

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.

Cuprins

I	Structuri de date pe vectori	5
1	Arbori de intervale	8
1.1	Reprezentare	8
1.1.1	Memoria necesară	9
1.1.2	Reprezentări alternative	10
1.2	Operații elementare	10
1.2.1	Actualizarea punctuală	10
1.2.2	Construcția în $\mathcal{O}(n \log n)$	11
1.2.3	Construcția în $\mathcal{O}(n)$	11
1.2.4	Calculul sumei pe interval	11
1.2.5	Căutarea unei sume parțiale	13
1.2.6	Căutarea într-un arbore de maxime	13
1.2.7	Adaptarea la alte tipuri de operații	14
1.2.8	Implementarea recursivă	14
1.3	Probleme	14
1.3.1	Problema Xenia and Bit Operations (Codeforces)	14
1.3.2	Problema Distinct Characters Queries (Codeforces)	15
1.3.3	Problema K-query (SPOJ)	15
1.3.4	Problema Sereja and Brackets (Codeforces)	16
1.3.5	Problema Copying Data (Codeforces)	16
1.3.6	Problema PHF (FMI No Stress 2013)	17
1.3.7	Problema Points (Codeforces)	18
1.3.8	Problema Medwalk (Lot 2025)	18
2	Arbori de intervale cu propagare <i>lazy</i>	22
2.1	Operații pe interval	22
2.2	Implementare recursivă (actualizări punctuale)	26
2.3	Implementare recursivă (actualizări pe interval)	27
2.4	Arta proiectării unui arbore de intervale	28
2.5	Probleme	29
2.5.1	Problema Polynomial Queries (CSES)	29
2.5.2	Problema Nezzar and Binary String (Codeforces)	30

2.5.3	Problema Simple (infO(1)Cup 2019)	30
2.5.4	Problema Balama (Baraj ONI 2024)	31
3	Arbori indexați binar	33
3.1	<i>Benchmarks</i>	33
3.1.1	Varianta 1 (<i>point update, range query</i>)	34
3.1.2	Varianta 2 (<i>range update, range query</i>)	34
3.1.3	Concluzii	34
3.2	Actualizări punctuale și interogări pe interval	35
3.3	Reprezentare	35
3.4	Operația de interogare (suma unui interval)	35
3.5	Operația de actualizare (adăugare pe poziție)	36
3.6	Construcția în $\mathcal{O}(n)$	37
3.7	Găsirea unei valori punctuale	38
3.8	Căutarea binară a unei sume parțiale	39
3.9	Alte operații decât adunarea	40
3.10	Probleme	41
3.10.1	Problema The Permutation Game Again (SPOJ)	41
3.10.2	Problema Multiset (Codeforces)	41
3.10.3	Problema Hanoi Factory (Codeforces)	42
3.10.4	Problema Subsequences (Codeforces)	42
3.10.5	Problema D-query (SPOJ)	43
3.10.6	Problema Magic Board (CodeChef)	44
3.10.7	Problema Ball (Codeforces)	44
3.10.8	Problema Medwalk, revizitată (Lot 2025)	45
3.11	Interogări punctuale și actualizări pe interval	47
3.12	Interogări și actualizări pe interval	47
3.13	Arbori indexați binar 2D	50
3.13.1	Structura informației	50
3.13.2	Calculul sumei dintr-un dreptunghi	50
3.13.3	Actualizări punctuale	52
3.13.4	Construcția în $\mathcal{O}(n^2)$	53
4	Descompunere în radical	54
4.1	Actualizări punctuale	54
4.2	Actualizări pe interval	55
4.3	Optimizări	57
4.3.1	Evitați împărțirile!	57
4.3.2	Alegerea mărimii blocurilor	57
4.3.3	Alegerea mărimii blocurilor pentru operații inegale	58
4.4	Probleme	58
4.4.1	Problema Mexitate (ONI 2018 clasa a 9-a)	58

