

1 Datenstrukturen

1.1 Segmentbaum

SegTree baut den Baum auf $O(n)$
 query findet Summe über $[l,r]$ $O(\log(n))$
 update ändert einen Wert $O(\log(n))$

```

1 struct SegTree {
2     using T = ll;
3     int n;
4     vector<T> tree;
5     static constexpr T E = 0; // Neutral element for combine
6     SegTree(vector<T>& a) : n(sz(a)), tree(2 * n) {
7         //SegTree(int size, T val = E) : n(size), tree(2 * n, val) {
8         copy(all(a), tree.begin() + n);
9         for (int i = n - 1; i > 0; i--) { // remove for range update
10            tree[i] = comb(tree[2 * i], tree[2 * i + 1]);
11        }
12        T comb(T a, T b) {return a + b;} // modify this + neutral
13        void update(int i, T val) {
14            tree[i += n] = val; // apply update code
15            while (i /= 2) tree[i] = comb(tree[2 * i], tree[2 * i + 1]);
16        }
17        T query(int l, int r) {
18            T resL = E, resR = E;
19            for (l += n, r += n; l < r; l /= 2, r /= 2) {
20                if (l&1) resL = comb(resL, tree[l++]);
21                if (r&1) resR = comb(tree[--r], resR);
22            }
23            return comb(resL, resR);
24        }
25        // OR: range update + point query, needs commutative comb
26        void modify(int l, int r, T val) {
27            for (l += n, r += n; l < r; l /= 2, r /= 2) {
28                if (l&1) tree[l] = comb(tree[l], val), l++;
29                if (r&1) --r, tree[r] = comb(tree[r], val);
30            }
31            T query(int i) {
32                T res = E;
33                for (i += n; i > 0; i /= 2) res = comb(res, tree[i]);
34                return res;
35            }
36    };
    
```

1.1.1 Lazy Propagation

Assignment modifications, sum queries
 lower_bound erster Index in $[l,r]$ $\geq x$ (erfordert max-combine) $O(\log(n))$

```

1 struct SegTree {
2     using T = ll; using U = ll;
3     int n;
4     static constexpr T E = 0; // Neutral element for combine
5     static constexpr U UF = INF; // Unused value by updates
6     vector<T> tree;
7     int h;
8     vector<U> lazy;
9     vector<int> k; // size of segments (optional)
    
```

```

10 SegTree(const vector<T>& a) : n(sz(a) + 1), tree(2 * n, E),
11 //SegTree(int size, T def = E) : n(size + 1), tree(2 * n, def),
12     h(ceil(log2 * n)), lazy(n, UF), k(2 * n, 1) {
13     copy(all(a), tree.begin() + n);
14     for (int i = n - 1; i > 0; i--) {
15         k[i] = 2 * k[2 * i];
16         tree[i] = comb(tree[2 * i], tree[2 * i + 1]);
17     }
18     T comb(T a, T b) {return a + b;} // Modify this + E
19     void apply(int i, U val) { // And this + UF
20         tree[i] = val * k[i];
21         if (i < n) lazy[i] = val; // Don't forget this
22     }
23     void push_down(int i) {
24         if (lazy[i] != UF) {
25             apply(2 * i, lazy[i]);
26             apply(2 * i + 1, lazy[i]);
27             lazy[i] = UF;
28         }
29     void push(int i) {
30         for (int s = h; s > 0; s--) push_down(i >> s);
31     }
32     void build(int i) {
33         while (i /= 2) {
34             push_down(i);
35             tree[i] = comb(tree[2 * i], tree[2 * i + 1]);
36         }
37     void update(int l, int r, U val) {
38         l += n, r += n;
39         int l0 = l, r0 = r;
40         push(l0), push(r0 - 1);
41         for (; l < r; l /= 2, r /= 2) {
42             if (l&1) apply(l++, val);
43             if (r&1) apply(--r, val);
44         }
45         build(l0), build(r0 - 1);
46     }
47     T query(int l, int r) {
48         l += n, r += n;
49         push(l), push(r - 1);
50         T resL = E, resR = E;
51         for (; l < r; l /= 2, r /= 2) {
52             if (l&1) resL = comb(resL, tree[l++]);
53             if (r&1) resR = comb(tree[--r], resR);
54         }
55         return comb(resL, resR);
56     }
57     // Optional:
58     int lower_bound(int l, int r, T x) {
59         l += n, r += n;
60         push(l), push(r - 1);
61         int a[64] = {}, lp = 0, rp = 64;
62         for (; l < r; l /= 2, r /= 2) {
63             if (l&1) a[lp++] = l++;
64             if (r&1) a[--rp] = --r;
    
```

```

65     }
66     for (int i : a) if (i != 0 && tree[i] >= x) { // Modify this
67         while (i < n) {
68             push_down(i);
69             if (tree[2 * i] >= x) i = 2 * i; // And this
70             else i = 2 * i + 1;
71         }
72         return i - n;
73     }
74     return -1;
75 }
76 };
    
```

1.2 Wavelet Tree

WaveletTree baut den Baum auf $O(n \cdot \log(\Sigma))$
 kth sort $[l,r][k]$ $O(\log(\Sigma))$
 countSmaller Anzahl elemente in $[l,r]$ kleiner als k $O(\log(\Sigma))$

```

1 struct WaveletTree {
2     using it = vector<ll>::iterator;
3     WaveletTree *ln = nullptr, *rn = nullptr;
4     vector<int> b = {};
5     ll lo, hi;
6     WaveletTree(vector<ll> in) : WaveletTree(all(in)) {}
7     WaveletTree(it from, it to) : // call above one
8         lo(*min_element(from, to)), hi(*max_element(from, to) + 1) {
9         ll mid = (lo + hi) / 2;
10        auto f = [&](ll x) {return x < mid;};
11        for (it c = from; c != to; c++) {
12            b.push_back(b.back() + f(*c));
13        }
14        if (lo + 1 >= hi) return;
15        it pivot = stable_partition(from, to, f);
16        ln = new WaveletTree(from, pivot);
17        rn = new WaveletTree(pivot, to);
18    }
19    // kth element in sort[l, r] all 0-indexed
20    ll kth(int l, int r, int k) {
21        if (k < 0 || l + k >= r) return -1;
22        if (lo + 1 >= hi) return lo;
23        int inLeft = b[r] - b[l];
24        if (k < inLeft) return ln->kth(b[l], b[r], k);
25        else return rn->kth(l-b[l], r-b[r], k-inLeft);
26    }
27    // count elements in[l, r] smaller than k
28    int countSmaller(int l, int r, ll k) {
29        if (l >= r || k <= lo) return 0;
30        if (hi <= k) return r - l;
31        return ln->countSmaller(b[l], b[r], k) +
32            rn->countSmaller(l-b[l], r-b[r], k);
33    }
34    ~WaveletTree() {delete ln; delete rn;}
35 };
    
```

1.3 Fenwick Tree

init baut den Baum auf $O(n \cdot \log(n))$
 prefix_sum summe von $[0, i]$ $O(\log(n))$
 update addiert ein Delta zu einem Element $O(\log(n))$

```
1 vector<ll> tree;
2 void update(int i, ll val) {
3     for (i++; i < sz(tree); i += i & -i) tree[i] += val;
4 }
5 void init(int n) {
6     tree.assign(n + 1, 0);
7 }
8 ll prefix_sum(int i) {
9     ll sum = 0;
10    for (i++; i > 0; i -= i & -i) sum += tree[i];
11    return sum;
12 }
```

init baut den Baum auf $O(n \cdot \log(n))$
 prefix_sum summe von $[0, i]$ $O(\log(n))$
 update addiert ein Delta zu allen Elementen $[l, r]$. $l \leq r!$ $O(\log(n))$

```
1 vector<ll> add, mul;
2 void update(int l, int r, ll val) {
3     for (int tl = l + 1; tl < sz(add); tl += tl & -tl)
4         add[tl] += val, mul[tl] -= val * l;
5     for (int tr = r + 1; tr < sz(add); tr += tr & -tr)
6         add[tr] -= val, mul[tr] += val * r;
7 }
8 void init(vector<ll>& v) {
9     mul.assign(sz(v) + 1, 0);
10    add.assign(sz(v) + 1, 0);
11    for (int i = 0; i < sz(v); i++) update(i, i + 1, v[i]);
12 }
13 ll prefix_sum(int i) {
14     ll res = 0; i++;
15     for (int ti = i; ti > 0; ti -= ti & -ti)
16         res += add[ti] * i + mul[ti];
17     return res;
18 }
```

1.4 STL-Rope (Implicit Cartesian Tree)

```
1 #include <ext/rope>
2 using namespace __gnu_cxx;
3 rope<int> v; // Wie normaler Container.
4 v.push_back(num); // O(log(n))
5 rope<int> sub = v.substr(start, length); // O(log(n))
6 v.erase(start, length); // O(log(n))
7 v.insert(v.mutable_begin() + offset, sub); // O(log(n))
8 for(auto it = v.mutable_begin(); it != v.mutable_end(); it++)
```

