scan
int n;

void read_data() {
    FILE *f = fopen("infasuratoare.in", "r");
    fscanf(f, "%d", &n);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
```

```

    fscanf(f, "%lf %lf", &p[i].x, &p[i].y);
}
fclose(f);
}

void find_extreme() {
    int min = 0;
    for (int i = 1; i < n; i++) {
        if ((p[i].y < p[min].y) || (p[i].y == p[min].y && p[i].x < p[min].x)) {
            min = i;
        }
    }
    std::swap(p[0], p[min]);
}

double orientation(point a, point b, point c) {
    return (b.x - a.x) * (c.y - b.y) - (c.x - b.x) * (b.y - a.y);
}

double dist2(point a, point b) {
    return (a.x - b.x) * (a.x - b.x) + (a.y - b.y) * (a.y - b.y);
}

void polar_sort() {
    std::sort(p + 1, p + n, [](point a, point b) {
        return orientation(p[0], a, b) > 0;
    });
}

void graham_scan() {
    ss = 0;
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        while ((ss >= 2) &&
            (orientation(p[st[ss - 2]], p[st[ss - 1]], p[i]) < 0)) {
            ss--;
        }
        st[ss++] = i;
    }
}

void write_hull() {
    FILE* f = fopen("infasuratoare.out", "w");
    fprintf(f, "%d\n", ss);
    for (int i = 0; i < ss; i++) {
        fprintf(f, "%.6lf %.6lf\n", p[st[i]].x, p[st[i]].y);
    }
    fclose(f);
}

int main(void) {

```

```
    read_data();
    find_extreme();
    polar_sort();
    graham_scan();
    write_hull();

    return 0;
}
```

---

## P.4 Problema Înfășurătoare convexă (NerdArena)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <algorithm>
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 100'000;

struct point {
    int x, y;
};

point p[MAX_N];
int st[MAX_N], ss; // stivă cu indicii punctelor
int n;

void read_data() {
    FILE *f = fopen("infasuratoare.in", "r");
    fscanf(f, "%d", &n);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        fscanf(f, "%d %d", &p[i].x, &p[i].y);
    }
    fclose(f);
}

void find_extreme() {
    int min = 0;
    for (int i = 1; i < n; i++) {
        if ((p[i].y < p[min].y) || (p[i].y == p[min].y && p[i].x < p[min].x)) {
            min = i;
        }
    }
    std::swap(p[0], p[min]);
}

long long orientation(point a, point b, point c) {
    return ((long long)(b.x - a.x)) * (c.y - b.y)
        - ((long long)(c.x - b.x)) * (b.y - a.y);
}
```

```

}

long long dist2(point a, point b) {
    return ((long long)(a.x - b.x)) * (a.x - b.x)
        + ((long long)(a.y - b.y)) * (a.y - b.y);
}

void polar_sort() {
    std::sort(p + 1, p + n, [] (point a, point b) {
        long long disc = orientation(p[0], a, b);
        if (disc == 0) {
            // a și b sînt coliniare cu p[0]; primul vrem să fie cel mai apropiat
            return dist2(a, p[0]) < dist2(b, p[0]);
        } else {
            return disc > 0;
        }
    });
}

void graham_scan() {
    ss = 0;
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        while ((ss >= 2) &&
            (orientation(p[st[ss - 2]], p[st[ss - 1]], p[i]) <= 0)) {
            ss--;
        }
        st[ss++] = i;
    }
}

void write_hull() {
    FILE* f = fopen("infasuratoare.out", "w");
    fprintf(f, "%d\n", ss);
    for (int i = 0; i < ss; i++) {
        fprintf(f, "%d %d\n", p[st[i]].x, p[st[i]].y);
    }
    fclose(f);
}

int main(void) {
    read_data();
    find_extreme();
    polar_sort();
    graham_scan();
    write_hull();

    return 0;
}

```

## P.5 Problema Magic (JBOI 2023)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <stdio.h>

const int MAX_WIZARDS = 200'000;

struct wizard {
    int x, e;
    int p, q;
};

wizard w[MAX_WIZARDS];
int st[MAX_WIZARDS], ss;
int n;

void read_input_data() {
    scanf("%d", &n);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        scanf("%d %d", &w[i].x, &w[i].e);
    }
}

// Test standard de orientare trigonometrică.
bool is_reflex(int i, int j, int x, int e) {
    return
        (long long)(w[i].x - x) * (w[j].e - e) >
        (long long)(w[j].x - x) * (w[i].e - e);
}

// Elimină vrăjitorul anterior din stivă cîta vreme vrăjitorul curent (A) este
// mai sus sau (B) face un unghi reflex cu cei doi vrăjitori anteriori.
void evict(int x, int e) {
    while ((ss && (e >= w[st[ss - 1]].e)) ||
           ((ss > 1) && is_reflex(st[ss - 2], st[ss - 1], x, e))) {
        ss--;
    }
}

// Vrăjitorul me are un nou mentor c. Vezi dacă este mai bun decît vechiul
// mentor.
void compare_mentors(int me, int c) {
    // Dacă q nu există, atunci evident alege p/q din c. Altfel compară vechea
    // și noua pantă.
    if (!w[me].q ||
        ((long long)w[c].e * w[me].q >
         (long long)w[me].p * (w[me].x - w[c].x))) {
        w[me].p = w[c].e;
    }
}
```



```

    w[me].q = w[me].x - w[c].x;
}
}

void iterate_wizards() {
    ss = 0; // mărimea stivei
    st[ss++] = 0;

    for (int i = 1; i < n; i++) {
        // Mai întâi privește de la nivelul solului și alege-ți un mentor.
        evict(w[i].x, 0);
        compare_mentors(i, st[ss - 1]);

        // Apoi privește mai de sus și continuă să elimini.
        evict(w[i].x, w[i].e);
        st[ss++] = i;
    }
}

// Oglindește coordonatele x. Astfel scăpăm de nevoia de a copia algoritmul cu
// stivă de la stînga la dreapta și de la dreapta la stînga.
void reverse_wizards() {
    int min_coord = w[0].x, max_coord = w[n - 1].x;

    for (int i = 0, j = n - 1; i < j; i++, j--) {
        wizard tmp = w[i];
        w[i] = w[j];
        w[j] = tmp;
    }

    for (int i = 0; i < n; i++) {
        w[i].x = min_coord + max_coord - w[i].x;
    }
}

void find_mentors() {
    iterate_wizards();
    reverse_wizards();
    iterate_wizards();
    reverse_wizards();
}

int gcd(int x, int y) {
    while (y) {
        int tmp = x;
        x = y;
        y = tmp % y;
    }
    return x;
}

```

```
void write_reduced_fractions() {
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        int d = gcd(w[i].p, w[i].q);
        printf("%d %d\n", w[i].p / d, w[i].q / d);
    }
}

int main() {
    read_input_data();
    find_mentors();
    write_reduced_fractions();

    return 0;
}
```

---

## P.6 Problema Triangular Queries (CodeChef)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <algorithm>
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 300000;
const int MAX_Q = 200000;
const int MAX_COORD = 300000;

// Ordinea este importanta. Punctul trebuie adăugat *după* ce procesăm orice
// bază care îl conține, ca sa nu îl scădem. În schimb, punctul trebuie
// adăugat *înainte* să procesăm orice vîrf de triunghi cu care se suprapune,
// ca să îl luăm în calcul.
const int T_BASE = 0;
const int T_POINT = 1;
const int T_TIP = 2;

struct point {
    int x, y;
};

struct triangle {
    int x, y, d;
    int answer;
};

struct event {
    int diag;
    int obj_id;
    unsigned char type;
```

```

};

struct fenwick {
    int v[MAX_COORD + 1];

    void inc(int pos) {
        do {
            v[pos]++;
            pos += pos & -pos;
        } while (pos <= MAX_COORD);
    }

    int partial_sum(int pos) {
        int sum = 0;
        while (pos) {
            sum += v[pos];
            pos &= pos - 1;
        }
        return sum;
    }
};

point p[MAX_N];
triangle t[MAX_Q];
event e[MAX_N + 2 * MAX_Q];
fenwick fx, fy;
int num_points, num_triangles, num_events;
int points_seen;

void read_data() {
    scanf("%d %d", &num_points, &num_triangles);
    for (int i = 0; i < num_points; i++) {
        scanf("%d %d", &p[i].x, &p[i].y);
    }
    for (int i = 0; i < num_triangles; i++) {
        scanf("%d %d %d", &t[i].x, &t[i].y, &t[i].d);
    }
}

void create_events() {
    for (int i = 0; i < num_points; i++) {
        e[num_events++] = {
            .diag = p[i].x + p[i].y,
            .obj_id = i,
            .type = T_POINT,
        };
    }
    for (int i = 0; i < num_triangles; i++) {
        e[num_events++] = {
            .diag = t[i].x + t[i].y + t[i].d,

```

```
        .obj_id = i,
        .type = T_BASE,
    };
    e[num_events++] = {
        .diag = t[i].x + t[i].y,
        .obj_id = i,
        .type = T_TIP,
    };
}
}

void sort_events() {
    std::sort(e, e + num_events, [](event a, event b) {
        return (a.diag > b.diag) ||
            ((a.diag == b.diag) && (a.type < b.type));
    });
}

void base_event(int id) {
    t[id].answer = points_seen
        - fx.partial_sum(t[id].x - 1)
        - fy.partial_sum(t[id].y - 1);
}

void point_event(int id) {
    fx.inc(p[id].x);
    fy.inc(p[id].y);
    points_seen++;
}

void tip_event(int id) {
    int total = points_seen
        - fx.partial_sum(t[id].x - 1)
        - fy.partial_sum(t[id].y - 1);
    t[id].answer = total - t[id].answer;
}

void process_events() {
    for (int i = 0; i < num_events; i++) {
        switch (e[i].type) {
            case T_BASE: base_event(e[i].obj_id); break;
            case T_POINT: point_event(e[i].obj_id); break;
            case T_TIP: tip_event(e[i].obj_id); break;
        }
    }
}

void write_answers() {
    for (int i = 0; i < num_triangles; i++) {
        printf("%d\n", t[i].answer);
    }
}
```

```

    }
}

int main() {
    read_data();
    create_events();
    sort_events();
    process_events();
    write_answers();

    return 0;
}

```

## P.7 Problema Hill Walk (USACO Gold 2013)

[◀ înapoi](#)

```

#include <algorithm>
#include <set>
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 100'000;

// Returnează true dacă și numai dacă (x1,y1), (x2,y2) și (x3,y3) sînt în
// ordine trigonometrică.
long long orientation(int x1, int y1, int x2, int y2, int x3, int y3) {
    return ((long long)(x2 - x1)) * (y3 - y2)
        - ((long long)(x3 - x2)) * (y2 - y1);
}

struct segment {
    int x1, y1, x2, y2;
    int ind;

    // Returnează true dacă și numai dacă acest segment este „sub” o.
    bool operator<(segment const& o) const {
        if (x2 < o.x2) {
            // Acest segment *nu* este sub o dacă (x2,y2) cade pe o, adică dacă
            // (o.x1,o.y1), (o.x2,o.y2) și (x2,y2) sînt în ordine
            // antitrigonometrică.
            return orientation(o.x1, o.y1, o.x2, o.y2, x2, y2) < 0;
        } else {
            // Acest segment *este* sub o dacă (o.x2,o.y2) cade pe acest segment,
            // adică dacă (x1,y1), (x2,y2) și (o.x2,o.y2) sînt în ordine
            // trigonometrică.
            return orientation(x1, y1, x2, y2, o.x2, o.y2) > 0;
        }
    }
}

```

```
};

struct event {
    int ind;
    int x, y;
};

segment seg[MAX_N];
event evt[2 * MAX_N];
std::set<segment> set;
int n, bessie, hill_count;

void read_data() {
    scanf("%d", &n);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        scanf("%d %d %d %d", &seg[i].x1, &seg[i].y1, &seg[i].x2, &seg[i].y2);
        seg[i].ind = i;
    }
}

void create_and_sort_events() {
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        evt[2 * i] = { i, seg[i].x1, seg[i].y1 };
        evt[2 * i + 1] = { i, seg[i].x2, seg[i].y2 };
    }

    std::sort(evt, evt + 2 * n, [](event& a, event& b) {
        return (a.x < b.x) || ((a.x == b.x) && (a.y < b.y));
    });
}

void process_end(event& e) {
    std::set<segment>::iterator it = set.find(seg[e.ind]);

    if (e.ind == bessie) {
        if (it == set.begin()) {
            bessie = n;
        } else {
            std::set<segment>::iterator prev = std::prev(it);
            bessie = prev->ind;
            hill_count++;
        }
    }

    set.erase(it);
}

void sweep_line() {
    bessie = 0;
    hill_count = 1;
```

```

for (int i = 0; i < 2 * n; i++) {
    event& e = evt[i];
    segment& s = seg[e.ind];
    if (e.x == s.x1) {
        set.insert(s);
    } else {
        process_end(e);
    }
}
}

int main() {
    read_data();
    create_and_sort_events();
    sweep_line();
    printf("%d\n", hill_count);

    return 0;
}

```

## P.8 Problema Ydist (Lot 2014)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

#include <algorithm>
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 100'000;
const int MAX_Q = 100'000;
const int NONE = -1;

struct point {
    int x, y;
    int qindex; // sau NONE dacă acest punct este o bilă, nu o interogare
};

point p[MAX_N + MAX_Q];
int st[MAX_N], ss; // stiva de puncte-candidat
double ans[MAX_Q];
int n, q;

void read_data() {
    FILE* f = fopen("ydist.in", "r");
    fscanf(f, "%d %d", &n, &q);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        fscanf(f, "%d %d", &p[i].x, &p[i].y);
        p[i].qindex = NONE;
    }
}

```

```

}
for (int i = 0; i < q; i++) {
    fscanf(f, "%d %d", &p[i + n].x, &p[i + n].y);
    p[i + n].qindex = i;
}
fclose(f);
}

void polar_sort() {
    // Proceasează bilele înaintea interogărilor pe o rază. Vrem să luăm bilele
    // în calcul pentru interogări (cu distanța 0).
    std::sort(p, p + n + q, [](point a, point b) {
        long long disc = (long long)a.y * b.x - (long long)a.x * b.y;
        return (disc > 0) ||
            ((disc == 0) & (a.qindex == NONE));
    });
}

long long orientation(point& a, point& b, point& c) {
    return (long long)(b.x - a.x) * (c.y - b.y)
        - (long long)(c.x - b.x) * (b.y - a.y);
}

void process_point(int i) {
    // Elimină punctele la NE de p[i].
    while (ss &&
        ((p[st[ss - 1]].x >= p[i].x) ||
         (p[st[ss - 1]].y >= p[i].y))) {
        ss--;
    }

    // Elimină punctele care încalcă concavitatea stivei.
    while ((ss >= 2) &&
        (orientation(p[st[ss - 2]], p[st[ss - 1]], p[i]) < 0)) {
        ss--;
    }
    st[ss++] = i;
}

// Calculează distanța verticală de la p la raza (0,0)-r.
double dist_to_ray(point p, point r) {
    return p.y - (double)r.y * p.x / r.x;
}

void process_query(int i) {
    // Dacă ultimul punct din stivă este mai departe de rază decât penultimul,
    // el poate fi șters (pentru razele viitoare el va fi și mai departe).
    double d1 = dist_to_ray(p[st[ss - 1]], p[i]), d2;
    while ((ss >= 2) &&
        ((d2 = dist_to_ray(p[st[ss - 2]], p[i])) < d1)) {

```



```

    ss--;
    d1 = d2;
}
ans[p[i].qindex] = d1;
}

void scan_points() {
    for (int i = 0; i < n + q; i++) {
        if (p[i].qindex == NONE) {
            process_point(i);
        } else {
            process_query(i);
        }
    }
}

void write_answers() {
    FILE* f = fopen("ydist.out", "w");
    for (int i = 0; i < q; i++) {
        fprintf(f, "%.7f\n", ans[i]);
    }
    fclose(f);
}

int main() {
    read_data();
    polar_sort();
    scan_points();
    write_answers();

    return 0;
}

```

## P.9 Problema Fossil in the Ice (CodeChef)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

#include <algorithm>
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 100000;

typedef struct {
    int x, y;
} point;

point p[MAX_N];
int st[MAX_N]; // stivă pentru Graham's scan

```

```
int n;

void read_data() {
    scanf("%d", &n);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        scanf("%d %d", &p[i].x, &p[i].y);
    }
}

long long area(point a, point b, point c) {
    return
        (long long)(b.x - a.x) * (c.y - b.y) -
        (long long)(b.y - a.y) * (c.x - b.x);
}

long long dist2(point a, point b) {
    return
        (long long)(a.x - b.x) * (a.x - b.x) +
        (long long)(a.y - b.y) * (a.y - b.y);
}

void find_min_y() {
    int min = 0;
    for (int i = 1; i < n; i++) {
        if ((p[i].y < p[min].y) || (p[i].y == p[min].y && p[i].x < p[min].x)) {
            min = i;
        }
    }
    std::swap(p[0], p[min]);
}

void polar_sort() {
    std::sort(p + 1, p + n, [](point a, point b) {
        long long d = area(p[0], a, b);
        return (d > 0) ||
            ((d == 0) && (dist2(a, p[0]) < dist2(b, p[0])));
    });
}

void graham_scan() {
    int ss = 0;
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        while ((ss >= 2) &&
            (area(p[st[ss - 2]], p[st[ss - 1]], p[i]) <= 0)) {
            ss--;
        }
        st[ss++] = i;
    }

    // Colectează punctele de pe înfășurătoare în ordine trigonometrică.
```

```

for (int i = 0; i < ss; i++) {
    p[i] = p[st[i]];
}
n = ss;
}

long long max(long long a, long long b) {
    return (a > b) ? a : b;
}

int next(int k) {
    return (k == n - 1) ? 0 : (k + 1);
}

long long rotating_calipers() {
    int j = 0, j2 = 1;
    long long result = 0;

    for (int i = 0; i < n; i++) {
        // Mică optimizare: calculează d(i, j) o singură dată.
        long long d = dist2(p[i], p[j]), d2;
        while ((d2 = dist2(p[i], p[j2])) > d) {
            d = d2;
            j = j2;
            j2 = next(j2);
        }
        result = max(result, d);
        // Invariant: j este cel mai depărtat punct de i.
    }

    return result;
};

long long find_diameter() {
    if (n <= 1) {
        return 0;
    } else if (n == 2) {
        return dist2(p[0], p[1]);
    } else {
        find_min_y();
        polar_sort();
        graham_scan();
        return rotating_calipers();
    }
}

int main(void) {
    int num_tests;

    scanf("%d", &num_tests);