A	Cod-sursă	60
A.1	Arbori de intervale	60
A.1.1	Problema Xenia and Bit Operations (Codeforces)	60
A.1.2	Problema Distinct Characters Queries (Codeforces)	62
A.1.3	Problema K-query (SPOJ)	64
A.1.4	Problema Sereja and Brackets (Codeforces)	69
A.1.5	Problema Copying Data (Codeforces)	71
A.1.6	Problema PHF (FMI No Stress 2013)	73
A.1.7	Problema Points (Codeforces)	75
A.1.8	Problema Medwalk (Lot 2025)	78
A.2	Arbori de intervale cu propagare <i>lazy</i>	83
A.2.1	Problema Polynomial Queries (CSES)	83
A.2.2	Problema Nezzar and Binary String (Codeforces)	89
A.2.3	Problema Simple (infO(1)Cup 2019)	93
A.2.4	Problema Balama (Baraj ONI 2024)	97
A.3	Arbori indexați binar	104
A.3.1	Problema The Permutation Game Again (SPOJ)	104
A.3.2	Problema Multiset (Codeforces)	105
A.3.3	Problema Hanoi Factory (Codeforces)	107
A.3.4	Problema Subsequences (Codeforces)	109
A.3.5	Problema D-query (SPOJ)	111
A.3.6	Problema Magic Board (CodeChef)	113
A.3.7	Problema Ball (Codeforces)	116
A.3.8	Problema Medwalk revizitată (Lot 2025)	119
A.4	Descompunere în radical	125
A.4.1	Problema Mexitate (ONI 2018 clasa a 9-a)	125

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 intervale¹ (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.

¹Există 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.

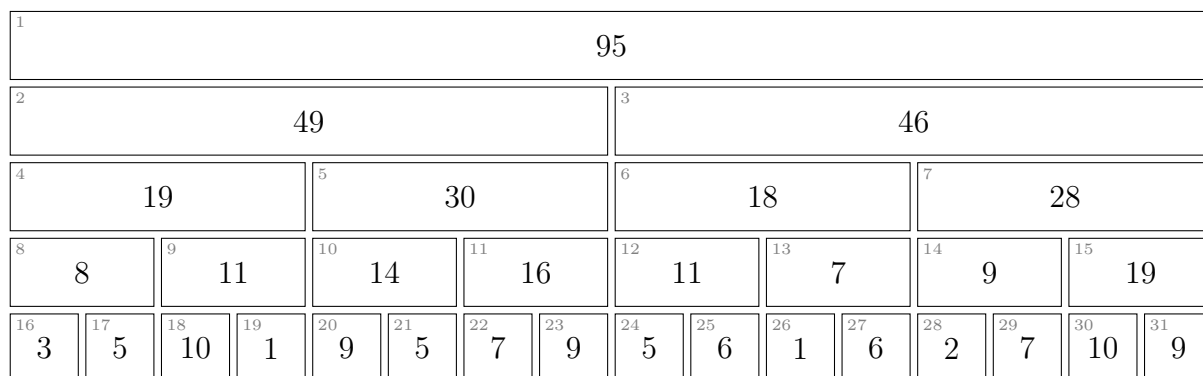


Figura 1.1: Un arbore de intervale cu 16 frunze și 15 noduri interne. Valorile din fiecare celulă reprezintă suma din frunzele subîntinse de acea celulă. Cu cifre mici este notat indicele fiecărei celule.

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.