1.5 (Implicit) Treap (Cartesian Tree)

insert fügt wert *val* an stelle *i* ein (verschiebt alle Positionen $\geq i$) $O(\log(n))$
 remove löscht werte $[i, i+count)$ $O(\log(n))$

```
1 mt19937 rng(0xc4bd5dad);
2 struct Treap {
3     struct Node {
4         ll val;
5         int prio, size = 1, l = -1, r = -1;
6         Node(ll x) : val(x), prio(rng()) {}
7     };
8     vector<Node> treap;
9     int root = -1;
10    int getSize(int v) {
11        return v < 0 ? 0 : treap[v].size;
12    }
13    void upd(int v) {
14        if (v < 0) return;
15        auto& V = treap[v];
16        V.size = 1 + getSize(V.l) + getSize(V.r);
17        // Update Node Code
18    }
19    void push(int v) {
20        if (v < 0) return;
21        //auto& V = treap[v];
22        //if (V.lazy) {
23            // Lazy Propagation Code
24            // if (V.l >= 0) treap[V.l].lazy = true;
25            // if (V.r >= 0) treap[V.r].lazy = true;
26            // V.lazy = false;
27            //}
28    }
29    pair<int, int> split(int v, int k) {
30        if (v < 0) return {-1, -1};
31        auto& V = treap[v];
32        push(v);
33        if (getSize(V.l) >= k) { // "V.val >= k" for lower_bound(k)
34            auto [left, right] = split(V.l, k);
35            V.l = right;
36            upd(v);
37            return {left, v};
38        } else {
39            // and only "k"
40            auto [left, right] = split(V.r, k - getSize(V.l) - 1);
41            V.r = left;
42            upd(v);
43            return {v, right};
44        }
45    }
46    int merge(int left, int right) {
47        if (left < 0) return right;
48        if (right < 0) return left;
49        if (treap[left].prio < treap[right].prio) {
50            push(left);
51            treap[left].r = merge(treap[left].r, right);
52            upd(left);
53            return left;
54        } else {
55            push(right);
56            treap[right].l = merge(left, treap[right].l);
57            upd(right);
58            return right;
59        }
60    }
61    void insert(int i, ll val) { // and i = val
62        auto [left, right] = split(root, i);
63        treap.emplace_back(val);
64        left = merge(left, sz(treap) - 1);
65        root = merge(left, right);
66    }
67    void remove(int i, int count = 1) {
68        auto [left, t_right] = split(root, i);
69        auto [middle, right] = split(t_right, count);
70        root = merge(left, right);
71        // for query use remove and read middle BEFORE remerging
72    }
73 }
```

```
53 } else {
54     push(right);
55     treap[right].l = merge(left, treap[right].l);
56     upd(right);
57     return right;
58 }
59 void insert(int i, ll val) { // and i = val
60     auto [left, right] = split(root, i);
61     treap.emplace_back(val);
62     left = merge(left, sz(treap) - 1);
63     root = merge(left, right);
64 }
65 void remove(int i, int count = 1) {
66     auto [left, t_right] = split(root, i);
67     auto [middle, right] = split(t_right, count);
68     root = merge(left, right);
69 }
70 // for query use remove and read middle BEFORE remerging
71 };
```

1.6 Range Minimum Query

init baut Struktur auf $O(n \cdot \log(n))$
 queryIdempotent Index des Minimums in $[l, r]$. $l < r!$ $O(1)$
 • better-Funktion muss idempotent sein!

```
1 struct SparseTable {
2     vector<vector<int>> st;
3     ll *a;
4     int better(int lid, int rid) {
5         return a[lid] <= a[rid] ? lid : rid;
6     }
7     void init(vector<ll>& vec) {
8         int n = sz(*vec);
9         a = vec->data();
10        st.assign(__lg(n) + 1, vector<int>(n));
11        iota(all(st[0]), 0);
12        for (int j = 0; (2 << j) <= n; j++) {
13            for (int i = 0; i + (2 << j) <= n; i++) {
14                st[j + 1][i] = better(st[j][i], st[j][i + (1 << j)]);
15            }
16        }
17        int queryIdempotent(int l, int r) {
18            if (r <= l) return -1;
19            int j = __lg(r - l); //31 - builtin_clz(r - l);
20            return better(st[j][l], st[j][r - (1 << j)]);
21        }
22    };
```

1.7 STL-Bitset

```
1 bitset<10> bits(0b000010100);
2 bits._Find_first(); //2
3 bits._Find_next(2); //4
4 bits._Find_next(4); //10 bzw. N
5 bits[x] = 1; //not bits.set(x) or bits.reset(x)!
6 bits[x].flip(); //not bits.flip(x)!
7 bits.count(); //number of set bits
```

1.8 Link-Cut-Tree

| | | |
|-----------|---|--------------|
| LCT | baut Wald auf | $O(n)$ |
| connected | prüft ob zwei Knoten im selben Baum liegen | $O(\log(n))$ |
| link | fügt $\{x,y\}$ Kante ein | $O(\log(n))$ |
| cut | entfernt $\{x,y\}$ Kante | $O(\log(n))$ |
| lca | berechnet LCA von x und y | $O(\log(n))$ |
| query | berechnet query auf den Knoten des xy -Pfades | $O(\log(n))$ |
| modify | erhöht jeden wert auf dem xy -Pfad | $O(\log(n))$ |

```

1  constexpr ll queryDefault = 0;
2  constexpr ll updateDefault = 0;
3  ll _modify(ll x, ll y) {
4      return x + y;
5  }
6  ll _query(ll x, ll y) {
7      return x + y;
8  }
9  ll _update(ll delta, int length) {
10     if (delta == updateDefault) return updateDefault;
11     //ll result = delta
12     //for (int i=1; i<length; i++) result = _query(result, delta);
13     return delta * length;
14 }
15 //generic:
16 ll joinValueDelta(ll value, ll delta) {
17     if (delta == updateDefault) return value;
18     return _modify(value, delta);
19 }
20 ll joinDeltas(ll delta1, ll delta2) {
21     if (delta1 == updateDefault) return delta2;
22     if (delta2 == updateDefault) return delta1;
23     return _modify(delta1, delta2);
24 }
25 struct LCT {
26     struct Node {
27         ll nodeValue, subTreeValue, delta;
28         bool revert;
29         int id, size;
30         Node *left, *right, *parent;
31         Node(int id = 0, int val = queryDefault) :
32             nodeValue(val), subTreeValue(val), delta(updateDefault),
33             revert(false), id(id), size(1),
34             left(nullptr), right(nullptr), parent(nullptr) {}
35         bool isRoot() {
36             return !parent || (parent->left != this &&
37                 parent->right != this);
38         }
39         void push() {
40             if (revert) {
41                 revert = false;
42                 swap(left, right);
43                 if (left) left->revert ^= 1;
44                 if (right) right->revert ^= 1;
45             }
46             nodeValue = joinValueDelta(nodeValue, delta);

```

```

47     subTreeValue = getSubtreeValue();
48     if (left) left->delta = joinDeltas(left->delta, delta);
49     if (right) right->delta = joinDeltas(right->delta, delta);
50     delta = updateDefault;
51 }
52 ll getSubtreeValue() {
53     return joinValueDelta(subTreeValue, _update(delta, size));
54 }
55 void update() {
56     subTreeValue = joinValueDelta(nodeValue, delta);
57     size = 1;
58     if (left) {
59         subTreeValue = _query(left->getSubtreeValue(),
60             subTreeValue);
61         size += left->size;
62     }
63     if (right) {
64         subTreeValue = _query(subTreeValue,
65             right->getSubtreeValue());
66         size += right->size;
67     }
68 };
69 vector<Node> nodes;
70 LCT(int n) : nodes(n) {
71     for (int i = 0; i < n; i++) nodes[i].id = i;
72 }
73 void connect(Node* ch, Node* p, int isLeftChild) {
74     if (ch) ch->parent = p;
75     if (isLeftChild >= 0) {
76         if (isLeftChild) p->left = ch;
77         else p->right = ch;
78     }
79 void rotate(Node* x) {
80     Node* p = x->parent;
81     Node* g = p->parent;
82     bool isRootP = p->isRoot();
83     bool leftChildX = (x == p->left);
84     connect(leftChildX ? x->right : x->left, p, leftChildX);
85     connect(p, x, !leftChildX);
86     connect(x, g, isRootP ? -1 : p == g->left);
87     p->update();
88 }
89 void splay(Node* x) {
90     while (!x->isRoot()) {
91         Node* p = x->parent;
92         Node* g = p->parent;
93         if (!p->isRoot()) g->push();
94         p->push();
95         x->push();
96         if (!p->isRoot()) rotate((x == p->left) ==
97             (p == g->left) ? p : x);
98         rotate(x);
99     }
100     x->push();
101     x->update();