```

```
while (num_tests--) {
    read_data();
    long long diameter = find_diameter();
    printf("%lld\n", diameter);
}

return 0;
}
```

---

## P.10 Problema Rubarba (Infoarena)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <algorithm>
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 100'000;

struct point {
    int x, y;

    point operator - (const point& other) {
        return { x - other.x, y - other.y };
    }
};

point p[MAX_N];
int st[MAX_N]; // stivă pentru Graham's scan
int n;

void read_data() {
    FILE* f = fopen("rubarba.in", "r");
    fscanf(f, "%d", &n);
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        fscanf(f, "%d %d", &p[i].x, &p[i].y);
    }
    fclose(f);
}

void find_min_y() {
    int min = 0;
    for (int i = 1; i < n; i++) {
        if ((p[i].y < p[min].y) || (p[i].y == p[min].y && p[i].x < p[min].x)) {
            min = i;
        }
    }
    std::swap(p[0], p[min]);
}
```

```

}

long long dot(point a, point b) {
    return (long long)a.x * b.x + (long long)a.y * b.y;
}

long long area(point a, point b, point c) {
    return
        (long long)(b.x - a.x) * (c.y - b.y) -
        (long long)(b.y - a.y) * (c.x - b.x);
}

long long dist2(point a, point b) {
    return dot(b - a, b - a);
}

void polar_sort() {
    std::sort(p + 1, p + n, [](point a, point b) {
        long long d = area(p[0], a, b);
        return (d > 0) ||
            ((d == 0) && (dist2(a, p[0]) < dist2(b, p[0])));
    });
}

void graham_scan() {
    int ss = 0;
    for (int i = 0; i < n; i++) {
        while ((ss >= 2) &&
            (area(p[st[ss - 2]], p[st[ss - 1]], p[i]) <= 0)) {
            ss--;
        }
        st[ss++] = i;
    }

    // Colectează punctele de pe înfășurătoare în ordine trigonometrică.
    for (int i = 0; i < ss; i++) {
        p[i] = p[st[i]];
    }
    n = ss;
}

int next(int k) {
    return (k == n - 1) ? 0 : (k + 1);
}

// Returnează aria triunghiului sprijinit pe b1b2 cu extremele r (dreapta), a
// (opus) și l (stînga).
//
// Înălțimea dreptunghiului este distanța de la a la b1b2, pe care o putem
// exprima ca  $2 * \text{aria}(\Delta ab1b2) / |b1b2|$ . Lățimea dreptunghiului este proiecția

```

```

// vectorului  $r - l$  pe dreapta  $b_1b_2$ . Aceasta prin definiție este  $(r - l) \cdot$ 
//  $b_1b_2 / |b_1b_2|$  (produsul scalar). Aria dreptunghiului este deci:
//
//  $(r - l) \cdot b_1b_2 \cdot \text{aria}(\Delta b_1b_2) / |b_1b_2|^2$ 
long double rectangle_area(int b1, int b2, int r, int a, int l) {
    return (long double)dot(p[b2] - p[b1], p[r] - p[l])
        / dist2(p[b1], p[b2])
        * area(p[b1], p[b2], p[a]);
}

void find_extremes(int b1, int& b2, int& r, int& a, int& l) {
    b2 = next(b1);
    point base = p[b2] - p[b1];

    while (dot(base, p[next(r)] - p[b1]) > dot(base, p[r] - p[b1])) {
        r = next(r);
    }

    a = r;
    while (area(p[b1], p[b2], p[next(a)]) > area(p[b1], p[b2], p[a])) {
        a = next(a);
    }

    l = a;
    while (dot(base, p[next(l)] - p[b1]) < dot(base, p[l] - p[b1])) {
        l = next(l);
    }
}

// Pentru o explicație vizuală a funcționării algoritmului, vezi
// https://www.youtube.com/watch?v=0aGvH450jRM
long double rotating_calipers() {
    int j, r = 1, a, l;
    long double min_area = 0;

    for (int i = 0; i < n; i++) {
        find_extremes(i, j, r, a, l);
        long double area = rectangle_area(i, j, r, a, l);
        if (!i || (area < min_area)) {
            min_area = area;
        }
    }

    return min_area;
}

long double find_min_area() {
    find_min_y();
    polar_sort();
    graham_scan();
}

```

```
    return (n <= 2) ? 0 : rotating_calipers();
}

void write_result(long double result) {
    FILE* f = fopen("rubarba.out", "w");
    fprintf(f, "%.2Lf\n", result);
    fclose(f);
}

int main() {
    read_data();
    long double result = find_min_area();
    write_result(result);

    return 0;
}
```

# Anexa Q

## Grafuri - Arbori parțiali minimi

### Q.1 Problema Arbore parțial de cost minim (Infoarena)

[◀ înapoi](#)

Sursă cu algoritmul lui Kruskal ([versiune online](#)).

```
#include <algorithm>
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 200'000;
const int MAX_EDGES = 400'000;

struct disjoint_set_forest {
    int p[MAX_NODES + 1];

    void init(int n) {
        for (int u = 1; u <= n; u++) {
            p[u] = u;
        }
    }

    int find(int u) {
        return (p[u] == u)
            ? u
            : (p[u] = find(p[u]));
    }

    void unite(int u, int v) {
        p[find(v)] = find(u);
    }

    bool are_connected(int u, int v) {
        return find(u) == find(v);
    }
}
```



```

};

struct edge {
    int u, v;
    short cost;
    bool chosen;
};

edge e[MAX_EDGES];
disjoint_set_forest dsf;
int n, m, mst_cost;

void read_data() {
    FILE* f = fopen("apm.in", "r");

    fscanf(f, "%d %d", &n, &m);
    for (int i = 0; i < m; i++) {
        fscanf(f, "%d %d %hd", &e[i].u, &e[i].v, &e[i].cost);
    }

    fclose(f);
}

void kruskal() {
    std::sort(e, e + m, [](edge& a, edge& b) {
        return a.cost < b.cost;
    });
    dsf.init(n);

    for (int i = 0; i < m; i++) {
        if (!dsf.are_connected(e[i].u, e[i].v)) {
            e[i].chosen = true;
            mst_cost += e[i].cost;
            dsf.unite(e[i].u, e[i].v);
        }
    }
}

void write_mst() {
    FILE* f = fopen("apm.out", "w");

    fprintf(f, "%d\n", mst_cost);
    fprintf(f, "%d\n", n - 1);
    for (int i = 0; i < m; i++) {
        if (e[i].chosen) {
            fprintf(f, "%d %d\n", e[i].u, e[i].v);
        }
    }

    fclose(f);
}

```

```
}

int main() {
    read_data();
    kruskal();
    write_mst();

    return 0;
}
```

---

Sursă cu algoritmul lui Prim ([versiune online](#)).

```
#include <queue>
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 200'000;
const int MAX_EDGES = 400'000;
const int INFINITY = 1'001; // mai mare decît orice cost

struct edge {
    int v;
    short cost;

    // Vezi https://stackoverflow.com/a/3141107/6022817 pentru "const"
    bool operator<(edge other) const {
        return cost > other.cost;
    }
};

struct node {
    std::vector<edge> adj;
    int parent;
    short dist;
    bool visited;
};

node nd[MAX_NODES + 1];
int n, mst_cost;

void read_data() {
    int m;
    FILE* f = fopen("apm.in", "r");

    fscanf(f, "%d %d", &n, &m);
    while (m--) {
        int u, v;
        short cost;
        fscanf(f, "%d %d %hd", &u, &v, &cost);
        nd[u].adj.push_back({v, cost});
    }
}
```

```

    nd[v].adj.push_back({u, cost});
}

fclose(f);
}

void prim() {
    // Priority queue cu reinserare. Un nod poate trece prin coadă de mai multe
    // ori, iar prin coadă pot trece în total m noduri.
    std::priority_queue<edge> q;
    for (int u = 2; u <= n; u++) {
        nd[u].dist = INFINITY;
    }
    q.push({1, 0});

    while (!q.empty()) {
        int u = q.top().v, cost = q.top().cost;
        q.pop();

        if (!nd[u].visited) {
            nd[u].visited = true;
            mst_cost += cost;
            for (edge e: nd[u].adj) {
                if (!nd[e.v].visited && (e.cost < nd[e.v].dist)) {
                    nd[e.v].dist = e.cost;
                    nd[e.v].parent = u;
                    q.push({e.v, e.cost});
                }
            }
        }
    }
}

void write_mst() {
    FILE* f = fopen("apm.out", "w");

    fprintf(f, "%d\n", mst_cost);
    fprintf(f, "%d\n", n - 1);
    for (int u = 2; u <= n; u++) {
        fprintf(f, "%d %d\n", nd[u].parent, u);
    }

    fclose(f);
}

int main() {
    read_data();
    prim();
    write_mst();
}

```

```
    return 0;
}
```

---

## Q.2 Problema Autobuze3 (AGM 2015)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <algorithm>
#include <stdio.h>
#include <vector>

const int MAX_NODES = 200'000;
const int MAX_EDGES = 400'000;

struct disjoint_set_forest {
    int p[MAX_NODES + 1];

    void init(int n) {
        for (int u = 1; u <= n; u++) {
            p[u] = u;
        }
    }

    int find(int u) {
        return (p[u] == u)
            ? u
            : (p[u] = find(p[u]));
    }

    void unite(int u, int v) {
        p[find(v)] = find(u);
    }

    bool are_connected(int u, int v) {
        return find(u) == find(v);
    }
};

struct edge {
    int u, v;
    short cost;
};

struct node {
    std::vector<int> adj; // doar muchiile din APM
    std::vector<int> ppl; // ppl[0] este șoferul, care își conduce propriul autobuz
};
```

```

edge e[MAX_EDGES];
node nd[MAX_NODES + 1];
disjoint_set_forest dsf;
int n, m, mst_cost;
FILE *fin, *fout;

void read_data() {
    fscanf(fin, "%d %d", &n, &m);
    for (int i = 0; i < m; i++) {
        fscanf(fin, "%d %d %hd", &e[i].u, &e[i].v, &e[i].cost);
    }
}

void kruskal() {
    std::sort(e, e + m, [](edge& a, edge& b) {
        return a.cost < b.cost;
    });
    dsf.init(n);

    mst_cost = 0;
    for (int i = 0; i < m; i++) {
        if (!dsf.are_connected(e[i].u, e[i].v)) {
            mst_cost += e[i].cost;
            dsf.unite(e[i].u, e[i].v);
            nd[e[i].u].adj.push_back(e[i].v);
            nd[e[i].v].adj.push_back(e[i].u);
        }
    }
}

void merge(int u, int v) {
    // small to large
    if (nd[v].ppl.size() > nd[u].ppl.size()) {
        nd[u].ppl.swap(nd[v].ppl);
    }
    for (int p: nd[v].ppl) {
        nd[u].ppl.push_back(p);
        fprintf(fout, "Move %d %d %d\n", p, nd[v].ppl[0], nd[u].ppl[0]);
    }
    nd[v].ppl.clear();
}

void dfs(int u, int parent) {
    nd[u].ppl.push_back(u);

    for (int v: nd[u].adj) {
        if (v != parent) {
            dfs(v, u);
            fprintf(fout, "Drive %d %d %d\n", nd[v].ppl[0], v, u);
            merge(u, v);
        }
    }
}

```

```
    }
}

void gen_ops() {
    fprintf(fout, "%d\n", mst_cost);
    dfs(1, 0);
    fprintf(fout, "Gata\n");
}

void clear() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        nd[u].adj.clear();
    }
    nd[1].ppl.clear();
}

int main() {
    fin = fopen("autobuze3.in", "r");
    fout = fopen("autobuze3.out", "w");

    int num_tests;
    fscanf(fin, "%d", &num_tests);
    while (num_tests--) {
        read_data();
        kruskal();
        gen_ops();
        clear();
    }

    fclose(fin);
    fclose(fout);

    return 0;
}
```

## Q.3 Problema Rusoaica (FMI No Stress 9 Warmup)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <algorithm>
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 100'000;
const int MAX_EDGES = 400'000;

struct edge {
    int u, v, c;
```

```

};

struct disjoint_set_forest {
    int parent[MAX_NODES + 1];
    int n, num_trees;

    void init(int n) {
        this->n = n;
        for (int u = 1; u <= n; u++) {
            parent[u] = u;
        }
        num_trees = n;
    }

    int find(int u) {
        return (parent[u] == u)
            ? u
            : (parent[u] = find(parent[u]));
    }

    // Returnează true dacă chiar a unificat u cu v.
    bool merge(int u, int v) {
        u = find(u);
        v = find(v);
        if (u != v) {
            parent[u] = v;
            num_trees--;
            return true;
        } else {
            return false;
        }
    }

    int get_num_trees() {
        return num_trees;
    }
};

disjoint_set_forest dsf;
edge e[MAX_EDGES];
int n, m, build_cost, total_cost;

void read_and_filter_edges() {
    int real_m;
    FILE* f = fopen("rusuoaica.in", "r");

    fscanf(f, "%d %d %d", &n, &real_m, &build_cost);

    while (real_m--) {
        fscanf(f, "%d %d %d", &e[m].u, &e[m].v, &e[m].c);
    }
}

```

```
    if (e[m].c <= build_cost) {
        m++;
    } else {
        total_cost -= e[m].c;
    }
}

fclose(f);
}

void sort_edges() {
    std::sort(e, e + m, [] (edge& a, edge& b) {
        return a.c < b.c;
    });
}

void kruskal() {
    dsf.init(n);
    sort_edges();

    for (int i = 0; i < m; i++) {
        if (dsf.merge(e[i].u, e[i].v)) {
            total_cost += e[i].c;
        } else {
            total_cost -= e[i].c;
        }
    }

    total_cost += build_cost * (dsf.get_num_trees() - 1);
}

void write_answer() {
    FILE* f = fopen("rusuoaica.out", "w");
    fprintf(f, "%d\n", total_cost);
    fclose(f);
}

int main() {
    read_and_filter_edges();
    kruskal();
    write_answer();

    return 0;
}
```

## Q.4 Problema MinOr Tree (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)



```

#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 200'000;
const int MAX_EDGES = 200'000;
const int MAX_BIT = 29;

struct edge {
    int u, v, weight;
};

struct disjoint_set_forest {
    int parent[MAX_NODES + 1];
    int n, num_trees;

    void reset(int n) {
        this->n = n;
        for (int u = 1; u <= n; u++) {
            parent[u] = u;
        }
        num_trees = n;
    }

    int find(int u) {
        return (parent[u] == u)
            ? u
            : (parent[u] = find(parent[u]));
    }

    void merge(int u, int v) {
        u = find(u);
        v = find(v);
        if (u != v) {
            parent[u] = v;
            num_trees--;
        }
    }

    bool all_connected() {
        return num_trees == 1;
    }
};

edge e[MAX_EDGES];
disjoint_set_forest ds;
int num_nodes, num_edges, ority;

void read_graph() {
    ority = 0;

```

```
scanf("%d %d", &num_nodes, &num_edges);
for (int i = 0; i < num_edges; i++) {
    scanf("%d %d %d", &e[i].u, &e[i].v, &e[i].weight);
    ority |= e[i].weight;
}
}

bool is_connected(int mask) {
    ds.reset(num_nodes);
    int i = 0;
    while ((i < num_edges) && !ds.all_connected()) {
        if ((e[i].weight & mask) == e[i].weight) {
            ds.merge(e[i].u, e[i].v);
        }
        i++;
    }
    return ds.all_connected();
}

void find_ORITY() {
    for (int b = MAX_BIT; b >= 0; b--) {
        if ((ority & (1 << b)) &&
            is_connected(ority ^ (1 << b))) {
            ority ^= 1 << b;
        }
    }
}

void write_ORITY() {
    printf("%d\n", ority);
}

void process_test() {
    read_graph();
    find_ORITY();
    write_ORITY();
}

int main() {
    int num_tests;

    scanf("%d", &num_tests);
    while (num_tests--) {
        process_test();
    }

    return 0;
}
```

## Q.5 Problema 0-1 MST (Codeforces)

[◀ înapoi](#)

Sursă cu algoritmul lui Kruskal ([versiune online](#)).

```
#include <stdio.h>
#include <vector>

const int MAX_NODES = 100'000;

// 0 structură de mulțimi disjuncte augmentată cu trei informații:
// * numărul de mulțimi;
// * mărimea fiecărei mulțimi;
// * lista de rădăcini.
struct disjoint_set_forest {
    int p[MAX_NODES + 1];
    int s[MAX_NODES + 1];
    int root_pos[MAX_NODES + 1]; // root_pos[u] = poziția lui u în roots[]
    int roots[MAX_NODES + 1];
    int n, num_trees;

    void init(int n) {
        for (int u = 1; u <= n; u++) {
            p[u] = u;
            s[u] = 1;
            root_pos[u] = u;
            roots[u] = u;
        }
        num_trees = n;
    }

    int find(int u) {
        return (p[u] == u)
            ? u
            : (p[u] = find(p[u]));
    }

    void unite(int u, int v) {
        u = find(u);
        v = find(v);
        if (u != v) {
            s[u] += s[v];
            p[v] = u;
            // Înlocuiește-l pe v cu ultimul element din roots și actualizează
            // root_pos.
            int repl = roots[num_trees - 1];
            roots[root_pos[v]] = repl;
            root_pos[repl] = root_pos[v];
            num_trees--;
        }
    }
};
```

```

    }
}

void unite_incoming(int u, int* incoming) {
    u = find(u);
    int i = 0;
    while (i < num_trees) {
        if ((roots[i] == u) || (incoming[roots[i]] == s[roots[i]])) {
            i++;
        } else {
            unite(u, roots[i]);
        }
    }
}

};

std::vector<int> unadj[MAX_NODES + 1];
int incoming[MAX_NODES + 1];
disjoint_set_forest dsf;
int n;

void read_data() {
    int m, u, v;
    scanf("%d %d", &n, &m);
    while (m--) {
        scanf("%d %d", &u, &v);
        unadj[u].push_back(v);
        unadj[v].push_back(u);
    }
}

void process_node(int u) {
    // Numără muchiile 1 care intră în fiecare componentă.
    for (int v: unadj[u]) {
        incoming[dsf.find(v)]++;
    }

    dsf.unite_incoming(u, incoming);

    // Curățenie.
    for (int v: unadj[u]) {
        incoming[dsf.find(v)] = 0;
    }
}

void connectivity() {
    dsf.init(n);
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        process_node(u);
    }
}

```

```

}

int main() {
    read_data();
    connectivity();
    printf("%d\n", dsf.num_trees - 1);

    return 0;
}

```

Sursă cu BFS ([versiune online](#)).