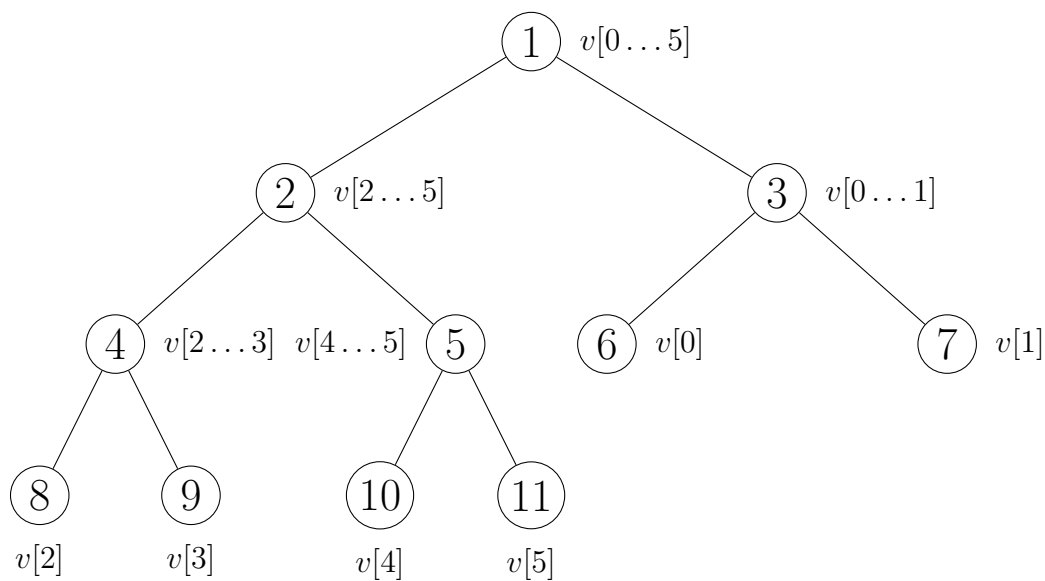


Figura 1.2: Reprezentarea arborilor de intervale cu exact $2n - 1$ noduri.

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 recalculate:

```
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 δ față de valoarea anterioară, atunci codul este chiar mai simplu, căci toți strămoșii poziției se modifică tot cu δ :

```

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 Σ 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 poziția (*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.
- [2] CP Algorithms, *Segment Tree*, URL: 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(l);
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 [închis, 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 $[3, 10)$:

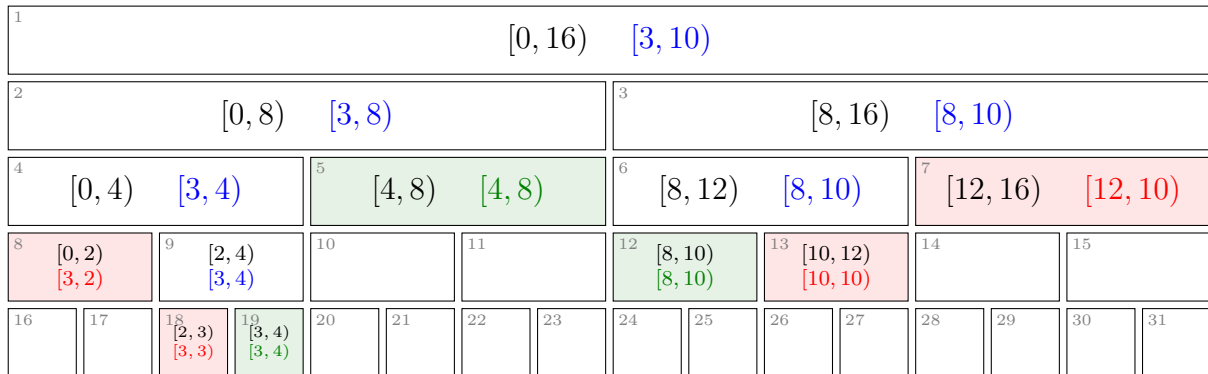


Figura 2.2: Arborele de apeluri în funcția de actualizare recursivă pe intervalul $[3, 10)$.

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

Complexitatea rămîne $\mathcal{O}(\log n)$, 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, așadar cantitățile de adăugat pe tot subarborele.
- În câmpurile propriu-zise vom stoca valorile necesare pentru interogări, așadar minimul par pe interval și maximul impar pe interval.
- Ce altceva ne mai trebuie ca să putem menține informația 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 cantități: maximul par și minimul impar.

Ca de obicei, este important ca la implementare să alegem dacă valoarea *lazy* este deja inclusă în nodul curent și 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 situații, vom avea undeva între 5 și 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 și $-\infty$ pentru a arăta că nu există maxime. Apoi lăsăm aceste valori să se combine fără să mai tratăm cazuri particulare. La final, știu că orice valori definite vor fi între 1 și $2 \cdot 20^9 + 2 \cdot 20^5 \cdot 2 \cdot 20^9$, conform limitelor din enunț. Valorile din afara acestui interval le interpretăm ca fiind nedefinite.

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

2.5.4 Problema Balama (Baraj ONI 2024)

[enunț](#) • [surse](#)

Vă veți întîlni des cu probleme unde soluția devine simplă dacă analizăm informațiile în altă ordine. În cazul de față, în loc să luăm în calcul liniile (care sînt subsecvențe 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 puțin o fereastră) **al doilea maxim**.