```

```

102 }
103 Node* expose(Node* x) {
104     Node* last = nullptr;
105     for (Node* y = x; y; y = y->parent) {
106         splay(y);
107         y->left = last;
108         last = y;
109     }
110     splay(x);
111     return last;
112 }
113 void makeRoot(Node* x) {
114     expose(x);
115     x->revert ^= 1;
116 }
117 bool connected(Node* x, Node* y) {
118     if (x == y) return true;
119     expose(x);
120     expose(y);
121     return x->parent;
122 }
123 void link(Node* x, Node* y) {
124     assert(!connected(x, y)); // not yet connected!
125     makeRoot(x);
126     x->parent = y;
127 }
128 void cut(Node* x, Node* y) {
129     makeRoot(x);
130     expose(y);
131     //must be a tree edge!
132     assert(!(y->right != x || x->left != nullptr));
133     y->right->parent = nullptr;
134     y->right = nullptr;
135 }
136 Node* lca(Node* x, Node* y) {
137     assert(connected(x, y));
138     expose(x);
139     return expose(y);
140 }
141 ll query(Node* from, Node* to) {
142     makeRoot(from);
143     expose(to);
144     if (to) return to->getSubtreeValue();
145     return queryDefault;
146 }
147 void modify(Node* from, Node* to, ll delta) {
148     makeRoot(from);
149     expose(to);
150     to->delta = joinDeltas(to->delta, delta);
151 }
152 };

```

1.9 Lichao

```

1 vector<ll> xs; // IMPORTANT: Initialize before constructing!
2 int findX(ll i) {return lower_bound(all(xs), i) - begin(xs);}
3 struct Fun { // Default: Linear function. Change as needed.
4     ll m, c;
5     ll operator()(int x) {return m*x[x] + c;}
6 };
7 // Default: Computes min. Change lines with comment for max.
8 struct Lichao {
9     static constexpr Fun id = {0, INF}; // {0, -INF}
10    int n, cap;
11    vector<Fun> seg;
12    Lichao() : n(sz(xs)), cap(2 << __lg(n)), seg(2 * cap, id) {}
13    void _insert(Fun f, int l, int r, int i) {
14        while (i < 2 * cap) {
15            int m = (l+r)/2;
16            if (m >= n) {r = m; i = 2*i; continue;}
17            Fun &g = seg[i];
18            if (f(m) < g(m)) swap(f, g); // >
19            if (f(l) < g(l)) r = m, i = 2*i; // >
20            else l = m, i = 2*i+1;
21        }
22        void insert(Fun f) {_insert(f, 0, cap, 1);}
23        void _segmentInsert(Fun f, int l, int r, int a, int b, int i) {
24            if (l <= a && b <= r) _insert(f, a, b, i);
25            else if (a < r && l < b) {
26                int m = (a+b)/2;
27                _segmentInsert(f, l, r, a, m, 2*i);
28                _segmentInsert(f, l, r, m, b, 2*i+1);
29            }
30            void segmentInsert(Fun f, ll l, ll r) {
31                _segmentInsert(f, findX(l), findX(r), 0, cap, 1);
32            }
33            ll _query(int x) {
34                ll ans = INF; // -INF
35                for (int i = x + cap; i > 0; i /= 2) {
36                    ans = min(ans, seg[i](x)); // max
37                }
38                return ans;
39            }
40            ll query(ll x) {return _query(findX(x));}
41 };

```

1.10 Policy Based Data Structures

Wichtig: Verwende p.swap(p2) anstatt swap(p, p2)!

```

1 #include <ext/pb_ds/priority_queue.hpp>
2 template<typename T>
3 using pQueue = __gnu_pbds::priority_queue<T>; //<T, greater<T>>
4 auto it = pq.push(5);
5 pq.modify(it, 6);
6 pq.join(pq2);
7 // push, join are O(1), pop, modify, erase O(log n) amortized

```

```

1 #include <ext/pb_ds/assoc_container.hpp>
2 using namespace __gnu_pbds;
3 template<typename T>
4 using Tree = tree<T, null_type, less<T>, rb_tree_tag,
5     tree_order_statistics_node_update>;
6 // T.order_of_key(x): number of elements strictly less than x
7 // *T.find_by_order(k): k-th element
8 constexpr uint64_t RNG = ll(2e18 * acos(-1)) | 199; // random odd
9 template<typename T>
10 struct chash {
11     size_t operator()(T o) const {
12         return __builtin_bswap64(hash<T>()(o) * RNG);
13     };
14     template<typename K, typename V>
15     using hashMap = gp_hash_table<K, V, chash<K>>;
16     template<typename T>
17     using hashSet = gp_hash_table<T, null_type, chash<T>>;

```

1.11 Lower/Upper Envelope (Convex Hull Optimization)

Um aus einem lower envelope einen upper envelope zu machen (oder umgekehrt), einfach beim Einfügen der Geraden m und b negieren.

```

1 // Min über Geraden mit MONOTONEN Inserts UND Queries. Jede neu
2 // Gerade hat kleineres pair(m, c) als alle vorherigen.
3 struct Line {
4     ll m, c;
5     ll operator()(ll x) {return m*x+c;}
6 };
7 vector<Line> ls;
8 ll ptr = 0;
9 bool bad(Line l1, Line l2, Line l3) {
10     return (l3.c-l1.c)*(l1.m-l2.m) < (l2.c-l1.c)*(l1.m-l3.m);
11 }
12 void add(ll m, ll c) { // m fallend, Laufzeit O(1) amortisiert
13     while (sz(ls) > 1 && bad(ls.end()-2, ls.end()-1, {m, c})) {
14         ls.pop_back();
15     }
16     ls.push_back({m, c});
17     ptr = min(ptr, sz(ls) - 1);
18 }
19 ll query(ll x) { // x >= letztes x, Laufzeit: O(1) amortisiert
20     ptr = min(ptr, sz(ls) - 1);
21     while (ptr + 1 < sz(ls) && ls[ptr + 1](x) < ls[ptr](x)) ptr++;
22     return ls[ptr](x);
23 }

```

```

1 struct Line {
2     mutable ll m, c, p;
3     bool operator<(const Line& o) const {return m < o.m;}
4     bool operator<(ll x) const {return p < x;}
5 };
6 struct HullDynamic : multiset<Line, less<>> { // max über Geraden
7     // (for doubles, use INF = 1/.0, div(a,c) = a/c)
8     ll div(ll a, ll c) {return a / c - ((a ^ c) < 0 && a % c);}
9     bool isect(iterator x, iterator y) {

```

```

10     if (y == end()) {x->p = INF; return false;}
11     if (x->m == y->m) x->p = x->c > y->c ? INF : -INF;
12     else x->p = div(y->c - x->c, x->m - y->m);
13     return x->p >= y->p;
14 }
15 void add(ll m, ll c) {
16     auto x = insert({m, c, 0});
17     while (isect(x, next(x))) erase(next(x));
18     if (x != begin()) {
19         x--;
20         if (isect(x, next(x))) {
21             erase(next(x));
22             isect(x, next(x));
23         }
24         while (x != begin() && prev(x)->p >= x->p) {
25             x--;
26             isect(x, erase(next(x)));
27         }
28     }
29     ll query(ll x) {
30         auto l = *lower_bound(x);
31         return l.m * x + l.c;
32     };

```

1.12 Union-Find

| | | |
|-------------------------------|-----------------------------|--------------------------|
| init | legt n einzelne Unions an | $O(n)$ |
| findSet | findet den Repräsentanten | $O(\log(n))$ |
| unionSets | vereint 2 Mengen | $O(\log(n))$ |
| m -findSet + n -unionSets | Folge von Befehlen | $O(n+m \cdot \alpha(n))$ |

```

1 // unions[i] >= 0 => unions[i] = parent
2 // unions[i] < 0 => unions[i] = -size
3 vector<int> unions;
4 void init(int n) { // Initialisieren
5     unions.assign(n, -1);
6 }
7 int findSet(int a) { // Pfadkompression
8     if (unions[a] < 0) return a;
9     return unions[a] = findSet(unions[a]);
10 }
11 void linkSets(int a, int b) { // Union by size.
12     if (unions[b] > unions[a]) swap(a, b);
13     unions[b] += unions[a];
14     unions[a] = b;
15 }
16 void unionSets(int a, int b) { // Diese Funktion aufrufen.
17     if (findSet(a) != findSet(b)) linkSets(findSet(a), findSet(b));
18 }
19 int size(int a) { // optional
20     return -unions[findSet(a)];
21 }

```

1.13 Persistent

get berechnet Wert zu Zeitpunkt t $O(\log(t))$
 set ändert Wert zu Zeitpunkt t $O(\log(t))$
 reset setzt die Datenstruktur auf Zeitpunkt t $O(1)$

```

1 template<typename T>
2 struct persistent {
3     int& time;
4     vector<pair<int, T>> data;
5     persistent(int& time, T value = {})
6         : time(time), data(1, {2*time, value}) {}
7     T get(int t) {
8         return prev(upper_bound(all(data), pair{2*t+1, T{}}))->second;
9     }
10    int set(T value) {
11        time++;
12        data.push_back({2*time, value});
13        return time;
14    }
15 };
    
```

```

1 template<typename T>
2 struct persistentArray {
3     int time;
4     vector<persistent<T>> data;
5     vector<pair<int, int>> mods;
6     persistentArray(int n, T value = {})
7         : time(0), data(n, {time, value}) {}
8     T get(int p, int t) {return data[p].get(t);}
9     int set(int p, T value) {
10        mods.push_back({p, data[p].set(value)});
11        return mods.back().second;
12    }
13    void reset(int t) {
14        while (!mods.empty() && mods.back().second > t) {
15            data[mods.back().first].data.pop_back();
16            mods.pop_back();
17        }
18        time = t;
19    }
20 };
    
```

2 Graphen

2.1 Kruskal

berechnet den Minimalen Spannbaum $O(|E| \cdot \log(|E|))$

```

1 sort(all(edges));
2 vector<Edge> mst;
3 ll cost = 0;
4 for (Edge& e : edges) {
5     if (findSet(e.from) != findSet(e.to)) {
6         unionSets(e.from, e.to);
7         mst.push_back(e);
8         cost += e.cost;
9     }
10 }
    
```

2.2 Minimale Spannbaume

Schnitteigenschaft Für jeden Schnitt C im Graphen gilt: Gibt es eine Kante e , die echt leichter ist als alle anderen Schnittkanten, so gehört diese zu allen minimalen Spannbaumen. (\Rightarrow Die leichteste Kante in einem Schnitt kann in einem minimalen Spannbaum verwendet werden.)