```

#include <unordered_set>
#include <queue>
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 100'000;

std::unordered_set<int> adj[MAX_NODES + 1];
int unseen[MAX_NODES], num_unseen;
int n, answer;

void read_graph() {
    int m, u, v;
    scanf("%d %d", &n, &m);
    while (m--) {
        scanf("%d %d", &u, &v);
        adj[u].insert(v);
        adj[v].insert(u);
    }
}

void init_seen() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        unseen[num_unseen++] = u;
    }
}

void bfs(int u) {
    std::queue<int> q;
    q.push(u);
    while (!q.empty()) {
        int u = q.front();
        q.pop();

        int i = 0;
        while (i < num_unseen) {
            int v = unseen[i];
            if (adj[u].find(v) == adj[u].end()) {

```

```
        q.push(v);
        unseen[i] = unseen[--num_unseen];
    } else {
        i++;
    }
}
}
}

void bfs_wrapper() {
    int num_comps = 0;
    while (num_unseen) {
        num_comps++;
        int u = unseen[--num_unseen];
        bfs(u);
    }
    answer = num_comps - 1;
}

void write_answer() {
    printf("%d\n", answer);
}

int main() {
    read_graph();
    init_seen();
    bfs_wrapper();
    write_answer();

    return 0;
}
```

## Q.6 Problema Minimum Spanning Tree for Each Edge (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
// Adaptată după https://codeforces.com/contest/609/submission/129056851
#include <algorithm>
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 200'000;
const int MAX_EDGES = 200'000;

struct edge {
    int u, v;
    int weight;
```

```

int orig;
};

struct disjoint_set_forest {
    int p[MAX_NODES + 1];
    int size[MAX_NODES + 1];
    // costul necesar pentru a părăsi componenta prin părinte
    int w[MAX_NODES + 1];

    void init(int n) {
        for (int u = 1; u <= n; u++) {
            p[u] = u;
            size[u] = 1;
        }
    }

    // Returnează costul maxim pe calea u-v dacă u și v sînt conectate. Altfel
    // unifică u cu v și returnează 0.
    //
    // Trebuie să ne asigurăm că, pentru a părăsi subarborele lui v ca să
    // ajungem la restul arborelui, weight este cea mai scumpă muchie. Ne bazăm
    // pe faptul că procesăm muchiile în ordine crescătoare a costului.
    //
    // Totuși, asta înseamnă că nu putem folosi compresia căii. Dar folosim
    // unirea după mărime ca să ne asigurăm că înălțimea componentelor nu
    // depășește log n.
    int try_unite(int u, int v, int weight) {
        int maxw = 0;

        while ((u != v) && (p[u] != u || p[v] != v)) {
            if ((p[u] == u) || ((p[v] != v) && (size[v] < size[u]))) {
                int tmp = u; u = v; v = tmp;
            }
            maxw = (w[u] > maxw) ? w[u] : maxw;
            u = p[u];
        }

        if (u == v) {
            return maxw;
        } else {
            unite(u, v, weight);
            return 0;
        }
    }

    void unite(int u, int v, int weight) {
        if (size[u] < size[v]) {
            int tmp = u; u = v; v = tmp;
        }
    }
}

```

```

    size[u] += size[v];
    p[v] = u;
    w[v] = weight;
}
};

edge e[MAX_EDGES];
disjoint_set_forest dsf;
int diff[MAX_EDGES]; // răspunsurile, relative la APM-ul pe care îl vom afla
int n, m;
long long mst_weight;

void read_data() {
    scanf("%d %d", &n, &m);
    for (int i = 0; i < m; i++) {
        scanf("%d %d %d", &e[i].u, &e[i].v, &e[i].weight);
        e[i].orig = i;
    }
}

void sort_edges_by_weight() {
    std::sort(e, e + m, [] (edge& a, edge& b) {
        return a.weight < b.weight;
    });
}

void kruskal() {
    dsf.init(n);
    for (int i = 0; i < m; i++) {
        edge& z = e[i]; // syntactic sugar
        int maxw = dsf.try_unite(z.u, z.v, z.weight);
        if (maxw) {
            // Ca să o introducem pe z în APM, vom scoate o muchie de cost maxw.
            diff[z.orig] = z.weight - maxw;
        } else {
            mst_weight += z.weight;
            diff[z.orig] = 0;
        }
    }
}

void write_answers() {
    for (int i = 0; i < m; i++) {
        printf("%lld\n", mst_weight + diff[i]);
    }
}

int main() {
    read_data();
    sort_edges_by_weight();

```



```

kruskal();
write_answers();

return 0;
}

```

## Q.7 Problema Apm2 (Infoarena)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

#include <algorithm>
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 10'000;
const int MAX_EDGES = 100'000;

struct edge {
    int u, v, c;
};

int max(int x, int y) {
    return (x > y) ? x : y;
}

struct disjoint_set_forest {
    int parent[MAX_NODES + 1];
    int cost[MAX_NODES + 1]; // costul p r sirii subarborelui
    int size[MAX_NODES + 1];
    int n;

    void init(int n) {
        this->n = n;
        for (int u = 1; u <= n; u++) {
            parent[u] = u;
            size[u] = 1;
        }
    }

    int find(int u) {
        while (parent[u] != u) {
            u = parent[u];
        }
        return u;
    }

    void merge(int u, int v, int c) {
        u = find(u);
        v = find(v);
    }
}

```

```

    if (u != v) {
        if (size[u] > size[v]) {
            int tmp = u; u = v; v = tmp;
        }
        parent[u] = v;
        cost[u] = c;
        size[v] += size[u];
    }
}

int get_max_cost(int u, int v) {
    int result = 0;

    while (u != v) {
        if (size[u] < size[v]) {
            result = max(result, cost[u]);
            u = parent[u];
        } else {
            result = max(result, cost[v]);
            v = parent[v];
        }
    }

    return result;
}

};

edge e[MAX_EDGES];
disjoint_set_forest dsf;
int num_nodes, num_edges, num_queries;
FILE* fin;

void read_graph() {
    fin = fopen("apm2.in", "r");
    fscanf(fin, "%d %d %d", &num_nodes, &num_edges, &num_queries);
    for (int i = 0; i < num_edges; i++) {
        fscanf(fin, "%d %d %d", &e[i].u, &e[i].v, &e[i].c);
    }
}

void sort_edges_by_cost() {
    std::sort(e, e + num_edges, [] (edge& a, edge& b) {
        return a.c < b.c;
    });
}

void kruskal() {
    sort_edges_by_cost();
    dsf.init(num_nodes);
    for (int i = 0; i < num_edges; i++) {

```

```

    dsf.merge(e[i].u, e[i].v, e[i].c);
}
}

void answer_queries() {
    FILE* fout = fopen("apm2.out", "w");

    while (num_queries--) {
        int u, v;
        fscanf(fin, "%d %d", &u, &v);
        int max_cost = dsf.get_max_cost(u, v);
        fprintf(fout, "%d\n", max_cost - 1);
    }

    fclose(fin);
    fclose(fout);
}

int main() {
    read_graph();
    kruskal();
    answer_queries();

    return 0;
}

```

## Q.8 Problema Edges in MST (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

#include <algorithm>
#include <stdio.h>
#include <vector>

const int MAX_NODES = 100'000;
const int MAX_EDGES = 100'000;

const int T_SOME = 0; // răspunsul implicit, dacă nu este suprascris
const int T_NONE = 1;
const int T_ALL = 2;

struct edge {
    int u, v;
    int cost;
    int orig;
};

struct disjoint_set_forest {

```

```

int p[MAX_NODES + 1];

void init(int n) {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        p[u] = u;
    }
}

int find(int u) {
    return (p[u] == u)
        ? u
        : (p[u] = find(p[u]));
}

void unite(int u, int v) {
    p[find(v)] = find(u);
}

bool are_united(int u, int v) {
    return find(u) == find(v);
}
};

struct reduced_edge {
    int v, orig; // 0 muchie u-v care are indexul „orig” în datele de intrare.
};

struct node {
    std::vector<reduced_edge> adj;
    int time, low;
};

edge e[MAX_EDGES];
disjoint_set_forest dsf;
node nd[MAX_NODES + 1];
int roots[2 * MAX_NODES], num_roots; // Rădăcini pentru grupa Kruskal curentă.
int answer[MAX_EDGES];
int n, m;

void read_data() {
    scanf("%d %d", &n, &m);
    for (int i = 0; i < m; i++) {
        scanf("%d %d %d", &e[i].u, &e[i].v, &e[i].cost);
        e[i].orig = i;
    }
}

void sort_edges() {
    std::sort(e, e + m, [](edge& a, edge& b) {
        return a.cost < b.cost;
    });
}

```

```

    });
}

int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

int time;

void bridge_dfs(int u, int orig) {
    nd[u].time = nd[u].low = ++time;

    for (reduced_edge r: nd[u].adj) {
        if (r.orig != orig) {
            int v = r.v;
            if (!nd[v].time) {
                bridge_dfs(v, r.orig);
                nd[u].low = min(nd[u].low, nd[v].low);
                if (nd[v].low > nd[u].time) {
                    answer[r.orig] = T_ALL;
                }
            } else {
                if (nd[v].time < nd[u].time) {
                    nd[u].low = min(nd[u].low, nd[v].time);
                }
            }
        }
    }
}

void bridge_dfs_driver() {
    time = 0;
    for (int i = 0; i < num_roots; i++) {
        if (!nd[roots[i]].time) {
            bridge_dfs(roots[i], -1);
        }
    }
}

void dfs_cleanup() {
    for (int i = 0; i < num_roots; i++) {
        int u = roots[i];
        nd[u].adj.clear();
        nd[u].time = nd[u].low = 0;
    }
    num_roots = 0;
}

// Este important ca acest bloc să ruleze în O(batch_size). Dacă buclele scapă

```

```

// în  $O(n)$ , vor duce la  $O(n^2)$  global. De aceea, colectează capetele muchiilor
// și rulează DFS doar din acele noduri.
void process_batch(int start, int end) {
    num_roots = 0;

    for (int i = start; i < end; i++) {
        int u = dsf.find(e[i].u), v = dsf.find(e[i].v);
        if (u == v) {
            answer[e[i].orig] = T_NONE;
        } else {
            nd[u].adj.push_back({v, e[i].orig});
            nd[v].adj.push_back({u, e[i].orig});
            roots[num_roots++] = u;
            roots[num_roots++] = v;
        }
    }

    bridge_dfs_driver();
    dfs_cleanup();

    // Acum aplică modificările.
    for (int i = start; i < end; i++) {
        dsf.unite(e[i].u, e[i].v);
    }
}

void kruskal() {
    sort_edges();
    dsf.init(n);

    int i = 0;
    while (i < m) {
        int j = i + 1;
        while ((j < m) && (e[j].cost == e[i].cost)) {
            j++;
        }
        process_batch(i, j);
        i = j;
    }
}

void write_answers() {
    for (int i = 0; i < m; i++) {
        switch (answer[i]) {
            case T_SOME: printf("at least one\n"); break;
            case T_NONE: printf("none\n"); break;
            case T_ALL: printf("any\n"); break;
        }
    }
}

```

```

int main() {
    read_data();
    kruskal();
    write_answers();

    return 0;
}

```

## Q.9 Problema Envy (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

#include <algorithm>
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 500'000;
const int MAX_EDGES = 1'000'000;
const int MAX_QUERIES = 500'000;
const int NONE = MAX_QUERIES + 1;

struct edge {
    int u, v, w;
    int q;
};

// Pădure de mulțimi disjuncte augmentată. Când schimbă un părinte, îl ține
// minte pe cel vechi. Părinții salvați pot fi uitați sau restaurați în timp
// O(numărul_de_modificări).
struct disjoint_set_forest {
    int p[MAX_NODES + 1];
    int orig_p[MAX_NODES + 1];
    int save_pos[MAX_NODES + 1];
    int n, num_saved;

    void init(int n) {
        this->n = n;
        num_saved = 0;
        for (int u = 1; u <= n; u++) {
            p[u] = u;
            orig_p[u] = 0;
        }
    }

    void save(int u) {
        if (!orig_p[u]) {
            orig_p[u] = p[u];
            save_pos[num_saved++] = u;
        }
    }
};

```

```
    }
}

int find(int u) {
    if (p[u] == u) {
        return u;
    } else {
        save(u);
        p[u] = find(p[u]);
        return p[u];
    }
}

// Returnează true dacă și numai dacă u și v erau în arbori diferiți.
bool unite(int u, int v) {
    u = find(u);
    v = find(v);
    if (u == v) {
        return false;
    } else {
        save(u);
        p[u] = v;
        return true;
    }
}

void wipe_saves() {
    for (int i = 0; i < num_saved; i++) {
        int u = save_pos[i];
        orig_p[u] = 0;
    };
    num_saved = 0;
}

void restore_saves() {
    for (int i = 0; i < num_saved; i++) {
        int u = save_pos[i];
        p[u] = orig_p[u];
        orig_p[u] = 0;
    };
    num_saved = 0;
}

};

edge e[MAX_EDGES];
disjoint_set_forest dsf;
bool answer[MAX_QUERIES];
int n, m, num_queries;

void read_data() {
```



```

scanf("%d %d", &n, &m);
for (int i = 0; i < m; i++) {
    scanf("%d %d %d", &e[i].u, &e[i].v, &e[i].w);
    e[i].q = NONE;
}

scanf("%d", &num_queries);
for (int q = 0; q < num_queries; q++) {
    int qsize;
    scanf("%d", &qsize);
    while (qsize--) {
        int ind;
        scanf("%d", &ind);
        ind--;
        e[m++] = { e[ind].u, e[ind].v, e[ind].w, q };
    }
    answer[q] = true;
}

void sort_edges() {
    std::sort(e, e + m, [] (edge& a, edge& b) {
        return (a.w < b.w) ||
            ((a.w == b.w) && (a.q < b.q));
    });
}

int find_batch(int start) {
    int end = start;
    while ((end < m) && (e[start].w == e[end].w) && (e[start].q == e[end].q)) {
        end++;
    }
    return end;
}

void process_equal_weights(int start, int end) {
    int k = start;
    while ((k < end) && answer[e[k].q]) {
        answer[e[k].q] = dsf.unite(e[k].u, e[k].v);
        k++;
    }
    dsf.restore_saves();
}

void process_edges() {
    dsf.init(n);
    int start = 0;
    while (start < m) {
        if (e[start].q == NONE) {
            dsf.unite(e[start].u, e[start].v);

```

```
        dsf.wipe_saves();
        start++;
    } else {
        int end = find_batch(start);
        process_equal_weights(start, end);
        start = end;
    }
}
}

void write_answers() {
    for (int i = 0; i < num_queries; i++) {
        printf("%s\n", answer[i] ? "YES" : "NO");
    }
}

int main() {
    read_data();
    sort_edges();
    process_edges();
    write_answers();

    return 0;
}
```

## Q.10 Problema DFS Trees (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 200'000;
const int MAX_EDGES = 200'000;
const int WHITE = 0;
const int BLACK = -1;

struct cell {
    int val, next;
};

struct node {
    int ptr, nptr; // liste de adiacență pentru muchii de arbore/nonarbore
    int state;     // 0 = alb; -1 = negru; d > 0 = gri la adîncime d
    int bad_count;
};

struct disjoint_set_forest {
    int parent[MAX_NODES + 1];
};
```

```

int n;

void init(int n) {
    this->n = n;
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        parent[u] = u;
    }
}

int find(int u) {
    return (parent[u] == u)
        ? u
        : (parent[u] = find(parent[u]));
}

// Unifică v în u. Fără *union by rank*.
// Returnează true dacă și numai dacă unificarea chiar a reușit.
bool merge(int u, int v) {
    u = find(u);
    v = find(v);
    if (u != v) {
        parent[v] = u;
        return true;
    } else {
        return false;
    }
}

};

cell list[2 * MAX_EDGES + 1];
node nd[MAX_NODES + 1];
int stack[MAX_NODES];
disjoint_set_forest dsf;
int n, list_pos = 1;

void add_tree_edge(int u, int v) {
    list[list_pos] = { v, nd[u].ptr };
    nd[u].ptr = list_pos++;
}

void add_non_tree_edge(int u, int v) {
    list[list_pos] = { v, nd[u].nptr };
    nd[u].nptr = list_pos++;
}

void read_graph_and_kruskal() {
    int num_edges, u, v;

    scanf("%d %d", &n, &num_edges);
    dsf.init(n);

```

```

while (num_edges--) {
    scanf("%d %d", &u, &v);
    if (dsf.merge(u, v)) {
        add_tree_edge(u, v);
        add_tree_edge(v, u);
    } else {
        add_non_tree_edge(u, v);
        add_non_tree_edge(v, u);
    }
}

// Nodul u este nodul DFS activ. Nodul v este fie gri, fie negru.
void mark_subtrees(int u, int v) {
    if (nd[v].state == BLACK) {
        nd[1].bad_count++;
        nd[v].bad_count--;
        nd[u].bad_count--;
    } else {
        int w = stack[nd[v].state + 1];
        nd[w].bad_count++;
        nd[u].bad_count--;
    }
}

void dfs_mark_counts(int u, int depth) {
    nd[u].state = depth;
    stack[depth] = u;

    // Marchează muchiiile de nonarbore.
    for (int ptr = nd[u].nptr; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].val;
        if (nd[v].state != WHITE) {
            mark_subtrees(u, v);
        }
    }

    // Traversează muchiiile de arbore.
    for (int ptr = nd[u].ptr; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].val;
        if (nd[v].state == WHITE) {
            dfs_mark_counts(v, depth + 1);
        }
    }

    nd[u].state = BLACK;
}

void dfs_propagate_counts(int u, int parent) {

```

```
for (int ptr = nd[u].ptr; ptr; ptr = list[ptr].next) {
    int v = list[ptr].val;
    if (v != parent) {
        nd[v].bad_count += nd[u].bad_count;
        dfs_propagate_counts(v, u);
    }
}
}

void write_answers() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        char answer = (nd[u].bad_count == 0) ? '1' : '0';
        putchar(answer);
    }
    putchar('\n');
}

int main() {
    read_graph_and_kruskal();

    dfs_mark_counts(1, 1);
    dfs_propagate_counts(1, 0);

    write_answers();

    return 0;
}
```