Exemplu: fie maximul global 1.000 și fie al doilea maxim global 999. Dacă 999 stă foarte departe de 1.000, la distanță de cel puțin k , atunci 999 va fi maxim în toate ferestrele de lățime k care îl conțin. Cu alte cuvinte, 999 se va regăsi doar pe ultima coloană în matricea B (și va fi mascat de 1.000). Să spunem că următoarele valori din șir, în ordine descrescătoare, sînt 998, 997 și 996 și toate se află la distanță 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 distanță $< k$) de o valoare anterioară, cum ar fi 997. Atunci există o fereastră în care 995 și 997 coexistă, deci 995 va fi al doilea maxim din acea fereastră și va apărea pe penultima coloană în B . Cum alte valori mai mari nu au această proprietate, 995 este răspunsul pe penultima poziție a soluției.

(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:

$$\begin{aligned}k &= \text{bbb}\dots\text{bbb}10000 \\ k - 1 &= \text{bbb}\dots\text{bbb}01111\end{aligned}$$

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

$$\text{str} = \text{bbb}\dots\text{bbb}00000$$

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 logaritm. 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 timp $> t$? 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 (∞, ∞) . 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 $[1 \dots k]$.

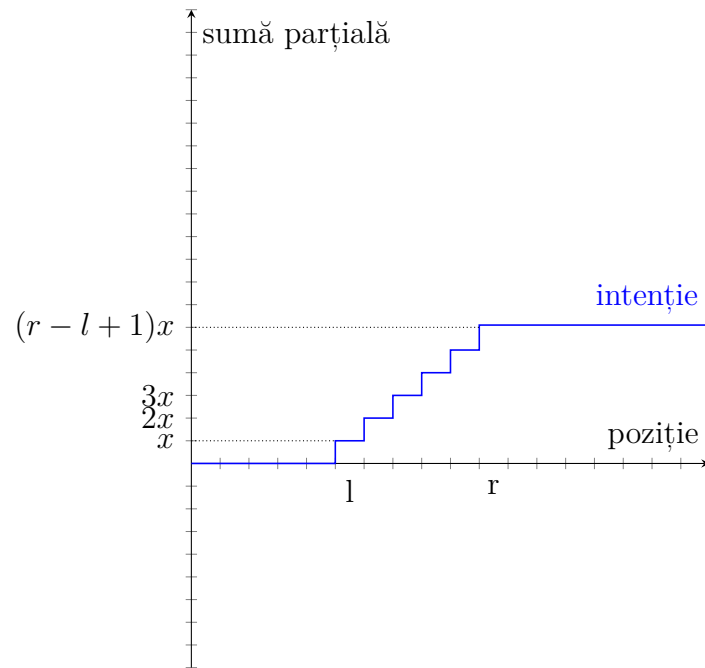
Aceasta funcționează deoarece, la interogarea pe poziția k ,

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 $[l, r]$.

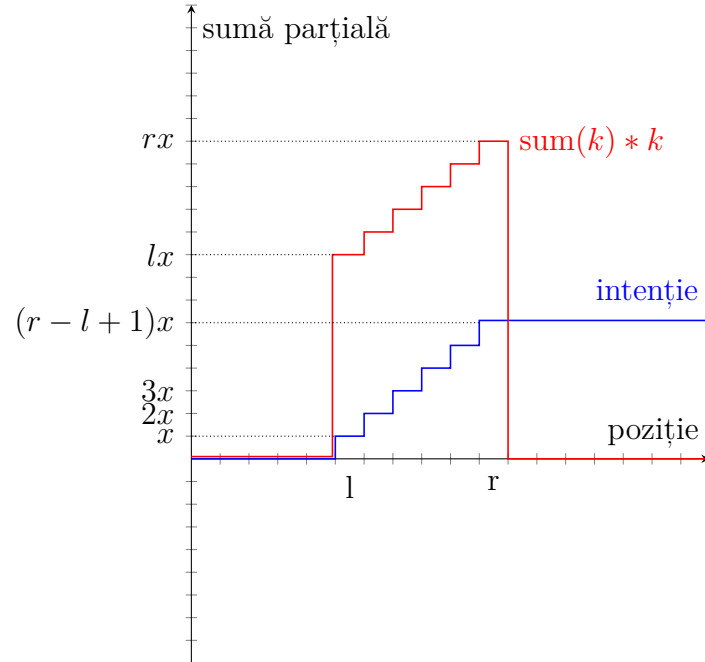
3.12 Interogări și actualizări pe interval

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).