Kreiseigenschaft Für jeden Kreis K im Graphen gilt: Die schwerste Kante auf dem Kreis ist nicht Teil des minimalen Spannbaums.

2.3 Heavy-Light Decomposition

get_intervals gibt Zerlegung des Pfades von u nach v $O(\log(|V|))$

Wichtig: Intervalle sind halboffen

Subbaum unter dem Knoten v ist das Intervall $[in[v], out[v])$.

```

1 vector<vector<int>> adj;
2 vector<int> sz, in, out, nxt, par;
3 int counter;
4 void dfs_sz(int v = 0, int from = -1) {
5     for (auto& u : adj[v]) if (u != from) {
6         dfs_sz(u, v);
7         sz[v] += sz[u];
8         if (adj[v][0] == from || sz[u] > sz[adj[v][0]]) {
9             swap(u, adj[v][0]); //changes adj!
10        }
11    }
12    void dfs_hld(int v = 0, int from = -1) {
13        par[v] = from;
14        in[v] = counter++;
15        for (int u : adj[v]) if (u != from) {
16            nxt[u] = (u == adj[v][0]) ? nxt[v] : u;
17            dfs_hld(u, v);
18        }
19        out[v] = counter;
20    }
21    void init(int root = 0) {
22        int n = sz(adj);
23        sz.assign(n, 1), nxt.assign(n, root), par.assign(n, -1);
24        in.resize(n), out.resize(n);
25        counter = 0;
26        dfs_sz(root);
27        dfs_hld(root);
28    }
29    template<typename F>
30    void for_intervals(int u, int v, F&& f) {
31        for (; v = par[nxt[v]]; ) {
32            if (in[v] < in[u]) swap(u, v);
33            f(max(in[u], in[nxt[v]]), in[v] + 1);
34            if (in[nxt[v]] <= in[u]) return;
35        }
36    }
37    int get_lca(int u, int v) {
38        for (; v = par[nxt[v]]; ) {
39            if (in[v] < in[u]) swap(u, v);
40            if (in[nxt[v]] <= in[u]) return u;
41        }
42    }
    
```

2.4 Lowest Common Ancestor

init baut DFS-Baum über g auf $O(|V| \cdot \log(|V|))$
 getLCA findet LCA $O(1)$
 getDepth berechnet Distanz zur Wurzel im DFS-Baum $O(1)$

```

1 struct LCA {
2     vector<ll> depth;
3     vector<int> visited, first;
4     int idx;
5     SparseTable st; //sparse table Seite 2
6     void init(vector<vector<int>>& adj, int root) {
7         depth.assign(2 * sz(adj), 0);
8         visited.assign(2 * sz(adj), -1);
9         first.assign(sz(adj), 2 * sz(adj));
10        idx = 0;
11        dfs(adj, root);
12        st.init(&depth);
13    }
14    void dfs(vector<vector<int>>& adj, int v, ll d=0) {
15        visited[idx] = v, depth[idx] = d;
16        first[v] = min(idx, first[v]), idx++;
17        for (int u : adj[v]) {
18            if (first[u] == 2 * sz(adj)) {
19                dfs(adj, u, d + 1);
20                visited[idx] = v, depth[idx] = d, idx++;
21            }
22        }
23        int getLCA(int u, int v) {
24            if (first[u] > first[v]) swap(u, v);
25            return visited[st.queryIdempotent(first[u], first[v] + 1)];
26        }
27        ll getDepth(int v) {return depth[first[v]];}
28    };
    
```

2.5 Centroids

find_centroid findet alle Centroids des Baums (maximal 2) $O(|V|)$

```

1 vector<int> s;
2 void dfs_sz(int v, int from = -1) {
3     s[v] = 1;
4     for (int u : adj[v]) if (u != from) {
5         dfs_sz(u, v);
6         s[v] += s[u];
7     }
8     pair<int, int> dfs_cent(int v, int from, int n) {
9         for (int u : adj[v]) if (u != from) {
10            if (2 * s[u] == n) return {v, u};
11            if (2 * s[u] > n) return dfs_cent(u, v, n);
12        }
13        return {v, -1};
14    }
15    pair<int, int> find_centroid(int root = 0) {
16        s.resize(sz(adj));
17        dfs_sz(root);
18        return dfs_cent(root, -1, s[root]);
19    }
    
```

2.6 Eulertouren

euler berechnet den Kreis $O(|V|+|E|)$

```

1 vector<vector<pair<int, int>>> adj; // gets destroyed!
2 vector<int> cycle;
3
4 void addEdge(int u, int v) {
5     adj[u].emplace_back(v, sz(adj[v]));
6     adj[v].emplace_back(u, sz(adj[u]) - 1); // remove for directed
7 }
8
9 void euler(int v) {
10     while (!adj[v].empty()) {
11         auto [u, rev] = adj[v].back();
12         adj[v].pop_back();
13         if (u < 0) continue; // remove for directed
14         adj[u][rev].first = -1; // remove for directed
15         euler(u);
16     }
17     cycle.push_back(v); // Zyklus in umgekehrter Reihenfolge.
18 }

```

- Zyklus existiert, wenn jeder Knoten geraden Grad hat (ungerichtet), bei jedem Knoten Ein- und Ausgangsgrad übereinstimmen (gerichtet).
- Pfad existiert, wenn genau $\{0,2\}$ Knoten ungeraden Grad haben (ungerichtet), bei allen Knoten Ein- und Ausgangsgrad übereinstimmen oder einer eine Ausgangskante mehr hat (Startknoten) und einer eine Eingangskante mehr hat (Endknoten).
- Je nach Aufgabenstellung überprüfen, wie ein unzusammenhängender Graph interpretiert werden sollen.
- Wenn eine bestimmte Sortierung verlangt wird oder Laufzeit vernachlässigbar ist, ist eine Implementierung mit einem `vector<set<int>>` adj leichter
- Wichtig: Algorithmus schlägt nicht fehl, falls kein Eulerzyklus existiert. Die Existenz muss separat geprüft werden.

2.7 Baum-Isomorphie

treeLabel berechnet kanonischen Namen für einen Baum $O(|V|\cdot\log(|V|))$

```

1 vector<vector<int>> adj;
2 map<vector<int>, int> known; // dont reset!
3
4 int treeLabel(int v, int from = -1) {
5     vector<int> children;
6     for (int u : adj[v]) {
7         if (u == from) continue;
8         children.push_back(treeLabel(u, v));
9     }
10    sort(all(children));
11    if (known.find(children) == known.end()) {
12        known[children] = sz(known);
13    }
14    return known[children];
15 }

```

2.8 DFS

| Kantentyp (v,w) | dfs[v] < dfs[w] | fin[v] > fin[w] | seen[w] |
|-----------------|-----------------|-----------------|---------|
| in-tree | true | true | false |
| forward | true | true | true |
| backward | false | false | true |
| cross | false | true | true |

2.9 Strongly Connected Components (TARJAN)

scc berechnet starke Zusammenhangskomponenten $O(|V|+|E|)$

Info: SCCs sind in umgekehrter topologischer Reihenfolge!

```

1 vector<vector<int>> adj;
2 int sccCounter;
3 vector<int> low, idx, s; //idx enthält Index der SCC pro Knoten.
4
5 void visit(int v) {
6     int old = low[v] = sz(s);
7     s.push_back(v);
8     for (auto u : adj[v]) {
9         if (low[u] < 0) visit(u);
10        if (idx[u] < 0) low[v] = min(low[v], low[u]);
11    }
12    if (old == low[v]) {
13        for (int i = old; i < sz(s); i++) idx[s[i]] = sccCounter;
14        sccCounter++;
15        s.resize(old);
16    }
17 }
18
19 void scc() {
20     low.assign(sz(adj), -1);
21     idx.assign(sz(adj), -1);
22     sccCounter = 0;
23     for (int i = 0; i < sz(adj); i++) {
24         if (low[i] < 0) visit(i);
25     }
26 }