# Anexa R

## Grafuri - Conectivitate

### R.1 Problema Course Schedule (CSES)

[◀ înapoi](#)

Sursă cu BFS (algoritmul lui Kahn).

```
#include <queue>
#include <stdio.h>
#include <vector>

const int MAX_NODES = 100'000;

struct node {
    std::vector<int> adj;
    int in_degree;
};

std::vector<int> order;
node nd[MAX_NODES + 1];
int n;

void read_graph() {
    int num_edges, u, v;

    scanf("%d %d", &n, &num_edges);
    while (num_edges--) {
        scanf("%d %d", &u, &v);
        nd[u].adj.push_back(v);
        nd[v].in_degree++;
    }
}

void bfs() {
    std::queue<int> q;
```

```

for (int u = 1; u <= n; u++) {
    if (!nd[u].in_degree) {
        q.push(u);
    }
}

while (!q.empty()) {
    int u = q.front();
    q.pop();
    order.push_back(u);
    for (auto v: nd[u].adj) {
        nd[v].in_degree--;
        if (!nd[v].in_degree) {
            q.push(v);
        }
    }
}

void write_order() {
    if ((int)order.size() == n) {
        for (int u: order) {
            printf("%d ", u);
        }
        printf("\n");
    } else {
        printf("IMPOSSIBLE\n");
    }
}

int main() {
    read_graph();
    bfs();
    write_order();

    return 0;
}

```

Sursă cu DFS.

```

#include <stdio.h>
#include <vector>

const int MAX_NODES = 100'000;
const int WHITE = 0;
const int GRAY = 1;
const int BLACK = 2;

struct node {

```

```
std::vector<int> adj;
char color;
};

node nd[MAX_NODES + 1];
std::vector<int> order;
bool has_cycle;
int n;

void read_graph() {
    int num_edges, u, v;

    scanf("%d %d", &n, &num_edges);
    while (num_edges--) {
        scanf("%d %d", &u, &v);
        nd[u].adj.push_back(v);
    }
}

void dfs(int u) {
    has_cycle |= (nd[u].color == GRAY);

    if (nd[u].color == WHITE) {
        nd[u].color = GRAY;
        for (auto v: nd[u].adj) {
            dfs(v);
        }
        nd[u].color = BLACK;
        order.push_back(u);
    }
}

void dfs_driver() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        dfs(u);
    }
}

void write_order() {
    if (has_cycle) {
        printf("IMPOSSIBLE\n");
    } else {
        for (int i = n - 1; i >= 0; i--) {
            printf("%d ", order[i]);
        }
        printf("\n");
    }
}

int main() {
```



```

    read_graph();
    dfs_driver();
    write_order();

    return 0;
}

```

## R.2 Problema Book (Codeforces)

[◀ înapoi](#)

Sursă cu BFS (algoritmul lui Kahn).

```

#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 200'000;
const int MAX_EDGES = 200'000;

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    int in_degree;
    int pass;
};

struct queue {
    int a[MAX_NODES];
    int head, tail;

    void init() {
        head = tail = 0;
    }

    void push(int u) {
        a[tail++] = u;
    }

    int pop() {
        return a[head++];
    }

    bool is_empty() {
        return head == tail;
    }
};

```

```
cell list[MAX_EDGES + 1];
node nd[MAX_NODES + 1];
queue q;
int n, num_edges, num_learned;

void clear_graph() {
    num_edges = 0;
    num_learned = 0;
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        nd[u].adj = 0;
        nd[u].pass = 0;
    }
}

void add_edge(int u, int v) {
    list[++num_edges] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = num_edges;
}

void read_graph() {
    scanf("%d", &n);

    clear_graph();
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        scanf("%d", &nd[u].in_degree);
        for (int i = 0; i < nd[u].in_degree; i++) {
            int v;
            scanf("%d", &v);
            add_edge(v, u);
        }
    }
}

int max(int x, int y) {
    return (x > y) ? x : y;
}

void update_passes(int u, int v) {
    int pass_v = (u < v) ? nd[u].pass : (nd[u].pass + 1);
    nd[v].pass = max(nd[v].pass, pass_v);
}

void bfs() {
    q.init();

    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        if (!nd[u].in_degree) {
            nd[u].pass = 1;
            q.push(u);
        }
    }
}
```

```

    }
}

while (!q.is_empty()) {
    num_learned++;
    int u = q.pop();
    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        update_passes(u, v);
        nd[v].in_degree--;
        if (!nd[v].in_degree) {
            q.push(v);
        }
    }
}
}

int get_max_passes() {
    if (num_learned < n) {
        return -1;
    }

    int m = 0;
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        m = max(m, nd[u].pass);
    }
    return m;
}

void solve_test() {
    read_graph();
    bfs();
    int answer = get_max_passes();
    printf("%d\n", answer);
}

int main() {

    int num_tests;
    scanf("%d", &num_tests);
    while (num_tests--) {
        solve_test();
    }

    return 0;
}

```

Sursă cu DFS.

```
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 200'000;
const int MAX_EDGES = 200'000;

const int WHITE = 0;
const int GRAY = 1;
const int BLACK = 2;

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    int pass;
    char color;
};

cell list[MAX_EDGES + 1];
node nd[MAX_NODES + 1];
int n, m, max_pass;
bool has_cycle;

void clear_graph() {
    m = 0;
    max_pass = 1;
    has_cycle = false;
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        nd[u].adj = 0;
        nd[u].pass = 1;
        nd[u].color = WHITE;
    }
}

void add_edge(int u, int v) {
    list[++m] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = m;
}

void read_graph() {
    scanf("%d", &n);

    clear_graph();
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        int in_degree, v;
        scanf("%d", &in_degree);
        while (in_degree--) {
            scanf("%d", &v);
```

```

        add_edge(v, u);
    }
}

void maximize(int& x, int y) {
    if (y > x) {
        x = y;
    }
}

void top_sort(int u) {
    has_cycle |= (nd[u].color == GRAY);
    if (nd[u].color != WHITE) {
        return;
    }

    nd[u].color = GRAY;

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        top_sort(v);
        maximize(nd[u].pass, nd[v].pass + (u > v));
        maximize(max_pass, nd[u].pass);
    }

    nd[u].color = BLACK;
}

void solve_test() {
    read_graph();

    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        top_sort(u);
    }
    printf("%d\n", has_cycle ? -1 : max_pass);
}

int main() {

    int num_tests;
    scanf("%d", &num_tests);
    while (num_tests--) {
        solve_test();
    }

    return 0;
}

```

## R.3 Problema Componente tare conexe (Infoarena)

[◀ înapoi](#)

Sursă cu algoritmul lui Kosaraju și STL ([versiune online](#)).

```
#include <stdio.h>
#include <vector>

const int MAX_NODES = 100'000;

struct node {
    std::vector<int> adj, adjt;
    bool mark;
};

node n[MAX_NODES + 1];
std::vector<int> order;
std::vector<std::vector<int>> comps;
int num_nodes;

void read_graph() {
    FILE* f = fopen("ctc.in", "r");
    int num_edges, u, v;
    fscanf(f, "%d %d", &num_nodes, &num_edges);
    for (int i = 1; i <= num_edges; i++) {
        fscanf(f, "%d %d", &u, &v);
        n[u].adj.push_back(v);
        n[v].adjt.push_back(u);
    }
    fclose(f);
}

void dfs(int u) {
    n[u].mark = true;
    for (auto v: n[u].adj) {
        if (!n[v].mark) {
            dfs(v);
        }
    }

    order.push_back(u);
}

void dfs_driver() {
    for (int u = 1; u <= num_nodes; u++) {
        if (!n[u].mark) {
            dfs(u);
        }
    }
}
```

```

}

void tdfs(int u) {
    n[u].mark = false;
    for (auto v: n[u].adjt) {
        if (n[v].mark) {
            tdfs(v);
        }
    }
}

comps.back().push_back(u);
}

void transpose_dfs_driver() {
    for (int i = num_nodes - 1; i >= 0; i--) {
        int u = order[i];
        if (n[u].mark) {
            comps.push_back({});
            tdfs(u);
        }
    }
}

void write_components() {
    FILE* f = fopen("ctc.out", "w");
    fprintf(f, "%lu\n", comps.size());
    for (auto vec: comps) {
        for (auto u: vec) {
            fprintf(f, "%d ", u);
        }
        fprintf(f, "\n");
    }
    fclose(f);
}

int main() {
    read_graph();
    dfs_driver();
    transpose_dfs_driver();
    write_components();

    return 0;
}

```

Sursă cu algoritmul lui Kosaraju și structuri proprii ([versiune online](#)).

```
#include <stdio.h>
```

```
const int MAX_NODES = 100'000;
```

```
const int MAX_EDGES = 200'000;

struct edge {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    bool mark;
};

node n[MAX_NODES + 1];
edge e[MAX_EDGES + 1];
int order[MAX_NODES], order_size;
int comp[MAX_NODES + 1], comp_size;
int comp_start[MAX_NODES + 1], num_comps;
int num_nodes;

void read_graph() {
    FILE* f = fopen("ctc.in", "r");
    int num_edges, u, v;
    fscanf(f, "%d %d", &num_nodes, &num_edges);
    for (int i = 1; i <= num_edges; i++) {
        fscanf(f, "%d %d", &u, &v);
        e[i] = { v, n[u].adj };
        n[u].adj = i;
    }
    fclose(f);
}

void dfs(int u) {
    n[u].mark = true;
    for (int ptr = n[u].adj; ptr; ptr = e[ptr].next) {
        int v = e[ptr].v;
        if (!n[v].mark) {
            dfs(v);
        }
    }

    order[order_size++] = u;
}

void dfs_driver() {
    for (int u = 1; u <= num_nodes; u++) {
        if (!n[u].mark) {
            dfs(u);
        }
    }
}
```



```

// Transpune graful, reutilizînd vectorul de muchii.
void transpose() {
    int *old_adj = comp; // syntactic sugar
    for (int u = 1; u <= num_nodes; u++) {
        old_adj[u] = n[u].adj;
        n[u].adj = 0;
    }
    for (int u = 1; u <= num_nodes; u++) {
        int ptr = old_adj[u];
        while (ptr) {
            // mută e[ptr] din lista de adiacență a lui u în a lui v.
            int v = e[ptr].v;
            int next = e[ptr].next;
            e[ptr] = { u, n[v].adj };
            n[v].adj = ptr;
            ptr = next;
        }
    }
}

void tdfs(int u) {
    n[u].mark = false;
    for (int ptr = n[u].adj; ptr; ptr = e[ptr].next) {
        int v = e[ptr].v;
        if (n[v].mark) {
            tdfs(v);
        }
    }

    comp[comp_size++] = u;
}

void transpose_dfs_driver() {
    for (int i = num_nodes - 1; i >= 0; i--) {
        int u = order[i];
        if (n[u].mark) {
            comp_start[num_comps++] = comp_size;
            tdfs(u);
        }
    }
    comp_start[num_comps] = num_nodes;
}

void write_components() {
    FILE* f = fopen("ctc.out", "w");
    fprintf(f, "%d\n", num_comps);
    for (int i = 0; i < num_comps; i++) {
        for (int j = comp_start[i]; j < comp_start[i + 1]; j++) {
            fprintf(f, "%d ", comp[j]);
        }
    }
}

```

```
    fprintf(f, "\n");
}
fclose(f);
}

int main() {
    read_graph();
    dfs_driver();
    transpose();
    transpose_dfs_driver();
    write_components();

    return 0;
}
```

---

Sursă cu algoritmul lui Tarjan și STL ([versiune online](#)).

---

```
#include <algorithm>
#include <stack>
#include <stdio.h>
#include <vector>

const int MAX_NODES = 100'000;

struct node {
    std::vector<int> adj, adjt;
    int time_in;
    int low;
    bool on_stack;
};

node n[MAX_NODES + 1];
std::stack<int> st; // stiva DFS
std::vector<std::vector<int>> comps;
int num_nodes, time;

void read_graph() {
    FILE* f = fopen("ctc.in", "r");
    int num_edges, u, v;
    fscanf(f, "%d %d", &num_nodes, &num_edges);
    for (int i = 1; i <= num_edges; i++) {
        fscanf(f, "%d %d", &u, &v);
        n[u].adj.push_back(v);
    }
    fclose(f);
}

void pop_scc(int last) {
    std::vector<int> c;
```

```

int v;
do {
    v = st.top();
    st.pop();
    c.push_back(v);
    n[v].on_stack = false;
} while (v != last);
comps.push_back(c);
}

void dfs(int u) {
    n[u].time_in = n[u].low = ++time;
    n[u].on_stack = true;
    st.push(u);

    for (auto v: n[u].adj) {
        if (!n[v].time_in) {
            // Traversează fiul alb și notează cît poate să urce.
            dfs(v);
            n[u].low = std::min(n[u].low, n[v].low);
        } else if (n[v].on_stack) {
            // Putem urca pînă la nivelul lui v
            n[u].low = std::min(n[u].low, n[v].time_in);
        }
    }

    // Dacă niciun nod din subarborele lui u nu poate urca mai sus decît u,
    // atunci stiva de la u pînă la vîrf este o CTC.
    if (n[u].low == n[u].time_in) {
        pop_scc(u);
    }
}

void dfs_driver() {
    for (int u = 1; u <= num_nodes; u++) {
        if (!n[u].time_in) {
            dfs(u);
        }
    }
}

void write_components() {
    FILE* f = fopen("ctc.out", "w");
    fprintf(f, "%lu\n", comps.size());
    for (auto vec: comps) {
        for (auto u: vec) {
            fprintf(f, "%d ", u);
        }
        fprintf(f, "\n");
    }
}

```

```
    fclose(f);
}

int main() {
    read_graph();
    dfs_driver();
    write_components();

    return 0;
}
```

---

## R.4 Problema Mr. Kitayuta's Technology (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 100'000;
const int MAX_EDGES = 100'000;
const int GRAY = 1;
const int BLACK = 2;

struct edge {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    char color;
};

// 0 pădure de mulțimi disjuncte augmentată cu mărimea și nodurile fiecărei
// rădăcini.
struct disjoint_set_forest {
    int parent[MAX_NODES + 1];
    int size[MAX_NODES + 1];
    int next[MAX_NODES + 1];
    int last[MAX_NODES + 1];
    int n;

    void init(int n) {
        this->n = n;
        for (int u = 1; u <= n; u++) {
            parent[u] = u;
            size[u] = 1;
            next[u] = 0;
            last[u] = u;
        }
    }
};
```

```

}

int find(int u) {
    return (parent[u] == u)
        ? u
        : (parent[u] = find(parent[u]));
}

void merge(int u, int v) {
    u = find(u);
    v = find(v);
    if (u != v) {
        parent[v] = u;
        size[u] += size[v];
        next[last[u]] = v;
        last[u] = last[v];
    }
}

};

node nd[MAX_NODES + 1];
edge e[MAX_EDGES + 1];
disjoint_set_forest dsf;
int n;

void add_edge(int u, int v) {
    static int pos = 1;
    e[pos] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = pos++;
}

void read_graph_and_wcc() {
    int num_edges, u, v;
    scanf("%d %d", &n, &num_edges);
    dsf.init(n);

    while (num_edges--) {
        scanf("%d %d", &u, &v);
        add_edge(u, v);
        dsf.merge(u, v);
    }
}

bool find_cycle(int u) {
    if (nd[u].color == GRAY) {
        return true;
    } else if (nd[u].color == BLACK) {
        return false;
    }
}

```

```
nd[u].color = GRAY;
int ptr = nd[u].adj;
while (ptr && !find_cycle(e[ptr].v)) {
    ptr = e[ptr].next;
}
nd[u].color = BLACK;

return ptr;
}

int satisfy_wcc(int u) {
    int size = dsf.size[u];
    while (u && !find_cycle(u)) {
        u = dsf.next[u];
    }
    return u ? size : (size - 1);
}

void satisfy_all_wccs() {
    int answer = 0;
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        if (dsf.parent[u] == u) {
            answer += satisfy_wcc(u);
        }
    }
    printf("%d\n", answer);
}

int main() {
    read_graph_and_wcc();
    satisfy_all_wccs();

    return 0;
}
```

## R.5 Problema Ralph and Mushrooms (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <math.h>
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 1'000'000;
const int MAX_EDGES = 1'000'000;

typedef unsigned long long u64;

struct edge {
```

```

    int v, mushrooms, next;
};

struct node {
    u64 inc_profit, exc_profit; // profitul cu/fără CTC-ul lui u
    int adj;
    int time_in;
    int low;
    bool on_stack;
};

node nd[MAX_NODES + 1];
edge e[MAX_EDGES + 1];
int st[MAX_NODES], ss; // stiva DFS
int n, start_node;

void read_graph() {
    int num_edges, u;
    scanf("%d %d", &n, &num_edges);
    for (int i = 1; i <= num_edges; i++) {
        scanf("%d %d %d", &u, &e[i].v, &e[i].mushrooms);
        e[i].next = nd[u].adj;
        nd[u].adj = i;
    }
    scanf("%d", &start_node);
}

u64 max(u64 x, u64 y) {
    return (x > y) ? x : y;
}

int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

u64 get_mushroom_profit(int m) {
    // Implementează https://oeis.org/A060432. Remarcăm că diferențele sînt 1,
    // 2, 2, 3, 3, 3, 4, 4, 4, 4 etc. De aceea, rezolvă  $t * (t + 1) / 2 \leq m$ .
    // Ultimul termen cu un  $t$  întreg este o sumă de pătrate.
    int t = (sqrtl(8 * m + 1) - 1) * 0.5;
    u64 base = t * (t + 1) / 2;
    u64 sum = base * (2 * t + 1) / 3;
    sum += (u64)(m - base) * (t + 1);
    return sum;
}

void update_profits(int u, int v, int mushrooms) {
    if (nd[v].on_stack) {
        // muchie internă
        u64 p = get_mushroom_profit(mushrooms);
    }
}