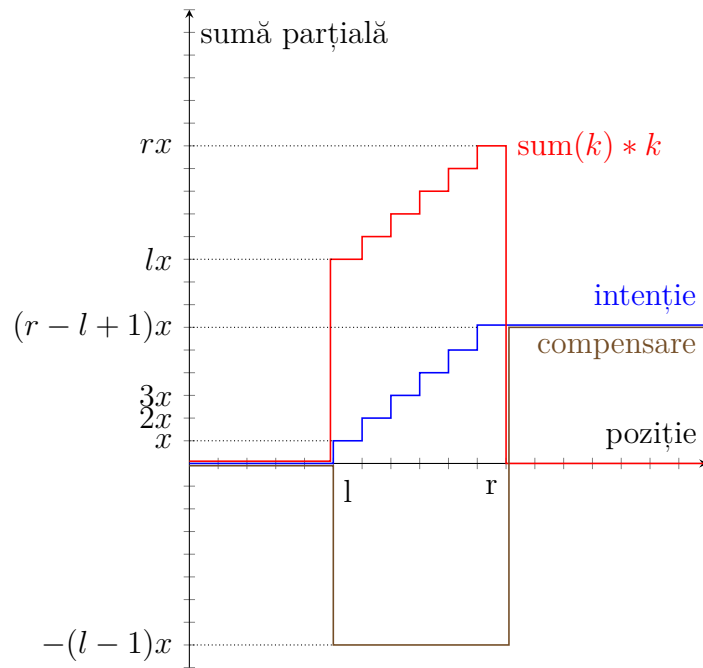
Având în vedere că AIB-urile se preocupă în special de sume parțiale, să examinăm grafic sumele parțiale după operația de adăugare a lui x pe intervalul $[l, r]$. Pe pozițiile $[l \dots r]$ ia naștere o funcție scară: dorim ca sumele parțiale să crească cu $x, 2x, \dots, (r - l + 1)x$.