```

2.10 2-SAT

```

1 constexpr int var(int i) {return i << 1;} // use this!
2 struct sat2 {
3     int n; // + scc Variablen
4     vector<int> sol;
5     sat2(int vars) : n(vars*2), adj(n) {}
6
7     void addImpl(int a, int b) {
8         adj[a].push_back(b);
9         adj[1^b].push_back(1^a);
10    }
11    void addEquiv(int a, int b) {addImpl(a, b); addImpl(b, a);}
12    void addOr(int a, int b) {addImpl(1^a, b);}
13    void addXor(int a, int b) {addOr(a, b); addOr(1^a, 1^b);}
14    void addTrue(int a) {addImpl(1^a, a);}
15    void addFalse(int a) {addTrue(1^a);}
16    void addAnd(int a, int b) {addTrue(a); addTrue(b);}
17    void addNand(int a, int b) {addOr(1^a, 1^b);}
18
19    bool solve() {
20        scc(); //scc code von oben
21        sol.assign(n, -1);
22        for (int i = 0; i < n; i += 2) {
23            if (idx[i] == idx[i + 1]) return false;
24            sol[i] = idx[i] < idx[i + 1];
25            sol[i + 1] = !sol[i];
26        }
27        return true;
28    }
29 };

```

2.11 Artikulationspunkte, Brücken und BCC

find berechnet Artikulationspunkte, Brücken und BCC $O(|V|+|E|)$

Wichtig: isolierte Knoten und Brücken sind keine BCC.

```

1 vector<vector<Edge>> adj;
2 vector<int> num;
3 int counter, rootCount, root;
4 vector<bool> isArt;
5 vector<Edge> bridges, st;
6 vector<vector<Edge>> bcc;
7
8 int dfs(int v, int from = -1) {
9     int me = num[v] = ++counter, top = me;
10    for (Edge& e : adj[v]) {
11        if (e.id == from) continue;
12        if (num[e.to]) {
13            top = min(top, num[e.to]);
14            if (num[e.to] < me) st.push_back(e);
15        } else {
16            if (v == root) rootCount++;
17            int si = sz(st);
18            int up = dfs(e.to, e.id);
19            top = min(top, up);
20            if (up >= me) isArt[v] = true;
21            if (up > me) bridges.push_back(e);
22            if (up <= me) st.push_back(e);
23            if (up == me) {
24                bcc.emplace_back(si + all(st));
25                st.resize(si);
26            }
27        }
28    }
29    return top;
30 }
31
32 void find() {
33     counter = 0;
34     num.assign(sz(adj), 0);
35     isArt.assign(sz(adj), false);
36     bridges.clear();
37     st.clear();
38     bcc.clear();
39     for (int v = 0; v < sz(adj); v++) {
40         if (!num[v]) {
41             root = v;
42             rootCount = 0;
43             dfs(v);
44             isArt[v] = rootCount > 1;
45         }
46     }
47 }

```

2.12 Cycle Counting

findBase berechnet Basis $O(|V|\cdot|E|)$

count zählt Zykel $O(2^{|\text{base}|})$

- jeder Zyklus ist das xor von einträgen in base.

```

1 constexpr int maxEdges = 128;
2 using cycle = bitset<maxEdges>;
3 struct cycles {
4     vector<vector<pair<int, int>>> adj;
5     vector<bool> seen;
6     vector<cycle> paths, base;
7 };

```

```

7 vector<pair<int, int>> edges;
8 cycles(int n) : adj(n), seen(n), paths(n) {}
9 void addEdge(int u, int v) {
10     adj[u].push_back({v, sz(edges)});
11     adj[v].push_back({u, sz(edges)});
12     edges.push_back({u, v});
13 }
14 void addBase(cycle cur) {
15     for (cycle o : base) {
16         o ^= cur;
17         if (o._Find_first() > cur._Find_first()) cur = o;
18     }
19     if (cur.any()) base.push_back(cur);
20 }
21 void findBase(int v, int from = -1, cycle cur = {}) {
22     if (from < 0 && seen[v]) return;
23     if (seen[v]) {
24         addBase(cur ^ paths[v]);
25     } else {
26         seen[v] = true;
27         paths[v] = cur;
28         for (auto [u, id] : adj[v]) {
29             if (u == from) continue;
30             cur[id].flip();
31             findBase(u, v, cur);
32             cur[id].flip();
33         }
34     }
35     bool isCycle(cycle cur) { //cycle must be constructed from base
36         if (cur.none()) return false;
37         init(sz(adj)); // union find Seite 4
38         for (int i = 0; i < sz(edges); i++) {
39             if (cur[i]) {
40                 cur[i] = false;
41                 if (findSet(edges[i].first) ==
42                     findSet(edges[i].second)) break;
43                 unionSets(edges[i].first, edges[i].second);
44             }
45         }
46         return cur.none();
47     }
48 }
49 int count() {
50     for (int i = 0; i < sz(adj); i++) findBase(i);
51     assert(sz(base) < 30);
52     int res = 0;
53     for (int i = 1; i < (1 << sz(base)); i++) {
54         cycle cur;
55         for (int j = 0; j < sz(base); j++)
56             if (((i >> j) & 1) != 0) cur ^= base[j];
57         if (isCycle(cur)) res++;
58     }
59     return res;
60 }

```

2.13 Kürzeste Wege

2.13.1 FLOYD-WARSHALL-Algorithmus

floydWarshall kürzeste Pfade oder negative Kreise finden $O(|V|^3)$

- $dist[i][i] = 0$, $dist[i][j] = edge(i, j).weight$ oder INF
- i liegt auf einem negativen Kreis $\Leftrightarrow dist[i][i] < 0$.

```

1 vector<vector<ll>> dist; // Entfernung zwischen je zwei Punkten
2 vector<vector<int>> next;
3 void floydWarshall() {
4     next.assign(sz(dist), vector<int>(sz(dist), -1));
5     for (int i = 0; i < sz(dist); i++) {
6         for (int j = 0; j < sz(dist); j++) {
7             if (dist[i][j] < INF) {
8                 next[i][j] = j;
9             }
10        }
11    }
12    for (int k = 0; k < sz(dist); k++) {
13        for (int i = 0; i < sz(dist); i++) {
14            for (int j = 0; j < sz(dist); j++) {
15                // only needed if dist can be negative
16                if (dist[i][k] == INF || dist[k][j] == INF) continue;
17                if (dist[i][j] > dist[i][k] + dist[k][j]) {
18                    dist[i][j] = dist[i][k] + dist[k][j];
19                    next[i][j] = next[i][k];
20                }
21            }
22        }
23    }
24 }
25 vector<int> getPath(int u, int v) {
26     if (next[u][v] < 0) return {};
27     vector<int> path = {u};
28     while (u != v) path.push_back(u = next[u][v]);
29     return path; // Pfad u -> v
30 }

```

2.13.2 Matrix-Algorithmus

Sei d_{ij} die Distanzmatrix von G , dann gibt d_{ij}^k die kürzeste Distanz von i nach j mit maximal k Kanten an mit der Verknüpfung: $c_{ij} = a_{ij} \otimes b_{ij} = \min\{a_{ik} \cdot b_{kj}\}$

Sei a_{ij} die Adjazenzmatrix von G (mit $a_{ii} = 1$), dann gibt a_{ij}^k die Anzahl der Wege von i nach j mit Länge genau (maximal) k an mit der Verknüpfung: $c_{ij} = a_{ij} \otimes b_{ij} = \sum a_{ik} \cdot b_{kj}$

2.13.3 BELLMANN-FORD-Algorithmus

bellmanFord kürzeste Pfade oder negative Kreise finden $O(|V| \cdot |E|)$

```

1 auto bellmanFord(int n, vector<edge>& edges, int start) {
2     vector<ll> dist(n, INF), prev(n, -1);
3     dist[start] = 0;
4     for (int i = 1; i < n; i++) {
5         for (edge& e : edges) {
6             if (dist[e.from] != INF &&
7                 dist[e.from] + e.cost < dist[e.to]) {
8                 dist[e.to] = dist[e.from] + e.cost;
9                 prev[e.to] = e.from;
10            }
11        }
12    }
13    for (edge& e : edges) {
14        if (dist[e.from] != INF &&
15            dist[e.from] + e.cost < dist[e.to]) {
16            // Negativer Kreis gefunden.
17        }
18    }
19    return dist; //return prev?
20 }

```

2.13.4 Algorithmus von DIJKSTRA

dijkstra kürzeste Pfade in Graphen ohne negative Kanten $O(|E| \cdot \log(|V|))$

```

1 using path = pair<ll, int>; //dist, destination
2 auto dijkstra(const vector<vector<path>>& adj, int start) {
3     priority_queue<path, vector<path>, greater<path>> pq;
4     vector<ll> dist(sz(adj), INF);
5     vector<int> prev(sz(adj), -1);
6     dist[start] = 0; pq.emplace(0, start);
7     while (!pq.empty()) {
8         auto [dv, v] = pq.top(); pq.pop();
9         if (dv > dist[v]) continue; // WICHTIG!
10        for (auto [du, u] : adj[v]) {
11            ll newDist = dv + du;
12            if (newDist < dist[u]) {
13                dist[u] = newDist;
14                prev[u] = v;
15                pq.emplace(dist[u], u);
16            }
17        }
18        return dist; //return prev;
19    }
20 }