```

```

    nd[u].exc_profit = max(nd[u].exc_profit, nd[v].exc_profit);
    if (u == v) {
        nd[u].inc_profit += p;
    } else {
        nd[u].inc_profit += p + nd[v].inc_profit;
        nd[v].inc_profit = 0;
    }
} else {
    // muchie externă
    nd[u].exc_profit = max(nd[u].exc_profit, nd[v].inc_profit + mushrooms);
}
}

void pop_scc(int root) {
    u64 scc_profit = nd[root].inc_profit + nd[root].exc_profit;

    int v;
    do {
        v = st[--ss];
        nd[v].on_stack = false;
        nd[v].inc_profit = scc_profit;
    } while (v != root);
}

void tarjan(int u) {
    static int time = 0;

    nd[u].time_in = nd[u].low = ++time;
    nd[u].on_stack = true;
    st[ss++] = u;

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = e[ptr].next) {
        int v = e[ptr].v;

        if (!nd[v].time_in) {
            tarjan(v);
            nd[u].low = min(nd[u].low, nd[v].low);
        } else if (nd[v].on_stack) {
            nd[u].low = min(nd[u].low, nd[v].time_in);
        }

        update_profits(u, v, e[ptr].mushrooms);
    }

    if (nd[u].low == nd[u].time_in) {
        pop_scc(u);
    }
}

void write_answer() {

```



```

    printf("%llu\n", nd[start_node].inc_profit);
}

int main() {
    read_graph();
    tarjan(start_node);
    write_answer();

    return 0;
}

```

## R.6 Problema Bertown Roads (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 100'000;
const int MAX_EDGES = 300'000;

struct edge {
    int u, v;
};

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    int depth, low;
};

node nd[MAX_NODES + 1];
cell list[2 * MAX_EDGES + 1];
edge e[MAX_EDGES];
int n, sol_edges;
bool has_bridges;

void add_edge(int u, int v) {
    static int pos = 1;
    list[pos] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = pos++;
}

void read_graph() {
    int num_edges, u, v;
    scanf("%d %d", &n, &num_edges);

```

```

while (num_edges--) {
    scanf("%d %d", &u, &v);
    add_edge(u, v);
    add_edge(v, u);
}
}

int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

void dfs(int u, int parent) {
    nd[u].depth = nd[u].low = nd[parent].depth + 1;

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;

        if (!nd[v].depth) {
            // muchie de arbore
            e[sol_edges++] = { u, v };
            dfs(v, u);
            nd[u].low = min(nd[u].low, nd[v].low);
            has_bridges |= (nd[v].low > nd[u].depth);

        } else if ((v != parent) && (nd[v].depth < nd[u].depth)) {
            // muchie inapoi
            e[sol_edges++] = { u, v };
            nd[u].low = min(nd[u].low, nd[v].depth);

        }
    }
}

void write_answer() {
    if (has_bridges) {
        printf("0\n");
    } else {
        for (int i = 0; i < sol_edges; i++) {
            printf("%d %d\n", e[i].u, e[i].v);
        }
    }
}

int main() {
    read_graph();
    dfs(1, 0);
    write_answer();

    return 0;
}

```

}

## R.7 Problema Tourist Reform (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 400'000;
const int MAX_EDGES = 400'000;

struct edge {
    int u, v;
};

struct cell {
    int edge_index, next;
};

struct node {
    int adj;
    int depth, low;
};

node nd[MAX_NODES + 1];
cell list[2 * MAX_EDGES + 1];
edge e[MAX_EDGES + 1];
int n, m, stack_size, max_comp_size, max_comp_node;

void add_edge(int u, int edge_index) {
    static int pos = 1;
    list[pos] = { edge_index, nd[u].adj };
    nd[u].adj = pos++;
}

void read_graph() {
    scanf("%d %d", &n, &m);

    for (int i = 1; i <= m; i++) {
        scanf("%d %d", &e[i].u, &e[i].v);
        add_edge(e[i].u, i);
        add_edge(e[i].v, i);
    }
}

int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}
```

```

void pop_bcc(int root, int root_stack_pos) {
    if (stack_size - root_stack_pos > max_comp_size) {
        max_comp_size = stack_size - root_stack_pos;
        max_comp_node = root;
    }
    stack_size = root_stack_pos;
}

void dfs(int u, int parent) {
    nd[u].depth = nd[u].low = nd[parent].depth + 1;
    int stack_pos = stack_size++;

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        edge& f = e[list[ptr].edge_index];
        int v = (f.u == u) ? f.v : f.u;

        if (!nd[v].depth) {
            dfs(v, u);
            nd[u].low = min(nd[u].low, nd[v].low);
        } else if ((v != parent) && (nd[v].depth < nd[u].depth)) {
            nd[u].low = min(nd[u].low, nd[v].depth);
        }
    }

    if (nd[u].low > nd[parent].depth) {
        pop_bcc(u, stack_pos);
    }
}

void wipe_depths() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        nd[u].depth = 0;
    }
}

void orient_edges(int u, int parent) {
    nd[u].depth = nd[parent].depth + 1;

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        edge& f = e[list[ptr].edge_index];
        int v = (f.u == u) ? f.v : f.u;

        if (!nd[v].depth) {
            f = { v, u };
            orient_edges(v, u);
        } else if ((v != parent) && (nd[v].depth < nd[u].depth)) {
            f = { v, u };
        }
    }
}

```

```

}

void write_answer() {
    printf("%d\n", max_comp_size);
    for (int i = 1; i <= m; i++) {
        printf("%d %d\n", e[i].u, e[i].v);
    }
}

int main() {
    read_graph();
    dfs(1, 0);
    wipe_depths();
    orient_edges(max_comp_node, 0);
    write_answer();

    return 0;
}

```

## R.8 Problema We Need More Bosses (Codeforces)

◀ înapoi • [versiune online](#)

```

#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 300'000;
const int MAX_EDGES = 300'000;

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    int depth, low;
};

node nd[MAX_NODES + 1];
cell list[2 * MAX_EDGES + 1];
int n, diam;

void add_edge(int u, int v) {
    static int pos = 1;
    list[pos] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = pos++;
}

void read_data() {

```

```

int num_edges, u, v;
scanf("%d %d", &n, &num_edges);

while (num_edges--) {
    scanf("%d %d", &u, &v);
    add_edge(u, v);
    add_edge(v, u);
}

void minimize(int& x, int y) {
    x = (y < x) ? y : x;
}

void maximize(int& x, int y) {
    x = (y > x) ? y : x;
}

// Returnează distanța maximă în punți de la u la orice frunză.
int dfs(int u, int parent) {
    nd[u].depth = nd[u].low = nd[parent].depth + 1;
    int dist = 0; // distanța maximă văzută în fiii anteriori

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;

        if (!nd[v].depth) {
            int dist2 = dfs(v, u); // distanța maximă văzută în v
            if (nd[v].low > nd[u].depth) {
                dist2++; // u-v este punte
            }
            minimize(nd[u].low, nd[v].low);
            maximize(diam, dist2 + dist);
            maximize(dist, dist2);
        } else if (v != parent) {
            minimize(nd[u].low, nd[v].depth);
        }
    }

    return dist;
}

void write_answer() {
    printf("%d\n", diam);
}

int main() {
    read_data();
    dfs(1, 0);
    write_answer();
}

```

```

    return 0;
}

```

## R.9 Problema Forbidden Cities (CSES)

[◀ înapoi](#)

```

#include <stdio.h>
#include <vector>

const int MAX_NODES = 100'000;
const int MAX_EDGES = 200'000;
const int MAX_QUERIES = 100'000;

struct node {
    std::vector<int> adj;           // lista de adiacență
    std::vector<int> queries;      // interogări în care eu sînt capătul
    std::vector<int> notifications; // interogări în care eu sînt centrul
    int tin, tout;
    int low;
    bool notify_me;
};

struct query {
    int a, b, c;
    bool red_flag;
};

node nd[MAX_NODES + 1];
query q[MAX_QUERIES + 1];
int n, num_queries;

void read_data() {
    int num_edges, u, v;
    scanf("%d %d %d", &n, &num_edges, &num_queries);

    while (num_edges--) {
        scanf("%d %d", &u, &v);
        nd[u].adj.push_back(v);
        nd[v].adj.push_back(u);
    }

    for (int i = 1; i <= num_queries; i++) {
        scanf("%d %d %d", &q[i].a, &q[i].b, &q[i].c);
        nd[q[i].a].queries.push_back(i);
        nd[q[i].b].queries.push_back(i);
    }
}

```

```

}

int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

bool is_ancestor(int u, int v) {
    return (nd[v].tin >= nd[u].tin) && (nd[v].tout <= nd[u].tout);
}

void send_notifications(int u) {
    for (int ind: nd[u].queries) {
        int c = q[ind].c;
        if (nd[c].notify_me) {
            nd[c].notifications.push_back(ind);
        }
    }
}

void receive_notifications(int u, int child) {
    for (int ind: nd[u].notifications) {
        if (is_ancestor(child, q[ind].a) ^ is_ancestor(child, q[ind].b)) {
            q[ind].red_flag = true;
        }
    }
}

void clear_notifications(int u) {
    nd[u].notifications.clear();
}

void dfs(int u, int parent) {
    static int time = 0;
    nd[u].tin = nd[u].low = ++time;
    nd[u].notify_me = true;

    for (int v: nd[u].adj) {
        if (!nd[v].tin) {
            dfs(v, u);
            nd[u].low = min(nd[u].low, nd[v].low);

            if (nd[v].low >= nd[u].tin) {
                // v nu îl poate ocoli pe u: u este punct de articulație
                receive_notifications(u, v);
            }
            clear_notifications(u);
        } else if (v != parent) {
            nd[u].low = min(nd[u].low, nd[v].tin);
        }
    }
}

```



```

}

send_notifications(u);
nd[u].notify_me = false;
nd[u].tout = ++time;
}

void write_answers() {
    for (int i = 1; i <= num_queries; i++) {
        q[i].red_flag |= (q[i].a == q[i].c) || (q[i].b == q[i].c);
        printf(q[i].red_flag ? "NO\n" : "YES\n");
    }
}

int main() {
    read_data();
    dfs(1, 0);
    write_answers();

    return 0;
}

```

## R.10 Problema Case of Computer Network (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

#include <stdio.h>
#include <vector>

const int MAX_NODES = 200'000;

struct node {
    // vecinii
    std::vector<int> adj;
    // celelalte capete ale mesajelor care încep / se termină aici
    std::vector<int> pairs;
    // adîncimea mea și cea mai joasă adîncime accesibilă din subarborele meu
    int depth, low;
    // surse și destinații deschise în subarborele meu
    int num_src, num_dest;
};

struct disjoint_set_forest {
    int parent[MAX_NODES + 1];
    int n;

    void init(int n) {
        this->n = n;
    }
}

```

```

    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        parent[u] = u;
    }
}

int find(int u) {
    return (parent[u] == u)
        ? u
        : (parent[u] = find(parent[u]));
}

void merge(int u, int v) {
    parent[find(v)] = find(u);
}
};

node nd[MAX_NODES + 1];
disjoint_set_forest ds;
int n;
bool red_flag;

void read_data() {
    int num_edges, num_queries, u, v;
    scanf("%d %d %d", &n, &num_edges, &num_queries);

    while (num_edges--) {
        scanf("%d %d", &u, &v);
        nd[u].adj.push_back(v);
        nd[v].adj.push_back(u);
    }

    for (int i = 1; i <= num_queries; i++) {
        scanf("%d %d", &u, &v);
        nd[u].num_src++;
        nd[v].num_dest++;
        nd[u].pairs.push_back(v);
        nd[v].pairs.push_back(u);
    }
}

int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

void endpoint_action(int u) {
    for (auto v: nd[u].pairs) {
        if (nd[v].depth) {
            int lca = ds.find(v);
            // Spune-i LCA-ului să închida o pereche (sursă, destinație).
            nd[lca].num_src--;

```

```

        nd[lca].num_dest--;
    }
}

void descendant_action(int u, int parent) {
    // Propagă numerele de capete la rădăcina 2ECC.
    nd[parent].num_src += nd[u].num_src;
    nd[parent].num_dest += nd[u].num_dest;
    nd[u].num_src = 0;
    nd[u].num_dest = 0;
}

void bridge_action(int u, int parent) {
    if (nd[u].low > nd[parent].depth) {
        if (nd[u].num_src && nd[u].num_dest) {
            red_flag = true;
        }
    }
}

void dfs(int u, int parent) {
    nd[u].depth = nd[u].low = nd[parent].depth + 1;

    endpoint_action(u);

    int num_parent_edges = 0;
    for (auto v: nd[u].adj) {
        num_parent_edges += (v == parent);

        if (!nd[v].depth) {
            dfs(v, u);
            ds.merge(u, v);
            nd[u].low = min(nd[u].low, nd[v].low);
            descendant_action(v, u);
        } else if ((v != parent) || ((v == parent) && (num_parent_edges > 1))) {
            nd[u].low = min(nd[u].low, nd[v].depth);
        }
    }

    bridge_action(u, parent);
}

void dfs_driver() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        if (!nd[u].depth) {
            dfs(u, 0);
            // Asigură-te că niciun mesaj nu circulă între două componente.
            if (nd[u].num_src || nd[u].num_dest) {
                red_flag = true;
            }
        }
    }
}

```

```
    }
  }
}

void write_answer() {
    printf(red_flag ? "No\n" : "Yes\n");
}

int main() {
    read_data();
    ds.init(n);
    dfs_driver();
    write_answer();

    return 0;
}

// If it's worth doing, it's worth doing well.
```

---

## R.11 Problema Dog Trick Competition 2 (IIOT 2023-2024 runda 4)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <stdio.h>
#include <unordered_set>

const int MAX_NODES = 250'000;
const int MAX_EDGES = 250'000;
const int MAX_TRICKS = 250'000;
const int INFINITY = 2 * MAX_TRICKS;

struct edge_set {
    std::unordered_set<long long> set;

    void insert(int u, int v) {
        set.insert((long long)u * (MAX_NODES + 1) + v);
    }

    bool contains(int u, int v) {
        return set.contains((long long)u * (MAX_NODES + 1) + v);
    }
};

struct cell {
    int v, next;
```

```

};

struct node {
    int adj;          // lista de adiacență
    int first_pos;    // prima apariție a acestui nod în t[]
    int comp;         // numărul CTC a acestui nod

    // câmpuri pentru algoritmul lui Tarjan pentru CTC
    int time_in;
    int low;
    bool on_stack;
};

// Un interval de indici din t[] pe care o CTC îi poate servi.
struct range {
    int l, r;

    void minimize(range other) {
        if (other.l < l) {
            *this = other;
        }
    }
};

// this = intervalul subarborelui nodului curent
// child = cel mai timpuriu interval al oricărei CTC descendente
void combine(range child) {
    if (child.l < l) {
        *this = child;
    } else if (child.l == r + 1) {
        r = child.r;
    }
}

};

node nd[MAX_NODES + 1];
cell list[MAX_EDGES + 1];
range scc[MAX_NODES + 1];
int st[MAX_NODES], ss; // stiva DFS
int t[MAX_TRICKS + 1]; // sentinelă la t[num_tricks]
edge_set eset;
int num_comps;

void minimize(int& x, int y) {
    if (y < x) {
        x = y;
    }
}

void read_data() {
    int num_tricks, n, num_edges, u, v;

```

```

scanf("%d %d", &num_tricks, &n);
for (int u = 1; u <= n; u++) {
    nd[u].first_pos = INFINITY;
}
for (int i = 1; i <= num_tricks; i++) {
    scanf("%d", &t[i]);
    minimize(nd[t[i]].first_pos, i);
}

scanf("%d", &num_edges);
for (int i = 1; i <= num_edges; i++) {
    scanf("%d %d", &u, &v);
    eset.insert(u, v);
    list[i] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = i;
}
}

void process_scc(int last) {
    int v;
    num_comps++;
    range& c = scc[num_comps]; // syntactic sugar
    c.l = INFINITY;

    // Stiva conține nodurile din CTC. Ia prima apariție în t[].
    do {
        v = st[--ss];
        nd[v].comp = num_comps;
        nd[v].on_stack = false;
        minimize(c.l, nd[v].first_pos);
    } while (v != last);

    // Extinde intervalul la dreapta.
    c.r = c.l;
    while (nd[t[c.r + 1]].comp == num_comps) {
        c.r++;
    }
}

range dfs(int u) {
    static int time = 0;
    nd[u].time_in = nd[u].low = ++time;
    nd[u].on_stack = true;
    st[ss++] = u;

    range result = { INFINITY, INFINITY };

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;

```

```

    if (!nd[v].time_in) {
        // Explorează un nod nou.
        result.minimize(dfs(v));
        minimize(nd[u].low, nd[v].low);
    } else if (nd[v].on_stack) {
        // Muchie înapoi.
        minimize(nd[u].low, nd[v].time_in);
    } else {
        // Muchie la o CTC explorată anterior. Acesta este singurul moment cînd
        // schimbăm rezultatul pentru CTC curentă. Operațiile return propagă
        // aceste valori pînă la rădăcina CTC.
        result.minimize(scc[nd[v].comp]);
    }
}

if (nd[u].low == nd[u].time_in) {
    // u este rădăcina unei CTC.
    process_scc(u);
    scc[num_comps].combine(result);
    return scc[num_comps];
} else {
    return result;
}
}

void compute_score() {
    // Nodul de start este t[1] și aparține lui scc[num_comps].
    int score = 2;
    for (int i = 2; i <= scc[num_comps].r; i++) {
        score += 1 + eset.contains(t[i - 1], t[i]);
    }
    printf("%d\n", score);
}

int main() {
    read_data();
    dfs(t[1]);
    compute_score();

    return 0;
}

```

# Anexa S

## Grafuri - Distanțe

### S.1 Problema Bellman-Ford (Infoarena)

[◀ înapoi](#)

Sursă cu algoritmul Bellman-Ford ([versiune online](#)).

```
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 50'000;
const int MAX_EDGES = 250'000;
const int INFINITY = 100'000'000;

struct edge {
    unsigned short u, v;
    short cost;
};

edge e[MAX_EDGES];
int d[MAX_NODES + 1];
int n, m;
bool negative_cycle;

void read_data() {
    FILE* f = fopen("bellmanford.in", "r");
    fscanf(f, "%d %d", &n, &m);
    for (int i = 0; i < m; i++) {
        fscanf(f, "%hu %hu %hd", &e[i].u, &e[i].v, &e[i].cost);
    }
    fclose(f);
}

bool relax_edge(edge& e) {
    if (d[e.u] + e.cost < d[e.v]) {
        d[e.v] = d[e.u] + e.cost;
    }
}
```



```

    return true;
} else {
    return false;
}
}

void bellman_ford() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        d[u] = INFINITY;
    }
    d[1] = 0;

    bool any_decreases = true;
    int stage = 0;
    while ((stage < n) && any_decreases) {
        any_decreases = false;
        for (int i = 0; i < m; i++) {
            any_decreases |= relax_edge(e[i]);
        }
        stage++;
    }

    negative_cycle = any_decreases;
}

void write_answer() {
    FILE* f = fopen("bellmanford.out", "w");
    if (negative_cycle) {
        fprintf(f, "Ciclu negativ!\n");
    } else {
        for (int u = 2; u <= n; u++) {
            fprintf(f, "%d ", d[u]);
        }
        fprintf(f, "\n");
    }
    fclose(f);
}

int main() {
    read_data();
    bellman_ford();
    write_answer();

    return 0;
}