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

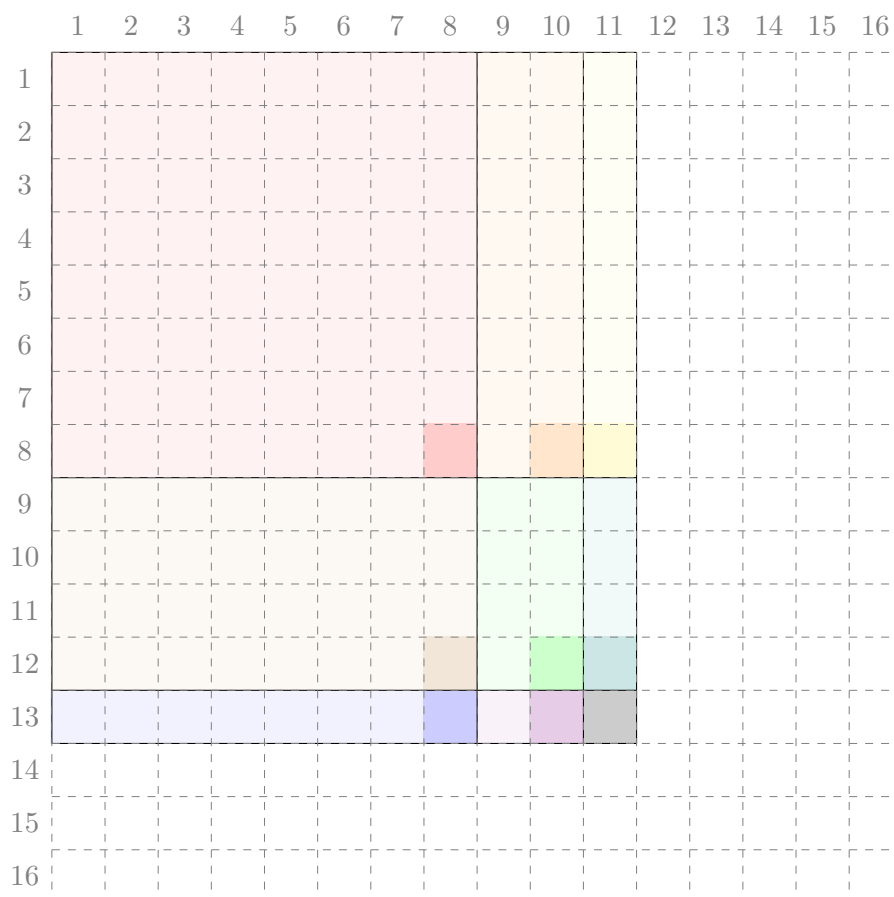
Așa cum arborele 1D modifică structura informației din vector, arborele 2D modifică structura informației din matrice. El stochează anumite sume parțiale. Mai exact, arborele stochează la poziția (r, c) suma elementelor din submatricea (originală) de dimensiuni $p \times q$ cu colțul dreapta-jos la coordonatele (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 8×4 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 13×11 se compune din 3×3 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;
}
```

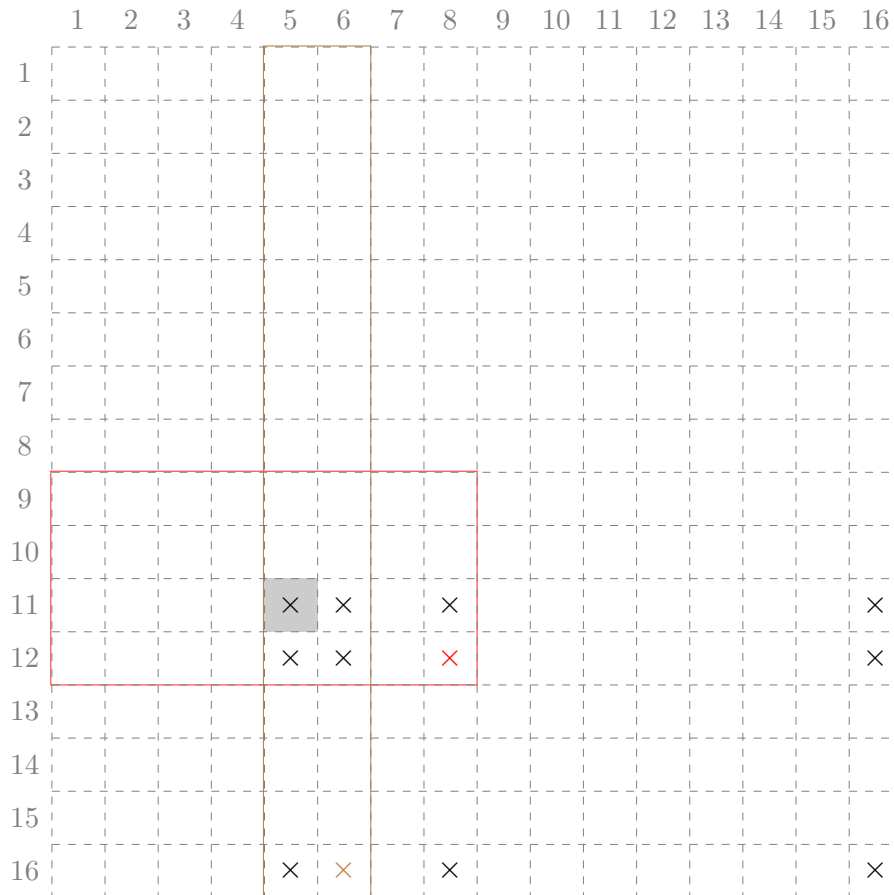
Desigur, putem calcula prin includeri și excluderi suma unui dreptunghi arbitrar:

```
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.

Anexa A

Cod-sursă

A.1 Arbori de intervale

A.1.1 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.1.2 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.1.3 Problema K-query (SPOJ)

[◀ înapoi](#)

Sursă cu arbori de intervale ([versiune online](#)).

```
// 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 ([versiune online](#)).

```
// 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.1.4 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.1.5 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.1.6 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.1.7 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.1.8 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 subîntinse 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;
}

```

A.2 Arbori de intervale cu propagare *lazy*

A.2.1 Problema Polynomial Queries (CSES)

[◀ înapoi](#)

Sursă cu AINT iterativ ([versiune online](#)).

```

// 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 ([versiune online](#)).

// 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;
}

```

A.2.2 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;
}

```

A.2.3 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;
}

```

A.2.4 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;
}

```

A.3 Arbori indexați binar

A.3.1 Problema The Permutation Game Again (SPOJ)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```
#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;
}

```

A.3.2 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;
}

```

A.3.3 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;
}

```

A.3.4 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;
}

```

A.3.5 Problema D-query (SPOJ)

[◀ înapoi](#) • [versiune online](#)

```

#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;
}

```

A.3.6 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;
}
```

A.3.7 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;
}

```

A.3.8 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/plat/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;
}

```

A.4 Descompunere în radical

A.4.1 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;
}
```