```

2.14 Dynamic Connectivity

Constructor erzeugt Baum (n Knoten, m updates) $O(n+m)$
 addEdge fügt Kante ein, id=delete Zeitpunkt $O(\log(n))$
 eraseEdge entfernt Kante id $O(\log(n))$

```

1 struct connect {
2     int n;
3     vector<pair<int, int>> edges;
4     LCT lct; // min LCT Seite 3, no updates required
5     connect(int n, int m) : n(n), edges(m), lct(n+m) {}
6     bool connected(int u, int v) {
7         return lct.connected(&lct.nodes[u], &lct.nodes[v]);
8     }
9     void addEdge(int u, int v, int id) {
10        lct.nodes[id + n] = LCT::Node(id + n, id);
11        edges[id] = {u, v};
12        if (connected(u, v)) {
13            int old = lct.query(&lct.nodes[u], &lct.nodes[v]);
14            if (old < id) eraseEdge(old);
15        }
16        if (!connected(u, v)) {
17            lct.link(&lct.nodes[u], &lct.nodes[id + n]);
18            lct.link(&lct.nodes[v], &lct.nodes[id + n]);
19        }
20    }
21    void eraseEdge(int id) {
22        if (connected(edges[id].first, edges[id].second) &&
23            lct.query(&lct.nodes[edges[id].first],
24                &lct.nodes[edges[id].second]) == id) {
25            lct.cut(&lct.nodes[edges[id].first], &lct.nodes[id + n]);
26            lct.cut(&lct.nodes[edges[id].second], &lct.nodes[id + n]);
27        }
28    }
29 };

```

2.15 Maximal Cliques

bronKerbosch berechnet alle maximalen Cliquen $O(3^{\frac{n}{3}})$
 addEdge fügt ungerichtete Kante ein $O(1)$

```

1 using bits = bitset<64>;
2 vector<bits> adj, cliques;
3 void addEdge(int a, int b) {
4     if (a != b) adj[a][b] = adj[b][a] = 1;
5 }
6 void bronKerboschRec(bits R, bits P, bits X) {
7     if (P.none() && X.none()) {
8         cliques.push_back(R);
9     } else {
10        int q = (P | X)...Find_first();
11        bits cand = P & ~adj[q];
12        for (int i = 0; i < sz(adj); i++) if (cand[i]) {
13            R[i] = 1;
14            bronKerboschRec(R, P & adj[i], X & adj[i]);
15            R[i] = P[i] = 0;
16            X[i] = 1;
17        }
18    }
19    void bronKerbosch() {
20        cliques.clear();
21        bronKerboschRec({}, {(1ull << sz(adj)) - 1}, {});
22    }
    
```

2.16 Maximum Cardinality Bipartite Matching

kuhn berechnet Matching $O(|V| \cdot \min(ans^2, |E|))$
 • die ersten [0..l) Knoten in adj sind die linke Seite des Graphen

```

1 vector<vector<int>> adj;
2 vector<int> pairs; // Der gematchte Knoten oder -1.
3 vector<bool> visited;
4 bool dfs(int v) {
5     if (visited[v]) return false;
6     visited[v] = true;
7     for (int u : adj[v]) if (pairs[u] < 0 || dfs(pairs[u])) {
8         pairs[u] = v; pairs[v] = u; return true;
9     }
10    return false;
11 }
12 int kuhn(int l) { // l = #Knoten links.
13     pairs.assign(sz(adj), -1);
14     int ans = 0;
15     // Greedy Matching. Optionale Beschleunigung.
16     for (int v = 0; v < l; v++) for (int u : adj[v])
17         if (pairs[u] < 0) {pairs[u] = v; pairs[v] = u; ans++; break;}
18     for (int v = 0; v < l; v++) if (pairs[v] < 0) {
19         visited.assign(l, false);
20         ans += dfs(v);
21     }
22     return ans; // Größe des Matchings.
23 }
    
```

hopcroft_karp berechnet Matching $O(\sqrt{|V|} \cdot |E|)$

```

1 vector<vector<int>> adj;
2 // pairs ist der gematchte Knoten oder -1
3 vector<int> pairs, dist, ptr;
4 bool bfs(int l) {
5     queue<int> q;
6     for (int v = 0; v < l; v++) {
7         if (pairs[v] < 0) {dist[v] = 0; q.push(v);}
8         else dist[v] = -1;
9     }
10    bool exist = false;
11    while (!q.empty()) {
12        int v = q.front(); q.pop();
13        for (int u : adj[v]) {
14            if (pairs[u] < 0) {exist = true; continue;}
15            if (dist[pairs[u]] < 0) {
16                dist[pairs[u]] = dist[v] + 1;
17                q.push(pairs[u]);
18            }
19        }
20        return exist;
21    }
22    bool dfs(int v) {
23        for (; ptr[v] < sz(adj[v]); ptr[v]++) {
24            int u = adj[v][ptr[v]];
25            if (pairs[u] < 0 ||
26                (dist[pairs[u]] > dist[v] && dfs(pairs[u]))) {
27                pairs[u] = v; pairs[v] = u;
28                return true;
29            }
30        }
31        return false;
32    }
33 }
34 int hopcroft_karp(int l) { // l = #Knoten links
35     int ans = 0;
36     pairs.assign(sz(adj), -1);
37     dist.resize(l);
38     // Greedy Matching, optionale Beschleunigung.
39     for (int v = 0; v < l; v++) for (int u : adj[v])
40         if (pairs[u] < 0) {pairs[u] = v; pairs[v] = u; ans++; break;}
41     while (bfs(l)) {
42         ptr.assign(l, 0);
43         for (int v = 0; v < l; v++) {
44             if (pairs[v] < 0) ans += dfs(v);
45         }
46     }
47     return ans;
48 }
    
```

2.17 Maximum Weight Bipartite Matching

match berechnet Matching $O(|V|^3)$

```

1 double costs[N_LEFT][N_RIGHT];
2 // Es muss l<=r sein! (sonst Endlosschleife)
3 double match(int l, int r) {
4     vector<double> lx(l), ly(r);
5     //xy is matching from l->r, yx from r->l, or -1
6     vector<int> xy(l, -1), yx(r, -1);
7     vector<pair<double, int>> slack(r);
8
9     for (int x = 0; x < l; x++)
10        lx[x] = *max_element(costs[x], costs[x] + r);
11    for (int root = 0; root < l; root++) {
12        vector<int> aug(r, -1);
13        vector<bool> s(l);
14        s[root] = true;
15        for (int y = 0; y < r; y++) {
16            slack[y] = {lx[root] + ly[y] - costs[root][y], root};
17        }
18        int y = -1;
19        while (true) {
20            double delta = INF;
21            int x = -1;
22            for (int yy = 0; yy < r; yy++) {
23                if (aug[yy] < 0 && slack[yy].first < delta) {
24                    tie(delta, x) = slack[yy];
25                    y = yy;
26                }
27            }
28            if (delta > 0) {
29                for (int x = 0; x < l; x++) if (s[x]) lx[x] -= delta;
30                for (int y = 0; y < r; y++) {
31                    if (aug[y] >= 0) ly[y] += delta;
32                    else slack[y].first -= delta;
33                }
34                aug[y] = x;
35                x = yx[y];
36                if (x < 0) break;
37                s[x] = true;
38                for (int y = 0; y < r; y++) {
39                    if (aug[y] < 0) {
40                        double alt = lx[x] + ly[y] - costs[x][y];
41                        if (slack[y].first > alt) {
42                            slack[y] = {alt, x};
43                        }
44                    }
45                }
46                while (y >= 0) {
47                    yx[y] = aug[y];
48                    swap(y, xy[aug[y]]);
49                }
50            }
51            return accumulate(all(lx), 0.0) +
52                accumulate(all(ly), 0.0); // Wert des Matchings
53    }
54 }
    
```

2.18 Wert des maximalen Matchings

Fehlerwahrscheinlichkeit: $(\frac{m}{MOD})^I$

```

1  constexpr int mod=1'000'000'007, I=10;
2  vector<vector<ll>> adj, mat;
3
4  int max_matching() {
5      int ans = 0;
6      mat.assign(sz(adj), {});
7      for (int _ = 0; _ < I; _++) {
8          for (int v = 0; v < sz(adj); v++) {
9              mat[v].assign(sz(adj), 0);
10             for (int u : adj[v]) {
11                 if (u < v) {
12                     mat[v][u] = rand() % (mod - 1) + 1;
13                     mat[u][v] = mod - mat[v][u];
14                 }}
15             gauss(sz(mat), sz(mat[0])); //LGS Seite 17
16             int rank = 0;
17             for (auto& row : mat) {
18                 if (*max_element(all(row)) != 0) rank++;
19             }
20             ans = max(ans, rank / 2);
21         }
22     }
23     return ans;
24 }
```