```

Sursă cu algoritmul lui Prim ([versiune online](#)).

```
#include <stdio.h>
```

```
const int MAX_NODES = 50'000;
const int MAX_EDGES = 250'000;
const int INFINITY = 100'000'000;

struct node {
    int adj;
    int d;
    unsigned short relax_count;
};

struct cell {
    unsigned short v;
    short cost;
    int next;
};

struct queue {
    unsigned short v[MAX_NODES + 1];
    bool in_queue[MAX_NODES + 1];
    int head, tail;

    bool is_empty() {
        return head == tail;
    }

    void push(int u) {
        if (!in_queue[u]) {
            in_queue[u] = true;
            v[tail++] = u;
            if (tail == MAX_NODES + 1) {
                tail = 0;
            }
        }
    }

    int pop() {
        int u = v[head++];
        in_queue[u] = false;
        if (head == MAX_NODES + 1) {
            head = 0;
        }
        return u;
    }
};

cell list[MAX_EDGES];
node nd[MAX_NODES + 1];
queue q;
int n;
```

```

bool negative_cycle;

void add_edge(unsigned short u, unsigned short v, short cost) {
    static int pos = 1;

    list[pos] = { v, cost, nd[u].adj };
    nd[u].adj = pos++;
}

void read_data() {
    int num_edges;
    FILE* f = fopen("bellmanford.in", "r");
    fscanf(f, "%d %d", &n, &num_edges);

    while (num_edges--) {
        int u, v, cost;
        fscanf(f, "%d %d %d", &u, &v, &cost);
        add_edge(u, v, cost);
    }
    fclose(f);
}

void relax_all_edges(int u) {
    for (int pos = nd[u].adj; pos; pos = list[pos].next) {
        int v = list[pos].v, cost = list[pos].cost;

        if (nd[u].d + cost < nd[v].d) {
            nd[v].d = nd[u].d + cost;
            q.push(v);
        }
    }

    nd[u].relax_count++;
    negative_cycle |= (nd[u].relax_count == n);
}

void bellman_ford() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        nd[u].d = INFINITY;
    }
    nd[1].d = 0;
    q.push(1);

    while (!q.is_empty() && !negative_cycle) {
        int u = q.pop();
        relax_all_edges(u);
    }
}

void write_answer() {

```

```
FILE* f = fopen("bellmanford.out", "w");
if (negative_cycle) {
    fprintf(f, "Ciclu negativ!\n");
} else {
    for (int u = 2; u <= n; u++) {
        fprintf(f, "%d ", nd[u].d);
    }
    fprintf(f, "\n");
}
fclose(f);
}

int main() {
    read_data();
    bellman_ford();
    write_answer();

    return 0;
}
```

---

## S.2 Problema Dijkstra (Infoarena)

[◀ înapoi](#)

Sursă cu heap propriu și decrease-key ([versiune online](#)).

---

```
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 50'000;
const int MAX_EDGES = 250'000;
const int INFINITY = 1'000'000'000;

typedef unsigned short u16;

struct adj_list {
    unsigned short v, dist;
    int next;
};

struct node {
    int adj;
    int dist;
};

adj_list list[MAX_EDGES + 1];
node nd[MAX_NODES + 1];
int n;
```

```

struct heap {
    u16 v[MAX_NODES + 1];
    u16 pos[MAX_NODES + 1]; // pos[u] = 0 <==> nodul u lipsește din heap
    int size;

    bool is_empty() {
        return size == 0;
    }

    void decrease_key(int u) {
        if (!pos[u]) {
            v[++size] = u;
            pos[u] = size;
        }

        // Deplasează gaura în sus cît timp se poate.
        int x = pos[u];
        while ((x > 1) && (nd[v[x / 2]].dist > nd[u].dist)) {
            v[x] = v[x / 2];
            pos[v[x]] = x;
            x /= 2;
        }

        // Umple gaura cu nodul u.
        v[x] = u;
        pos[u] = x;
    }

    u16 remove_min() {
        int result = v[1];
        pos[result] = 0;

        int u = v[size--];

        if (size) {
            // Deplasează gaura în jos cît timp se poate.
            bool swapped = true;
            int x = 1;
            while ((2 * x <= size) && swapped) {
                int l = 2 * x, r = 2 * x + 1;
                int y = (r <= size) && (nd[v[r]].dist < nd[v[l]].dist)
                    ? r : l;

                if (nd[v[y]].dist < nd[u].dist) {
                    v[x] = v[y];
                    pos[v[x]] = x;
                    x = y;
                } else {
                    swapped = false;
                }
            }
        }
    }
}

```

```

    }

    // Umple gaura cu nodul u.
    v[x] = u;
    pos[u] = x;
}

return result;
}

};

heap h;

void add_edge(u16 u, u16 v, u16 dist) {
    static int ptr = 0;

    list[++ptr] = { v, dist, nd[u].adj };
    nd[u].adj = ptr;
}

void read_graph() {
    int num_edges;

    FILE* f = fopen("dijkstra.in", "r");
    fscanf(f, "%d %d", &n, &num_edges);

    while (num_edges--) {
        int u, v, dist;
        fscanf(f, "%d %d %d\n", &u, &v, &dist);
        add_edge(u, v, dist);
    }
    fclose(f);
}

void dijkstra() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        nd[u].dist = INFINITY;
    }

    nd[1].dist = 0;
    h.decrease_key(1);

    while (!h.is_empty()) {
        int u = h.remove_min();
        for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
            int v = list[ptr].v;
            int edge_dist = list[ptr].dist;
            if (nd[u].dist + edge_dist < nd[v].dist) {
                nd[v].dist = nd[u].dist + edge_dist;
            }
        }
    }
}

```

```

        h.decrease_key(v);
    }
}
}

void write_distances() {
    FILE* f = fopen("dijkstra.out", "w");
    for (int u = 2; u <= n; u++) {
        if (nd[u].dist == INFINITY) {
            nd[u].dist = 0;
        }
        fprintf(f, "%d ", nd[u].dist);
    }
    fprintf(f, "\n");
    fclose(f);
}

int main() {
    read_graph();
    dijkstra();
    write_distances();

    return 0;
}

```

Sursă cu heap propriu, fără decrease-key ([versiune online](#)).

```

#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 50'000;
const int MAX_EDGES = 250'000;
const int INFINITY = 1'000'000'000;

typedef unsigned short u16;

struct adj_list {
    unsigned short v, dist;
    int next;
};

struct node {
    int adj;
    int dist;
};

struct heap_elt {
    u16 u;
    int dist;
};

```

```

};

struct heap {
    heap_elt v[MAX_EDGES + 1];
    int size;

    bool is_empty() {
        return size == 0;
    }

    void insert(u16 u, int dist) {
        // Deplasează gaura în sus cît timp se poate.
        int pos = ++size;
        while ((pos > 1) && (v[pos / 2].dist > dist)) {
            v[pos] = v[pos / 2];
            pos /= 2;
        }

        // Umple gaura cu nodul u.
        v[pos] = { u, dist };
    }

    heap_elt remove_min() {
        heap_elt result = v[1];
        heap_elt save = v[size--];

        if (size) {
            // Deplasează gaura în jos cît timp se poate.
            bool swapped = true;
            int x = 1;
            while ((2 * x <= size) && swapped) {
                int l = 2 * x, r = 2 * x + 1;
                int y = (r <= size) && (v[r].dist < v[l].dist)
                    ? r : l;

                if (v[y].dist < save.dist) {
                    v[x] = v[y];
                    x = y;
                } else {
                    swapped = false;
                }
            }

            // Umple gaura cu elementul save.
            v[x] = save;
        }

        return result;
    }
};

```



```

adj_list list[MAX_EDGES + 1];
node nd[MAX_NODES + 1];
heap h;
int n;

void add_edge(u16 u, u16 v, u16 dist) {
    static int ptr = 0;

    list[++ptr] = { v, dist, nd[u].adj };
    nd[u].adj = ptr;
}

void read_graph() {
    int num_edges;

    FILE* f = fopen("dijkstra.in", "r");
    fscanf(f, "%d %d", &n, &num_edges);

    while (num_edges--) {
        int u, v, dist;
        fscanf(f, "%d %d %d\n", &u, &v, &dist);
        add_edge(u, v, dist);
    }
    fclose(f);
}

void dijkstra() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        nd[u].dist = INFINITY;
    }

    nd[1].dist = 0;
    h.insert(1, 0);

    while (!h.is_empty()) {
        heap_elt top = h.remove_min();
        int u = top.u;

        if (top.dist == nd[u].dist) {
            for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
                int v = list[ptr].v;
                int edge_dist = list[ptr].dist;
                if (nd[u].dist + edge_dist < nd[v].dist) {
                    nd[v].dist = nd[u].dist + edge_dist;
                    h.insert(v, nd[v].dist);
                }
            }
        }
    }
}

```

```
}

void write_distances() {
    FILE* f = fopen("dijkstra.out", "w");
    for (int u = 2; u <= n; u++) {
        if (nd[u].dist == INFINITY) {
            nd[u].dist = 0;
        }
        fprintf(f, "%d ", nd[u].dist);
    }
    fprintf(f, "\n");
    fclose(f);
}

int main() {
    read_graph();
    dijkstra();
    write_distances();

    return 0;
}
```

---

Sursă cu priority\_queue din STL ([versiune online](#)).

---

```
#include <queue>
#include <stdio.h>
#include <vector>

const int MAX_NODES = 50'000;
const int MAX_EDGES = 250'000;
const int INFINITY = 1'000'000'000;

typedef unsigned short u16;

struct edge {
    u16 v, dist;
};

struct node {
    std::vector<edge> adj;
    int dist;
};

struct pq_elt {
    u16 u;
    int dist;

    friend bool operator< (const pq_elt& a, const pq_elt& b) {
        return a.dist > b.dist;
    }
};
```

```

    }
};

node nd[MAX_NODES + 1];
std::priority_queue<pq_elt> pq;
int n;

void read_graph() {
    int num_edges;

    FILE* f = fopen("dijkstra.in", "r");
    fscanf(f, "%d %d", &n, &num_edges);

    while (num_edges--) {
        u16 u, v, dist;
        fscanf(f, "%hd %hd %hd\n", &u, &v, &dist);
        nd[u].adj.push_back({ v, dist});
    }
    fclose(f);
}

void dijkstra() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        nd[u].dist = INFINITY;
    }

    nd[1].dist = 0;
    pq.push({1, 0});

    while (!pq.empty()) {
        pq_elt top = pq.top();
        pq.pop();
        int u = top.u;

        if (top.dist == nd[u].dist) {
            for (auto e: nd[u].adj) {
                u16 v = e.v;
                if (nd[u].dist + e.dist < nd[v].dist) {
                    nd[v].dist = nd[u].dist + e.dist;
                    pq.push({v, nd[v].dist});
                }
            }
        }
    }
}

void write_distances() {
    FILE* f = fopen("dijkstra.out", "w");
    for (int u = 2; u <= n; u++) {
        if (nd[u].dist == INFINITY) {

```

```
        nd[u].dist = 0;
    }
    fprintf(f, "%d ", nd[u].dist);
}
fprintf(f, "\n");
fclose(f);
}

int main() {
    read_graph();
    dijkstra();
    write_distances();

    return 0;
}
```

---

## S.3 Problema Monsters (CSES)

[◀ înapoi](#)

---

```
#include <stdio.h>
#include <queue>

const int MAX_SIZE = 1'000;
const int INFINITY = MAX_SIZE * MAX_SIZE + 1;

struct point {
    short r, c;
};

struct cell {
    int monster_dist, hero_dist;
    char dir;
    bool wall, edge;
};

std::queue<point> q;
cell a[MAX_SIZE + 2][MAX_SIZE + 2];
int rows, cols;
point hero;

void init_distances() {
    for (short r = 1; r <= rows; r++) {
        for (short c = 1; c <= cols; c++) {
            a[r][c].monster_dist = INFINITY;
            a[r][c].hero_dist = INFINITY;
        }
    }
}
```

```

}

void read_data() {
    scanf("%d %d ", &rows, &cols);

    init_distances();

    for (short r = 1; r <= rows; r++) {
        for (short c = 1; c <= cols; c++) {
            switch (getchar()) {
                case '#':
                    a[r][c].wall = true;
                    break;
                case 'A':
                    hero = { r, c };
                    break;
                case 'M':
                    q.push({ r, c });
                    a[r][c].monster_dist = 0;
                    break;
            }
        }
        getchar();
    }
}

void pad_matrix() {
    for (int r = 0; r <= rows + 1; r++) {
        a[r][0].wall = a[r][cols + 1].wall = true;
    }
    for (int c = 0; c <= cols + 1; c++) {
        a[0][c].wall = a[rows + 1][c].wall = true;
    }
}

void mark_edges() {
    for (int r = 1; r <= rows; r++) {
        a[r][1].edge = a[r][cols].edge = true;
    }
    for (int c = 1; c <= cols; c++) {
        a[1][c].edge = a[rows][c].edge = true;
    }
}

void monster_move(short r, short c, int dist) {
    if (!a[r][c].wall && a[r][c].monster_dist == INFINITY) {
        a[r][c].monster_dist = dist;
        q.push({ r, c });
    }
}

```

```

void monster_bfs() {
    while (!q.empty()) {
        point p = q.front();
        q.pop();
        int d = a[p.r][p.c].monster_dist;

        monster_move(p.r, p.c - 1, d + 1);
        monster_move(p.r, p.c + 1, d + 1);
        monster_move(p.r - 1, p.c, d + 1);
        monster_move(p.r + 1, p.c, d + 1);
    }
}

void hero_move(short r, short c, int dist, char dir) {
    if (!a[r][c].wall &&
        (a[r][c].hero_dist == INFINITY) &&
        (dist < a[r][c].monster_dist)) {
        a[r][c].hero_dist = dist;
        a[r][c].dir = dir;
        q.push({ r, c });
    }
}

// Returnează ultimul punct explorat.
point hero_bfs() {
    a[hero.r][hero.c].hero_dist = 0;
    q.push(hero);
    point p = { 0, 0 };

    while (!q.empty() && !a[p.r][p.c].edge) {
        p = q.front();
        q.pop();
        int d = a[p.r][p.c].hero_dist;

        hero_move(p.r, p.c - 1, d + 1, 'L');
        hero_move(p.r, p.c + 1, d + 1, 'R');
        hero_move(p.r - 1, p.c, d + 1, 'U');
        hero_move(p.r + 1, p.c, d + 1, 'D');
    }

    return p;
}

void trace(int r, int c) {
    if (a[r][c].hero_dist) {
        switch (a[r][c].dir) {
            case 'L': trace(r, c + 1); break;
            case 'R': trace(r, c - 1); break;
            case 'U': trace(r + 1, c); break;
        }
    }
}

```

```

        case 'D': trace(r - 1, c); break;
    }
    putchar(a[r][c].dir);
}
}

void solution(point dest) {
    if (a[dest.r][dest.c].edge) {
        printf("YES\n%d\n", a[dest.r][dest.c].hero_dist);
        trace(dest.r, dest.c);
        putchar('\n');
    } else {
        printf("NO\n");
    }
}

int main() {
    read_data();
    pad_matrix();
    mark_edges();
    monster_bfs();
    point dest = hero_bfs();
    solution(dest);

    return 0;
}

```

## S.4 Problema Shortest Routes II (CSES)

◀ [înapoi](#)

```

#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 500;
const long long INFINITY = 1'000'000'000'000LL;

long long d[MAX_NODES + 1][MAX_NODES + 1];
int n, num_queries;

void init_distances() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        for (int v = 1; v <= n; v++) {
            d[u][v] = (u == v) ? 0 : INFINITY;
        }
    }
}

void minimize(long long& x, long long y) {

```

```
    if (y < x) {
        x = y;
    }
}

void read_data() {
    int m, u, v, cost;
    scanf("%d %d %d", &n, &m, &num_queries);

    init_distances();

    while (m--) {
        scanf("%d %d %d", &u, &v, &cost);
        // Atenție la muchiile multiple între aceleași noduri.
        minimize(d[u][v], cost);
        minimize(d[v][u], cost);
    }
}

void floyd_warshall() {
    for (int k = 1; k <= n; k++) {
        for (int u = 1; u <= n; u++) {
            for (int v = 1; v <= n; v++) {
                minimize(d[u][v], d[u][k] + d[k][v]);
            }
        }
    }
}

void process_queries() {
    while (num_queries--) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        printf("%lld\n", (d[u][v] == INFINITY) ? -1 : d[u][v]);
    }
}

int main() {
    read_data();
    floyd_warshall();
    process_queries();

    return 0;
}
```

---

## S.5 Problema High Score (CSES)

[◀ înapoi](#)



```

#include <stdio.h>
#include <vector>

const int MAX_NODES = 50'000;
const long long INFINITY = 5'000'000'000'000LL;

struct edge {
    int v;
    int cost;
};

struct node {
    std::vector<edge> adj;
    long long dist;
    bool infinite;
    bool can_reach_dest;
};

node nd[MAX_NODES];
int n;

void read_data() {
    int m, u, v, cost;
    scanf("%d %d", &n, &m);
    while (m--) {
        scanf("%d %d %d", &u, &v, &cost);
        nd[u].adj.push_back({v, -cost});
    }
    nd[n].can_reach_dest = true;
}

bool relax_edge(int u, int v, int cost) {
    nd[u].can_reach_dest |= nd[v].can_reach_dest;
    if ((nd[u].dist != INFINITY) && (nd[u].dist + cost < nd[v].dist)) {
        nd[v].dist = nd[u].dist + cost;
        return true;
    } else {
        return false;
    }
}

void bellman_ford() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        nd[u].dist = INFINITY;
    }
    nd[1].dist = 0;

    for (int stage = 1; stage <= n; stage++) {
        for (int u = 1; u <= n; u++) {