2.19 Allgemeines maximales Matching

match berechnet allgemeines Matching $O(|E| \cdot |V| \cdot \log(|V|))$

```

1  struct GM {
2      vector<vector<int>> adj;
3      // pairs ist der gematchte Knoten oder n
4      vector<int> pairs, first, que;
5      vector<pair<int, int>> label;
6      int head, tail;
7
8      GM(int n) : adj(n), pairs(n + 1, n), first(n + 1, n),
9                 que(n), label(n + 1, {-1, -1}) {}
10
11     void rematch(int u, int v) {
12         int t = pairs[u]; pairs[u] = v;
13         if (pairs[t] != u) return;
14         if (label[u].second == -1) {
15             pairs[t] = label[u].first;
16             rematch(pairs[t], t);
17         } else {
18             auto [x, y] = label[u];
19             rematch(x, y);
20             rematch(y, x);
21         }
22     }
23
24     int findFirst(int v) {
25         return label[first[v]].first < 0 ? first[v]
26             : first[v] = findFirst(first[v]);
27     }
28
29     void relabel(int x, int y) {
30         int r = findFirst(x);
31         int s = findFirst(y);
32         if (r == s) return;
33     }
```

```

28     auto h = label[r] = label[s] = {-x, y};
29     int join;
30     while (true) {
31         if (s != sz(adj)) swap(r, s);
32         r = findFirst(label[pairs[r]].first);
33         if (label[r] == h) {
34             join = r;
35             break;
36         } else {
37             label[r] = h;
38         }
39     }
40     for (int v : {first[x], first[y]}) {
41         for (; v != join; v = first[label[pairs[v]].first]) {
42             label[v] = {x, y};
43             first[v] = join;
44             que[tail++] = v;
45         }
46     }
47     bool augment(int v) {
48         label[v] = {sz(adj), -1};
49         first[v] = sz(adj);
50         head = tail = 0;
51         for (que[tail++] = v; head < tail;) {
52             int x = que[head++];
53             for (int y : adj[x]) {
54                 if (pairs[y] == sz(adj) && y != v) {
55                     pairs[y] = x;
56                     rematch(x, y);
57                     return true;
58                 } else if (label[y].first >= 0) {
59                     relabel(x, y);
60                 } else if (label[pairs[y]].first == -1) {
61                     label[pairs[y]].first = x;
62                     first[pairs[y]] = y;
63                     que[tail++] = pairs[y];
64                 }
65             }
66         }
67         return false;
68     }
69     int match() {
70         int matching = head = tail = 0;
71         for (int v = 0; v < sz(adj); v++) {
72             if (pairs[v] < sz(adj) || !augment(v)) continue;
73             matching++;
74             for (int i = 0; i < tail; i++)
75                 label[que[i]] = label[pairs[que[i]]] = {-1, -1};
76             label[sz(adj)] = {-1, -1};
77         }
78         return matching;
79     }
80 }
```

2.20 Global Mincut

stoer_wagner berechnet globalen Mincut $O(|V||E| + |V|^2 \cdot \log(|E|))$

merge(a,b) merged Knoten b in Knoten a $O(|E|)$

Tipp: Cut Rekonstruktion mit unionFind für Partitionierung oder vector<bool> für edge id's im cut.

```

1  struct Edge {
2      int from, to;
3      ll cap;
4  };
5
6  vector<vector<Edge>> adj, tmp;
7  vector<bool> erased;
8
9  void merge(int u, int v) {
10     tmp[u].insert(tmp[u].end(), all(tmp[v]));
11     tmp[v].clear();
12     erased[v] = true;
13     for (auto& vec : tmp) {
14         for (Edge& e : vec) {
15             if (e.from == v) e.from = u;
16             if (e.to == v) e.to = u;
17         }
18     }
19 }
20 ll stoer_wagner() {
21     ll res = INF;
22     tmp = adj;
23     erased.assign(sz(tmp), false);
24     for (int i = 1; i < sz(tmp); i++) {
25         int s = 0;
26         while (erased[s]) s++;
27         priority_queue<pair<ll, int>> pq;
28         pq.push({0, s});
29         vector<ll> con(sz(tmp));
30         ll cur = 0;
31         vector<pair<ll, int>> state;
32         while (!pq.empty()) {
33             int c = pq.top().second;
34             pq.pop();
35             if (con[c] < 0) continue; //already seen
36             con[c] = -1;
37             for (auto e : tmp[c]) {
38                 if (con[e.to] >= 0) //add edge to cut
39                     con[e.to] += e.cap;
40                 pq.push({con[e.to], e.to});
41                 cur += e.cap;
42             } else if (e.to != c) //remove edge from cut
43                 cur -= e.cap;
44         }
45         state.push_back({cur, c});
46     }
47     int t = state.back().second;
48     state.pop_back();
49     if (state.empty()) return 0; //graph is not connected?!
50     merge(state.back().second, t);
51     res = min(res, state.back().first);
52 }
53 }
```

2.21 Rerooting Template

```

1 using W = ll; // edge weight type
2 vector<vector<pair<int, W>>> adj;
3 struct Reroot {
4     using T = ll; // dp type
5     static constexpr T E = 0; // neutral element
6     T takeChild(int v, int c, W w, T x) {} // move child along edge
7     static T comb(T x, T y) {}
8     T fin(int v, T x) {} // add v to own dp value x
9     vector<T> dp;
10    T dfs0(int v, int from = -1) {
11        T val = E;
12        for (auto [u, w] : adj[v]) {
13            if (u == from) continue;
14            val = comb(val, takeChild(v, u, w, dfs0(u, v)));
15        }
16        return dp[v] = fin(v, val);
17    }
18    void dfs1(int v, int from = -1) {
19        vector<T> pref = {E};
20        for (auto [u, w] : adj[v]) {
21            pref.push_back(takeChild(v, u, w, dp[u]));
22        }
23        auto suf = pref;
24        partial_sum(all(pref), pref.begin(), comb);
25        exclusive_scan(suf.rbegin(), suf.rend(),
26                      suf.rbegin(), E, comb);
27        for (int i = 0; i < sz(adj[v]); i++) {
28            auto [u, w] = adj[v][i];
29            if (u == from) continue;
30            dp[v] = fin(v, comb(pref[i], suf[i + 1]));
31            dfs1(u, v);
32        }
33        dp[v] = fin(v, suf[0]);
34    }
35    auto solve() {
36        dp.assign(sz(adj), E);
37        dfs0(0);
38        dfs1(0);
39        return dp;
40    }
41 };
    
```

2.22 Virtual Trees

```

1 // needs dfs in- and out- time and lca function
2 vector<int> in, out;
3 void virtualTree(vector<int> ind) { // indices of used nodes
4     sort(all(ind), [&](int x, int y) {return in[x] < in[y]});
5     for (int i = 1, n = sz(ind); i < n; i++) {
6         ind.push_back(lca(ind[i - 1], ind[i]));
7     }
8     sort(all(ind), [&](int x, int y) {return in[x] < in[y]});
9     ind.erase(unique(all(ind), ind.end()));
    
```

```

10 int n = sz(ind);
11 vector<vector<int>> tree(n);
12 vector<int> st = {0};
13 for (int i = 1; i < n; i++) {
14     while (in[ind[i]] >= out[ind[st.back()]]) st.pop_back();
15     tree[st.back()].push_back(i);
16     st.push_back(i);
17 }
18 // virtual directed tree with n nodes, original indices in ind
19 // weights can be calculated, e.g. with binary lifting
20 }
    
```

2.23 Erdős-Gallai

Sei $d_1 \geq \dots \geq d_n$. Es existiert genau dann ein Graph G mit Degree sequence d falls $\sum_{i=1}^n d_i$ gerade ist und für $1 \leq k \leq n$: $\sum_{i=1}^k d_i \leq k \cdot (k-1) + \sum_{i=k+1}^n \min(d_i, k)$
 havelHakimi findet Graph $O((|V|+|E|) \cdot \log(|V|))$

```

1 vector<vector<int>> havelHakimi(const vector<int>& deg) {
2     priority_queue<pair<int, int>> pq;
3     for (int i = 0; i < sz(deg); i++) {
4         if (deg[i] > 0) pq.push({deg[i], i});
5     }
6     vector<vector<int>> adj(sz(deg));
7     while (!pq.empty()) {
8         auto [degV, v] = pq.top(); pq.pop();
9         if (sz(pq) < degV) return {}; //impossible
10        vector<pair<int, int>> todo(degV);
11        for (auto& e : todo) e = pq.top(), pq.pop();
12        for (auto [degU, u] : todo) {
13            adj[v].push_back(u);
14            adj[u].push_back(v);
15            if (degU > 1) pq.push({degU - 1, u});
16        }
17        return adj;
18    }
    
```