```

```
    for (edge e: nd[u].adj) {
        if (relax_edge(u, e.v, e.cost) && (stage == n)) {
            nd[e.v].infinite = true;
        }
    }
}
}
}

bool reachable_infinite() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        if (nd[u].infinite && nd[u].can_reach_dest) {
            return true;
        }
    }
    return false;
}

int main() {
    read_data();
    bellman_ford();
    int inf = reachable_infinite();
    printf("%lld\n", inf ? -1 : -nd[n].dist);

    return 0;
}
```

---

## S.6 Problema Flight Discount (CSES)

[◀ înapoi](#)

```
#include <queue>
#include <stdio.h>
#include <vector>

const int MAX_NODES = 100'000;
const int MAX_EDGES = 200'000;
const long long INFINITY = 1e14;

struct edge {
    int v, dist;
};

struct node {
    std::vector<edge> adj;
    long long dist[2]; // costul minim pînă aici cu/fără reducere
};
```

```

struct pq_elt {
    long long dist;
    int u;
    bool used;

    friend bool operator< (const pq_elt a, const pq_elt b) {
        return a.dist > b.dist;
    }
};

node nd[MAX_NODES + 1];
std::priority_queue<pq_elt> pq;
int n;

void read_data() {
    int m, u, v, dist;

    scanf("%d %d", &n, &m);

    while (m--) {
        scanf("%d %d %d\n", &u, &v, &dist);
        nd[u].adj.push_back({ v, dist });
    }
}

void improve(int u, bool state_u, int v, bool state_v, int cost) {
    long long d = nd[u].dist[state_u] + cost;
    if (d < nd[v].dist[state_v]) {
        nd[v].dist[state_v] = d;
        pq.push({d, v, state_v});
    }
}

void dijkstra() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        nd[u].dist[0] = nd[u].dist[1] = INFINITY;
    }

    nd[1].dist[0] = 0;
    pq.push({0, 1, false});

    while (!pq.empty()) {
        pq_elt t = pq.top();
        pq.pop();

        // Dat fiind că inserăm nodurile de multiple ori, trebuie să verificăm
        // dacă distanța este cea curentă.
        if (t.dist == nd[t.u].dist[t.used]) {
            for (auto e: nd[t.u].adj) {
                if (!t.used) {

```

```
        improve(t.u, t.used, e.v, true, e.dist / 2);
    }

    improve(t.u, t.used, e.v, t.used, e.dist);
}
}
}
}

int main() {
    read_data();
    dijkstra();
    printf("%lld\n", nd[n].dist[true]);

    return 0;
}
```

## S.7 Problema Three States (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <stdio.h>

const int MAX_N = 1'000;
const int MAX_DEQUE = 1 << 17;
const int NUM_STATES = 3;
const char OPEN = '.';
const char WALL = '#';
const int INFINITY = 100'000'000;

typedef int dist_matrix[MAX_N + 2][MAX_N + 2];

struct point {
    short r, c;
};

const int NUM_DIR = 4;
const point DELTA[NUM_DIR] = { { -1, 0 }, { 0, 1 }, { 1, 0 }, { 0, -1 } };

struct deque {
    point buf[MAX_DEQUE];
    int left, right, size;

    void init() {
        size = 0;
    }

    bool is_empty() {
```

```

    return !size;
}

void push_left(point p) {
    if (size) {
        left = (left + MAX_DEQUE - 1) % MAX_DEQUE;
    } else {
        left = right = 0;
    }
    buf[left] = p;
    size++;
}

void push_right(point p) {
    if (size) {
        right = (right + 1) % MAX_DEQUE;
    } else {
        left = right = 0;
    }
    buf[right] = p;
    size++;
}

point pop_left() {
    point result = buf[left];
    size--;
    left = (left + 1) % MAX_DEQUE;
    return result;
}
};

char map[MAX_N + 2][MAX_N + 2];
dist_matrix dist[NUM_STATES];
deque q;
int rows, cols;

void read_data() {
    scanf("%d %d ", &rows, &cols);
    for (int r = 1; r <= rows; r++) {
        scanf("%s ", &map[r][1]);
    }
}

void pad_map() {
    for (int r = 1; r <= rows; r++) {
        map[r][0] = map[r][cols + 1] = WALL;
    }
    for (int c = 1; c <= cols; c++) {
        map[0][c] = map[rows + 1][c] = WALL;
    }
}

```

```

}

void init_dist(dist_matrix& dist) {
    for (int r = 1; r <= rows; r++) {
        for (int c = 1; c <= cols; c++) {
            dist[r][c] = INFINITY;
        }
    }
}

void bfs(int state, short start_row, short start_col) {
    init_dist(dist[state]);
    dist[state][start_row][start_col] = 0;

    q.init();
    q.push_left({start_row, start_col});

    while (!q.is_empty()) {
        point p = q.pop_left();

        for (int dir = 0; dir < NUM_DIR; dir++) {
            short r = p.r + DELTA[dir].r;
            short c = p.c + DELTA[dir].c;

            if (map[r][c] != WALL) {
                int cost = (map[r][c] == OPEN) ? 1 : 0;
                int my_dist = dist[state][p.r][p.c];
                if (my_dist + cost < dist[state][r][c]) {
                    dist[state][r][c] = my_dist + cost;
                    if (cost) {
                        q.push_right({r, c});
                    } else {
                        q.push_left({r, c});
                    }
                }
            }
        }
    }
}

void bfs_driver() {
    point start[NUM_STATES];
    for (short r = 1; r <= rows; r++) {
        for (short c = 1; c <= cols; c++) {
            if ((map[r][c] != WALL) && (map[r][c] != OPEN)) {
                start[map[r][c] - '1'] = { r, c };
            }
        }
    }
}

```

```

    for (int s = 0; s < NUM_STATES; s++) {
        bfs(s, start[s].r, start[s].c);
    }
}

int min(int x, int y) {
    return (x < y) ? x : y;
}

int choose_center() {
    int min_sum = INFINITY;

    for (int r = 1; r <= rows; r++) {
        for (int c = 1; c <= cols; c++) {
            int sum = (map[r][c] == '.') ? (1 - NUM_STATES) : 0;
            for (int s = 0; s < NUM_STATES; s++) {
                sum += dist[s][r][c];
            }
            min_sum = min(min_sum, sum);
        }
    }

    return min_sum;
}

void write_answer(int sum_dist) {
    int answer = (sum_dist == INFINITY) ? -1 : sum_dist;
    printf("%d\n", answer);
}

int main() {
    read_data();
    pad_map();
    bfs_driver();
    int sum_dist = choose_center();
    write_answer(sum_dist);

    return 0;
}

```

## S.8 Problema Graph and Graph (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <queue>
#include <vector>

```

```
const int MAX_NODES = 1'000;
const int INFINITY = 1'000'000'001;
const int NONE = -1;

struct graph {
    std::vector<short> adj[MAX_NODES + 1];

    void clear(int n) {
        for (int u = 1; u <= n; u++) {
            adj[u].resize(0);
        }
    }

    void read_edges() {
        int m, u, v;
        scanf("%d", &m);
        while (m--) {
            scanf("%d %d", &u, &v);
            adj[u].push_back(v);
            adj[v].push_back(u);
        }
    }
};

struct pq_elt {
    short u1, u2;
    int dist;

    friend bool operator<(const pq_elt& a, const pq_elt& b) {
        return a.dist > b.dist;
    }
};

graph g1, g2;
int d[MAX_NODES + 1][MAX_NODES + 1];
int n;
short start1, start2;

void read_data() {
    scanf("%d %hd %hd", &n, &start1, &start2);
    g1.clear(n);
    g2.clear(n);
    g1.read_edges();
    g2.read_edges();
}

int dijkstra() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        for (int v = 1; v <= n; v++) {
```



```

        d[u][v] = INFINITY;
    }
}
int answer = NONE;

std::priority_queue<pq_elt> pq;
d[start1][start2] = 0;
pq.push({start1, start2, 0});

while (!pq.empty() && (answer == NONE)) {
    pq_elt e = pq.top();
    pq.pop();
    if (e.dist == d[e.u1][e.u2]) {
        for (short v1: g1.adj[e.u1]) {
            for (short v2: g2.adj[e.u2]) {
                if ((e.u1 == e.u2) && (v1 == v2)) {
                    answer = e.dist;
                }
                if (e.dist + abs(v1 - v2) < d[v1][v2]) {
                    d[v1][v2] = e.dist + abs(v1 - v2);
                    pq.push({v1, v2, d[v1][v2]});
                }
            }
        }
    }
}

return answer;
}

void solve_test() {
    read_data();
    int answer = dijkstra();
    printf("%d\n", answer);
}

int main() {
    int num_tests;

    scanf("%d", &num_tests);
    while (num_tests--) {
        solve_test();
    }

    return 0;
}

```

## S.9 Problema President and Roads (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 100'000;
const int MAX_EDGES = 100'000;
const long long INFINITY = 1LL << 62;
const int MOD = 1'000'003'751;

const int FORWARD = 0;
const int REVERSE = 1;

struct cell {
    int v;
    int cost;
    int next;
};

struct node {
    int adj[2];
    long long dist[2];

    // Numărul de moduri de a ajunge la acest nod mergînd înainte/înapoi.
    // Matematic, reprezentarea este incorectă. Numărul de moduri poate ușor să
    // depășească 64 de biți. De exemplu, formăm triunghiuri cu fiecare trei
    // noduri și le înlănțuim. Atunci numărul de moduri de a ajunge la
    // destinație este  $2^{(n/3)}$ . Operăm modulo un număr prim mare și ne rugăm la
    // Zeus.
    int ways[2];
};

struct heap_elt {
    int u;
    long long dist;
};

struct heap {
    heap_elt v[MAX_EDGES + 1];
    int size;

    bool is_empty() {
        return size == 0;
    }

    void insert(int u, long long dist) {
        int pos = ++size;
        while ((pos > 1) && (v[pos / 2].dist > dist)) {
```

```

    v[pos] = v[pos / 2];
    pos /= 2;
}

v[pos] = { u, dist };
}

heap_elt remove_min() {
    heap_elt result = v[1];
    heap_elt save = v[size--];

    if (size) {
        bool swapped = true;
        int x = 1;
        while ((2 * x <= size) && swapped) {
            int l = 2 * x, r = 2 * x + 1;
            int y = (r <= size) && (v[r].dist < v[l].dist)
                ? r : l;

            if (v[y].dist < save.dist) {
                v[x] = v[y];
                x = y;
            } else {
                swapped = false;
            }
        }

        v[x] = save;
    }

    return result;
}

};

cell list[2 * MAX_EDGES + 1];
node nd[MAX_NODES + 1];
heap h;
int n, num_edges, source, sink;

void add_edge(int u, int v, int dist) {
    static int ptr = 0;

    list[++ptr] = { v, dist, nd[u].adj[FORWARD] };
    nd[u].adj[FORWARD] = ptr;

    list[++ptr] = { u, dist, nd[v].adj[REVERSE] };
    nd[v].adj[REVERSE] = ptr;

    // Notă: a k-a muchie ocupă pozițiile 2k-1 și 2k în list[].
}

```

```

void read_graph() {
    scanf("%d %d %d %d", &n, &num_edges, &source, &sink);

    for (int i = 0; i < num_edges; i++) {
        int u, v, dist;
        scanf("%d %d %d", &u, &v, &dist);
        add_edge(u, v, dist);
    }
}

void dijkstra(int source, int dir) {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        nd[u].dist[dir] = INFINITY;
        nd[u].ways[dir] = 0;
    }

    nd[source].dist[dir] = 0;
    nd[source].ways[dir] = 1;
    h.insert(source, 0);

    while (!h.is_empty()) {
        heap_elt top = h.remove_min();
        int u = top.u;

        // Nu face efortul dacă distanța lui u s-a modificat între timp.
        if (top.dist == nd[u].dist[dir]) {
            for (int ptr = nd[u].adj[dir]; ptr; ptr = list[ptr].next) {
                int v = list[ptr].v;
                long long old_dist = nd[v].dist[dir];
                long long new_dist = top.dist + list[ptr].cost;

                if (new_dist < old_dist) {
                    nd[v].dist[dir] = new_dist;
                    nd[v].ways[dir] = nd[u].ways[dir];
                    h.insert(v, new_dist);
                } else if (new_dist == old_dist) {
                    nd[v].ways[dir] = (nd[v].ways[dir] + nd[u].ways[dir]) % MOD;
                }
            }
        }
    }
}

void compute_answers() {
    long long min_dist = nd[sink].dist[FORWARD];
    int min_ways = nd[sink].ways[FORWARD];

    for (int i = 1; i <= num_edges; i++) {
        int u = list[2 * i].v;
    }
}

```

```

int v = list[2 * i - 1].v;
int cost = list[2 * i].cost;

long long dist_me = nd[u].dist[FORWARD] + cost + nd[v].dist[REVERSE];
int ways_me = (long long)nd[u].ways[FORWARD] * nd[v].ways[REVERSE] % MOD;

bool is_bridge = (dist_me == min_dist) && (ways_me == min_ways);

if (is_bridge) {
    printf("YES\n");
} else {
    long long guarantee = min_dist - nd[u].dist[FORWARD] - nd[v].dist[REVERSE] - 1;
    if (guarantee >= 1) {
        printf("CAN %lld\n", cost - guarantee);
    } else {
        printf("NO\n");
    }
}
}

int main() {
    read_graph();
    dijkstra(source, FORWARD);
    dijkstra(sink, REVERSE);
    compute_answers();

    return 0;
}

```

## S.10 Problema Nastya and Unexpected Guest (Codeforces)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

#include <algorithm>
#include <stdio.h>

const int MAX_ISLANDS = 10'000;
const int MAX_GREEN = 1'000;
const int INFINITY = 1'000'000'000;

struct cell {
    short island, rem;
    int next;
};

int d[MAX_ISLANDS + 2][MAX_GREEN];
int x[MAX_ISLANDS + 2];

```

```

struct bucket_queue {
    cell list[MAX_ISLANDS * MAX_GREEN]; // buffer comun
    int list_ptr; // următorul element disponibil in bufferul comun

    int head[MAX_GREEN + 1]; // începuturi de bloc
    int pos; // blocul curent
    int n; // numărul de blocuri
    int size; // numărul de elemente în toate blocurile

    void init(int n) {
        this->n = n;
    }

    bool is_empty() {
        return !size;
    }

    void push(int steps_ahead, short island, short rem) {
        int p = (pos + steps_ahead) % n;
        list[++list_ptr] = { island, rem, head[p] };
        head[p] = list_ptr;
        size++;
    }

    cell pop() {
        while (!head[pos]) {
            pos = (pos + 1) % n;
        }

        size--;
        int h = head[pos];
        head[pos] = list[h].next;
        return list[h];
    }
};

bucket_queue bq;
int target, num_islands;
int green_duration, red_duration;

void read_data() {
    scanf("%d %d", &target, &num_islands);
    for (int i = 1; i <= num_islands; i++) {
        scanf("%d", &x[i]);
    }
    scanf("%d %d", &green_duration, &red_duration);
}

```

```

void preprocess_coords() {
    std::sort(x + 1, x + num_islands + 1);
    x[0] = x[1] - (green_duration + 1);
    x[num_islands + 1] = x[num_islands] + (green_duration + 1);
}

void init_distances() {
    for (int i = 1; i <= num_islands; i++) {
        for (int rem = 0; rem < green_duration; rem++) {
            d[i][rem] = INFINITY;
        }
    }
    d[1][0] = 0;
}

void try_hop(short src, short dest, short src_rem, int cost) {
    int dest_rem = src_rem + cost;
    if (dest_rem > green_duration) {
        return;
    } else if (dest_rem == green_duration) {
        dest_rem = 0;
    }

    if (d[src][src_rem] + cost < d[dest][dest_rem]) {
        d[dest][dest_rem] = d[src][src_rem] + cost;
        bq.push(cost, dest, dest_rem);
    }
}

void dial() {
    init_distances();
    bq.init(green_duration + 1);
    bq.push(0, 1, 0);

    while (!bq.is_empty()) {
        cell c = bq.pop();
        try_hop(c.island, c.island - 1, c.rem, x[c.island] - x[c.island - 1]);
        try_hop(c.island, c.island + 1, c.rem, x[c.island + 1] - x[c.island]);
    }
}

void write_min_distance() {
    int min = INFINITY;
    for (int rem = 0; rem < green_duration; rem++) {
        if (d[num_islands][rem] < min) {
            min = d[num_islands][rem];
        }
    }
}

```

```
int answer = -1;
if (min < INFINITY) {
    answer = min + (min - 1) / green_duration * red_duration;
}
printf("%d\n", answer);
}

int main() {
    read_data();
    preprocess_coords();
    dial();
    write_min_distance();
    return 0;
}
```

## S.11 Problema Minimum Path (Codeforces)

[◀ înapoi](#)

Sursă cu heap propriu ([versiune online](#)).

```
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 200'000;
const int MAX_EDGES = 200'000;
const long long INFINITY = 1'000'000'000'000'000'000LL;

const int NEITHER = 0;
const int REMOVED = 1;
const int ADDED = 2;
const int BOTH = 3;
const int NUM_STATES = 4;

const int IMPOSSIBLE = -1;

const int FACTOR[NUM_STATES][NUM_STATES] = {
    { 1, 0, 2, 1 },
    { IMPOSSIBLE, 1, IMPOSSIBLE, 2 },
    { IMPOSSIBLE, IMPOSSIBLE, 1, 0 },
    { IMPOSSIBLE, IMPOSSIBLE, IMPOSSIBLE, 1 },
};

struct adj_list {
    int v, dist;
    int next;
};

struct node {
```



```

long long dist[NUM_STATES];
int adj;
};

struct heap_elt {
    long long dist;
    int u;
    unsigned char state;
};

struct heap {
    heap_elt v[9 * MAX_EDGES + 1]; // 9 combinații posibile în FACTOR
    int size;

    bool is_empty() {
        return size == 0;
    }

    void insert(int u, unsigned char state, long long dist) {
        int pos = ++size;
        while ((pos > 1) && (v[pos / 2].dist > dist)) {
            v[pos] = v[pos / 2];
            pos /= 2;
        }

        v[pos] = { dist, u, state };
    }

    heap_elt remove_min() {
        heap_elt result = v[1];
        heap_elt save = v[size--];

        if (size) {
            bool swapped = true;
            int x = 1;
            while ((2 * x <= size) && swapped) {
                int l = 2 * x, r = 2 * x + 1;
                int y = (r <= size) && (v[r].dist < v[l].dist)
                    ? r : l;

                if (v[y].dist < save.dist) {
                    v[x] = v[y];
                    x = y;
                } else {
                    swapped = false;
                }
            }

            v[x] = save;
        }
    }
};

```

```

    return result;
}
};

adj_list list[2 * MAX_EDGES + 1];
node nd[MAX_NODES + 1];
heap h;
int n;

void add_edge(int u, int v, int dist) {
    static int ptr = 0;

    list[++ptr] = { v, dist, nd[u].adj };
    nd[u].adj = ptr;
}

void read_graph() {
    int num_edges;

    scanf("%d %d", &n, &num_edges);

    while (num_edges--) {
        int u, v, dist;
        scanf("%d %d %d", &u, &v, &dist);
        add_edge(u, v, dist);
        add_edge(v, u, dist);
    }
}

void relax_all(int u, int su) {
    for (int sv = 0; sv < NUM_STATES; sv++) {
        int factor = FACTOR[su][sv];
        if (factor != IMPOSSIBLE) {
            for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
                int v = list[ptr].v;
                long long new_dist = nd[u].dist[su] + factor * list[ptr].dist;
                if (new_dist < nd[v].dist[sv]) {
                    nd[v].dist[sv] = new_dist;
                    h.insert(v, sv, new_dist);
                }
            }
        }
    }
}

void dijkstra() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        for (int s = 0; s < NUM_STATES; s++) {
            nd[u].dist[s] = INFINITY;

```

```

    }
}

nd[1].dist[NEITHER] = 0;
h.insert(1, NEITHER, 0);

while (!h.is_empty()) {
    heap_elt top = h.remove_min();
    int u = top.u;
    int su = top.state;

    if (top.dist == nd[u].dist[su]) {
        relax_all(u, su);
    }
}

void write_distances() {
    for (int u = 2; u <= n; u++) {
        printf("%lld ", nd[u].dist[BOTH]);
    }
    printf("\n");
}

int main() {
    read_graph();
    dijkstra();
    write_distances();

    return 0;
}

```

Sursă cu STL ([versiune online](#)).

```

#include <queue>
#include <stdio.h>
#include <vector>

const int MAX_NODES = 200'000;
const long long INFINITY = 1e15;

const int NEITHER = 0;
const int REMOVED = 1;
const int ADDED = 2;
const int BOTH = 3;
const int NUM_STATES = 4;

const int IMPOSSIBLE = -1;

```

```

const int FACTOR[NUM_STATES][NUM_STATES] = {
    {      1,      0,      2, 1 },
    { IMPOSSIBLE,      1, IMPOSSIBLE, 2 },
    { IMPOSSIBLE, IMPOSSIBLE,      1, 0 },
    { IMPOSSIBLE, IMPOSSIBLE, IMPOSSIBLE, 1 },
};

struct edge {
    int v, dist;
};

struct node {
    long long dist[NUM_STATES];
    std::vector<edge> adj;
};

struct pq_elt {
    long long dist;
    int u;
    unsigned char state;

    friend bool operator< (const pq_elt& a, const pq_elt& b) {
        return a.dist > b.dist;
    }
};

node nd[MAX_NODES + 1];
std::priority_queue<pq_elt> pq;
int n;

void read_graph() {
    int num_edges;

    scanf("%d %d", &n, &num_edges);

    while (num_edges--) {
        int u, v, dist;
        scanf("%d %d %d", &u, &v, &dist);
        nd[u].adj.push_back({v, dist});
        nd[v].adj.push_back({u, dist});
    }
}

void relax_all(int u, int su) {
    for (unsigned char sv = 0; sv < NUM_STATES; sv++) {
        int factor = FACTOR[su][sv];
        if (factor != IMPOSSIBLE) {
            for (auto e: nd[u].adj) {
                int v = e.v;
                long long new_dist = nd[u].dist[su] + factor * e.dist;
            }
        }
    }
}

```

```

        if (new_dist < nd[v].dist[sv]) {
            nd[v].dist[sv] = new_dist;
            pq.push({new_dist, v, sv});
        }
    }
}
}

void dijkstra() {
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        for (int s = 0; s < NUM_STATES; s++) {
            nd[u].dist[s] = INFINITY;
        }
    }

    nd[1].dist[NEITHER] = 0;
    pq.push({0, 1, NEITHER});

    while (!pq.empty()) {
        pq_elt top = pq.top();
        pq.pop();
        int u = top.u;
        int su = top.state;

        if (top.dist == nd[u].dist[su]) {
            relax_all(u, su);
        }
    }
}

void write_distances() {
    for (int u = 2; u <= n; u++) {
        printf("%lld ", nd[u].dist[BOTH]);
    }
    printf("\n");
}

int main() {
    read_graph();
    dijkstra();
    write_distances();

    return 0;
}

```

## S.12 Problema Shortest Path (Codeforces)

[◀ înapoi](#)

Sursă cu `unordered_set` global de triplete interzise, cu memorie  $\mathcal{O}(n^2)$  ([versiune online](#)).

```
#include <queue>
#include <stdio.h>
#include <unordered_set>
#include <vector>

const int MAX_NODES = 3'000;

struct edge {
    short u, v;
};

struct triplet_set {
    std::unordered_set<long long> s;

    long long hash(int x, int y, int z) {
        return (long long)(x - 1) * MAX_NODES * MAX_NODES +
            (y - 1) * MAX_NODES +
            (z - 1);
    }

    void insert(int x, int y, int z) {
        s.insert(hash(x, y, z));
    }

    bool contains(int x, int y, int z) {
        return s.contains(hash(x, y, z));
    }
};

std::vector<short> adj[MAX_NODES + 1];
short d[MAX_NODES + 1][MAX_NODES + 1];
short prev[MAX_NODES + 1][MAX_NODES + 1];
triplet_set triplets;
int n;

void read_data() {
    int num_edges, num_triplets, u, v, w;
    scanf("%d %d %d\n", &n, &num_edges, &num_triplets);

    while (num_edges--) {
        scanf("%d %d", &u, &v);
        adj[u].push_back(v);
        adj[v].push_back(u);
    }
}
```

```

while (num_triplets--) {
    scanf("%d %d %d", &u, &v, &w);
    triplets.insert(u, v, w);
}

edge bfs() {
    std::queue<edge> q;
    edge last = { 0, 0 };

    q.push({1, 1});

    while (!q.empty() && (last.v != n)) {
        edge e = q.front();
        q.pop();

        for (short w: adj[e.v]) {
            if (!d[e.v][w] && !triplets.contains(e.u, e.v, w)) {
                d[e.v][w] = 1 + d[e.u][e.v];
                prev[e.v][w] = e.u;
                q.push({e.v, w});
                if (w == n) {
                    last = {e.v, w};
                }
            }
        }
    }

    return last;
}

void recover_solution(int u, int v) {
    if (u > 1) {
        recover_solution(prev[u][v], u);
    }
    printf("%d ", u);
}

void write_answer(edge last) {
    if (last.v == n) {
        printf("%d\n", d[last.u][n]);
        recover_solution(last.u, n);
        printf("%d\n", n);
    } else {
        printf("-1\n");
    }
}

int main() {

```

```
read_data();
edge last = bfs();
write_answer(last);

return 0;
}
```

Sursă cu memorie  $\mathcal{O}(m + n + k)$  ([versiune online](#)).

```
#include <algorithm>
#include <queue>
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 3'000;
const int MAX_EDGES = 20'000;
const int MAX_TRIPLETS = 100'000;

typedef unsigned short u16;

struct edge {
    u16 u, v;          // capete
    int bad;           // primul indice în t[] pentru <u,v,*>
    u16 d;             // distanța
    u16 prev;          // indicele muchiei precedente pe calea cea mai scurtă
};

struct triplet {
    u16 u, v, w;
};

edge e[2 * MAX_EDGES + 1];
// adj[u] = primul indice în e[] al muchiilor ce pornesc din u
u16 adj[MAX_NODES + 1];
triplet t[MAX_TRIPLETS + 1];
std::queue<int> q;
int n, m, num_triplets, last_edge;

void read_data() {
    scanf("%d %d %d\n", &n, &m, &num_triplets);

    for (int i = 0; i < m; i++) {
        int u, v;
        scanf("%d %d", &u, &v);
        e[2 * i + 1].u = u;
        e[2 * i + 1].v = v;
        e[2 * i + 2].u = v;
        e[2 * i + 2].v = u;
    }
}
```



```

for (int i = 0; i < num_triplets; i++) {
    scanf("%hu %hu %hu", &t[i].u, &t[i].v, &t[i].w);
}
}

void sort_data() {
    std::sort(e + 1, e + 2 * m + 1, [](edge& a, edge& b) {
        return (a.u < b.u) ||
            ((a.u == b.u) && (a.v < b.v));
    });

    std::sort(t, t + num_triplets, [](triplet& a, triplet& b) {
        return (a.u < b.u) ||
            ((a.u == b.u) && (a.v < b.v)) ||
            ((a.u == b.u) && (a.v == b.v) && (a.w < b.w));
    });
}

// Distribuie tripleții la muchii. Pentru fiecare muchie (u,v) află primul
// triplet <u,v,*>, dacă există.
void distribute_triplets() {
    int j = 0;
    t[num_triplets] = { (u16)(n + 1), (u16)(n + 1), (u16)(n + 1)}; // santinelă

    for (int i = 1; i <= 2 * m; i++) {
        while ((t[j].u < e[i].u) || ((t[j].u == e[i].u) && (t[j].v < e[i].v))) {
            j++;
        }
        e[i].bad = j; // posibil incorect, dar vom verifica mai tirziu
    }
}

// Construiește listele de adiacență pentru fiecare nod.
void distribute_edges() {
    for (int i = 2 * m; i; i--) {
        adj[e[i].u] = i;
    }
}

void relax_good_successors(int ind) {
    edge& f = e[ind];

    // Interclasează continuările rele pentru f cu muchiile care pornesc din
    // f.v. Relaxează muchiile care nu sînt rele.
    int j = f.bad;
    for (unsigned i = adj[f.v]; e[i].u == f.v; i++) {
        int w = e[i].v;
        while ((t[j].u == f.u) && (t[j].v == f.v) && (t[j].w < w)) {
            j++;
        }
    }
}

```

```

    if (!e[i].d && ((t[j].u != f.u) || (t[j].v != f.v) || (t[j].w != w))) {
        // Nu am găsit niciun triplet <f.u, f.v, w>
        e[i].d = f.d + 1;
        e[i].prev = ind;
        if (e[i].v == n) {
            last_edge = i;
        }
        q.push(i);
    }
}

void bfs() {
    // Inițializează coada cu o muchie fictivă 1-1.
    e[0].u = e[0].v = 1;
    q.push(0);

    while (!q.empty() && !last_edge) {
        unsigned ind = q.front();
        q.pop();
        relax_good_successors(ind);
    }
}

void recover_solution(int ind) {
    if (ind) {
        recover_solution(e[ind].prev);
        printf("%d ", e[ind].u);
    }
}

void write_answer() {
    if (last_edge) {
        printf("%d\n", e[last_edge].d);
        recover_solution(last_edge);
        printf("%d\n", n);
    } else {
        printf("-1\n");
    }
}

int main() {
    read_data();
    sort_data();
    distribute_triplets();
    distribute_edges();
    bfs();
    write_answer();

    return 0;
}

```

```
}
```

---

# Anexa T

## Probleme diverse

### T.1 Problema Liars (Baraj ONI 2025)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#include <stdio.h>

const int MAX_NODES = 5'000;
const int MOD = 666'013;

const int ANY = -1;
const int LIAR = 0;
const int TRUTH_TELLER = 1;

// Combinații posibile pentru nodul curent × părintele
const int LIAR_P_LIAR = 0;
const int LIAR_P_TT = 1;
const int TT_P_LIAR = 2;
const int TT_P_TT = 3;

struct cell {
    int v, next;
};

struct node {
    int adj;
    int num_children;
    int resp;           // numărul de vecini mincinoși declarați de u
    int assignment;    // valoarea asignată lui u în soluția construită
    int ways[4];        // În cîte moduri putem fixa calitatea nodului și a părintelui?
};

node nd[MAX_NODES + 1];
cell list[2 * MAX_NODES];
int n;
```

```

// Vectorul pentru combinatorică. Ne ajunge unul singur, căci îl completăm în
// fiecare nod după ce procesăm fiii. a[i] = numărul de moduri de a avea i fii
// mincinoși. Calitatea părintelui este fixată în momentul apelului. Din
// fiecare fiu vom folosi cîmpurile ways[LIAR_P_LIAR] și ways[TT_P_LIAR]
// pentru a fixa părintele ca mincinos, respectiv ways[LIAR_P_TT] și
// ways[TT_P_TT] pentru a fixa părintele ca sincer.
//
// Îl îmbrăcăm într-un struct ca să oferim funcții getter pentru indici
// incorecți.
struct combo {
    long long a[MAX_NODES + 1];
    int curr_node;

    void merge_children(int u, int parent, int c_liar, int c_tt) {
        curr_node = u;

        // Înainte de a procesa fiii, avem un singur mod de a avea 0 mincinoși.
        a[0] = 1;
        int i = 0;

        for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
            int v = list[ptr].v;
            if (v != parent) {
                i++;
                // Toți fiii sînt mincinoși.
                a[i] = a[i - 1] * nd[v].ways[c_liar] % MOD;

                for (int j = i - 1; j; j--) {
                    // Aveam deja j mincinoși și adăugăm un sincer...
                    long long gain_tt = a[j] * nd[v].ways[c_tt];
                    // ... sau aveam j - 1 mincinoși și adăugăm un mincinos.
                    long long gain_liar = a[j - 1] * nd[v].ways[c_liar];
                    a[j] = (gain_tt + gain_liar) % MOD;
                }

                // Toți fiii sînt sinceri.
                a[0] = a[0] * nd[v].ways[c_tt] % MOD;
            }
        }
    }

    int get_sum() {
        long long result = 0;
        for (int i = 0; i <= nd[curr_node].num_children; i++) {
            result += a[i];
        }
        return result % MOD;
    }
}

```

```
int get(int k) {
    if ((k >= 0) && (k <= nd[curr_node].num_children)) {
        return a[k];
    } else {
        return 0;
    }
}

};

combo c;

void add_edge(int u, int v) {
    static int ptr = 1;
    list[ptr] = { v, nd[u].adj };
    nd[u].adj = ptr++;
    nd[u].num_children++;
}

void read_data() {
    FILE* f = fopen("liars.in", "r");
    fscanf(f, "%d", &n);
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        fscanf(f, "%d", &nd[u].resp);
    }
    for (int i = 0; i < n - 1; i++) {
        int u, v;
        fscanf(f, "%d %d", &u, &v);
        add_edge(u, v);
        add_edge(v, u);
    }
    fclose(f);

    for (int u = 2; u <= n; u++) {
        nd[u].num_children--; // toate nodurile în afară de 1 au un părinte
    }
}

void count_dfs(int u, int parent) {
    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (v != parent) {
            count_dfs(v, u);
        }
    }
}

int r = nd[u].resp;
// Cazul I: u este sincer.
c.merge_children(u, parent, LIAR_P_TT, TT_P_TT);

// Dacă și părintele este sincer, cei r mincinoși se află printre
```

```

// fii.
nd[u].ways[TT_P_TT] = c.get(r);

// Dacă părintele este mincinos, ceilalți r - 1 mincinoși se află
// printre fii.
nd[u].ways[TT_P_LIAR] = c.get(r - 1);

// Cazul II: u este mincinos.
c.merge_children(u, parent, LIAR_P_LIAR, TT_P_LIAR);
int sum = c.get_sum();

// Dacă părintele este sincer, u trebuie să aibă orice în afară de r
// mincinoși printre fii.
nd[u].ways[LIAR_P_TT] = (sum + MOD - c.get(r)) % MOD;

// Dacă și părintele este mincinos, u trebuie să aibă orice în afară de
// r - 1 mincinoși printre fii.
nd[u].ways[LIAR_P_LIAR] = (sum + MOD - c.get(r - 1)) % MOD;
}

// Atribuire toți fiii impuși.
int assign_forced(int u, int parent) {
    int c_liar = (nd[u].assignment == LIAR) ? LIAR_P_LIAR : LIAR_P_TT;
    int c_tt = (nd[u].assignment == LIAR) ? TT_P_LIAR : TT_P_TT;
    int num_assigned = 0;

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (v != parent) {
            if (!nd[v].ways[c_liar]) {
                nd[v].assignment = TRUTH_TELLER;
            } else if (!nd[v].ways[c_tt]) {
                nd[v].assignment = LIAR;
                num_assigned++;
            } else {
                nd[v].assignment = ANY;
            }
        }
    }
}

return num_assigned;
}

void assign_optional(int u, int parent, int liars_left) {
    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (nd[v].assignment == ANY) {
            if (liars_left) {
                nd[v].assignment = LIAR;
                liars_left--;
            }
        }
    }
}

```

```

    } else {
        nd[v].assignment = TRUTH_TELLER;
    }
}
}
}

// Atribuie valori fiilor lui u. Nodul lui u are deja valoare. Bug: dacă
// numărul de posibilități este 0 modulo MOD, el va fi considerat incorrect ca
// fiind 0.
void assign_dfs(int u, int parent) {
    int assigned_liars = assign_forced(u, parent);
    // Și părintele poate minți (ce familie de cacao).
    assigned_liars += parent && (nd[parent].assignment == LIAR);

    int liars_left;
    if (nd[u].assignment == TRUTH_TELLER) {
        liars_left = nd[u].resp - assigned_liars;
    } else if (assigned_liars == nd[u].resp) {
        liars_left = 1; // Nu ne putem opri acum, căci u spune adevărul.
    } else {
        liars_left = 0;
    }

    assign_optional(u, parent, liars_left);

    for (int ptr = nd[u].adj; ptr; ptr = list[ptr].next) {
        int v = list[ptr].v;
        if (v != parent) {
            assign_dfs(v, u);
        }
    }
}

void write_answer() {
    FILE* f = fopen("liars.out", "w");
    int ans = (nd[1].ways[LIAR_P_TT] + nd[1].ways[TT_P_TT]) % MOD;
    fprintf(f, "%d\n", ans);
    for (int u = 1; u <= n; u++) {
        fprintf(f, "%d ", nd[u].assignment);
    }
    fprintf(f, "\n");
    fclose(f);
}

int main() {
    read_data();
    count_dfs(1, 0);
    nd[1].assignment = nd[1].ways[TT_P_TT] ? TRUTH_TELLER : LIAR;
    assign_dfs(1, 0);
}

```



```
write_answer();  
  
return 0;  
}
```

---