2.24 Max-Flow

2.25 Min-Cost-Max-Flow

mincostflow berechnet Fluss $O(|V|^2 \cdot |E|^2)$

```

1 constexpr ll INF = 1LL << 60; // Größer als der maximale Fluss.
2 struct MinCostFlow {
3     struct edge {
4         int to;
5         ll f, cost;
6     };
7     vector<edge> edges;
8     vector<vector<int>> adj;
9     vector<int> pref, con;
10    vector<ll> dist;
11    const int s, t;
12    ll maxflow, mincost;
13    MinCostFlow(int n, int source, int target) :
14        adj(n), s(source), t(target) {}
15    void addEdge(int u, int v, ll c, ll cost) {
16        adj[u].push_back(sz(edges));
    
```

```

17        edges.push_back({v, c, cost});
18        adj[v].push_back(sz(edges));
19        edges.push_back({u, 0, -cost});
20    }
21    bool SPFA() {
22        pref.assign(sz(adj), -1);
23        dist.assign(sz(adj), INF);
24        vector<bool> inqueue(sz(adj));
25        queue<int> queue;
26        dist[s] = 0;
27        queue.push(s);
28        pref[s] = s;
29        inqueue[s] = true;
30        while (!queue.empty()) {
31            int cur = queue.front(); queue.pop();
32            inqueue[cur] = false;
33            for (int id : adj[cur]) {
34                int to = edges[id].to;
35                if (edges[id].f > 0 &&
36                    dist[to] > dist[cur] + edges[id].cost) {
37                    dist[to] = dist[cur] + edges[id].cost;
38                    pref[to] = cur;
39                    con[to] = id;
40                    if (!inqueue[to]) {
41                        inqueue[to] = true;
42                        queue.push(to);
43                    }
44                }
45            }
46            return pref[t] != -1;
47        }
48        void extend() {
49            ll w = INF;
50            for (int u = t; pref[u] != u; u = pref[u])
51                w = min(w, edges[con[u]].f);
52            maxflow += w;
53            mincost += dist[t] * w;
54            for (int u = t; pref[u] != u; u = pref[u]) {
55                edges[con[u]].f -= w;
56                edges[con[u] ^ 1].f += w;
57            }
58            void mincostflow() {
59                con.assign(sz(adj), 0);
60                maxflow = mincost = 0;
61                while (SPFA()) extend();
62            }
        }
    }
    
```

2.25.1 Dinic's Algorithm mit Capacity Scaling

maxFlow doppelt so schnell wie Ford Fulkerson $O(|V|^2 \cdot |E|)$
 addEdge fügt eine gerichtete Kante ein $O(1)$

```

1 struct Edge {
2     int to, rev;
3     ll f, c;
4 };
5 vector<vector<Edge>> adj;
6 int s, t;
7 vector<int> pt, dist;
8 void addEdge(int u, int v, ll c) {
9     adj[u].push_back({v, (int)sz(adj[v]), 0, c});
10    adj[v].push_back({u, (int)sz(adj[u]) - 1, 0, 0});
11 }
12 bool bfs(ll lim) {
13     dist.assign(sz(adj), -1);
14     dist[s] = 0;
15     queue<int> q({s});
16     while (!q.empty() && dist[t] < 0) {
17         int v = q.front(); q.pop();
18         for (Edge& e : adj[v]) {
19             if (dist[e.to] < 0 && e.c - e.f >= lim) {
20                 dist[e.to] = dist[v] + 1;
21                 q.push(e.to);
22             }
23         }
24         return dist[t] >= 0;
25 }
26 ll dfs(int v, ll flow) {
27     if (v == t || flow == 0) return flow;
28     for (; pt[v] < sz(adj[v]); pt[v]++) {
29         Edge& e = adj[v][pt[v]];
30         if (dist[e.to] != dist[v] + 1) continue;
31         ll cur = dfs(e.to, min(e.c - e.f, flow));
32         if (cur > 0) {
33             e.f += cur;
34             adj[e.to][e.rev].f -= cur;
35             return cur;
36         }
37     }
38     return 0;
39 }
40 ll maxFlow(int source, int target) {
41     s = source, t = target;
42     ll flow = 0;
43     // set lim = 1 and use dfs(s, INF) to disable scaling
44     for (ll lim = (1LL << 62); lim >= 1; lim /= 2) {
45         while (bfs(lim)) {
46             pt.assign(sz(adj), 0);
47             ll cur;
48             do {
49                 cur = dfs(s, lim);
50                 flow += cur;
51             } while (cur > 0);
52     }
53     return flow;
54 }
    
```

3 Geometrie

3.1 Closest Pair

shortestDist kürzester Abstand zwischen Punkten $O(n \cdot \log(n))$

```

1 ll rec(vector<pt>::iterator a, int l, int r) {
2     if (r - l < 2) return INF;
3     int m = (l + r) / 2;
4     ll midx = a[m].real();
5     ll ans = min(rec(a, l, m), rec(a, m, r));
6     inplace_merge(a+l, a+m, a+r, [(const pt& x, const pt& y) {
7         return x.imag() < y.imag();
8     }]);
9     pt tmp[8];
10    fill(all(tmp), a[l]);
11    for (int i = l + 1, next = 0; i < r; i++) {
12        if (ll x = a[i].real() - midx; x * x < ans) {
13            for (pt& p : tmp) ans = min(ans, norm(p - a[i]));
14            tmp[next++ & 7] = a[i];
15        }
16    }
17    return ans;
18 }
19 ll shortestDist(vector<pt> a) { // sz(pts) > 1
20     sort(all(a), [(const pt& x, const pt& y) {
21         return x.real() < y.real();
22     }]);
23     return rec(a.begin(), 0, sz(a));
24 }
    
```

3.2 Konvexhülle

convexHull berechnet konvexe Hülle $O(n \cdot \log(n))$

- konvexe Hülle gegen den Uhrzeigersinn sortiert
- nur Eckpunkte enthalten (für alle Punkte = im CCW Test entfernen)
- erster und letzter Punkt sind identisch

```

1 vector<pt> convexHull(vector<pt> pts) {
2     sort(all(pts), [(const pt& a, const pt& b) {
3         return real(a) == real(b) ? imag(a) < imag(b)
4             : real(a) < real(b);
5     }]);
6     pts.erase(unique(all(pts)), pts.end());
7     int k = 0;
8     vector<pt> h(2 * sz(pts));
9     auto half = [&](auto begin, auto end, int t) {
10        for (auto it = begin; it != end; it++) {
11            while (k > t && cross(h[k-2], h[k-1], *it) <= 0) k--;
12            h[k++] = *it;
13        };
14        half(all(pts), 1); // Untere Hülle.
15        half(next(pts.rbegin()), pts.rend(), k); // Obere Hülle.
16        h.resize(k);
17        return h;
18 }
    
```

3.3 Rotating calipers

antipodalPoints berechnet antipodale Punkte $O(n)$

WICHTIG: Punkte müssen gegen den Uhrzeigersinn sortiert sein und konvexes Polygon bilden!

```

1 vector<pair<int, int>> antipodalPoints(vector<pt>& h) {
2     if (sz(h) < 2) return {};
3     vector<pair<int, int>> result;
4     for (int i = 0, j = 1; i < j; i++) {
5         while (true) {
6             result.push_back({i, j});
7             if (cross(h[(i + 1) % sz(h)] - h[i],
8                 h[(j + 1) % sz(h)] - h[j]) <= 0) break;
9             j = (j + 1) % sz(h);
10        }
11        return result;
12 }
    
```

3.4 Formeln – std::complex

```

1 // Komplexe Zahlen als Punkte. Wenn immer möglich complex<ll>
2 // verwenden. Funktionen wie abs() geben dann aber ll zurück.
3 using pt = complex<double>;
4 constexpr double PIU = acos(-1.0l); // PIL < PI < PIU
5 constexpr double PIL = PIU-2e-19l;
6 // Winkel zwischen Punkt und x-Achse in [-PI, PI].
7 double angle(pt a) {return arg(a);}
8 // rotiert Punkt im Uhrzeigersinn um den Ursprung.
9 pt rotate(pt a, double theta) {return a * polar(1.0, theta);}
10 // Skalarprodukt.
11 auto dot(pt a, pt b) {return real(conj(a) * b);}
12 // abs()^2. (pre c++20)
13 auto norm(pt a) {return dot(a, a);}
14 // Kreuzprodukt, 0, falls kollinear.
15 auto cross(pt a, pt b) {return imag(conj(a) * b);}
16 auto cross(pt p, pt a, pt b) {return cross(a - p, b - p);}
17 // 1 => c links von a->b
18 // 0 => a, b und c kollinear
19 // -1 => c rechts von a->b
20 int ccw(pt a, pt b, pt c) {
21     auto orien = cross(b - a, c - a);
22     return (orien > EPS) - (orien < -EPS);
23 }
24 // Liegt d in der gleichen Ebene wie a, b, und c?
25 bool isCoplanar(pt a, pt b, pt c, pt d) {
26     return abs((b - a) * (c - a) * (d - a)) < EPS;
27 }
28 // charakterisiert winkel zwischen Vektoren u und v
29 pt uniqueAngle(pt u, pt v) {
30     pt tmp = v * conj(u);
31     ll g = abs(gcd(real(tmp), imag(tmp)));
32     return tmp / g;
33 }
    
```

```

1 // Liegt p auf der Geraden a-b? 2d und 3d
2 bool pointOnLine(pt a, pt b, pt p) {
3     return ccw(a, b, p) == 0;
4 }
5 // Test auf Linienschnitt zwischen a-b und c-d. (nicht identisch)
6 bool lineIntersection(pt a, pt b, pt c, pt d) {
7     return abs(cross(a - b, c - d)) > EPS;
8 }
9 // Berechnet den Schnittpunkt der Geraden a-b und c-d.
10 // die Geraden dürfen nicht parallel sein!
11 pt lineIntersection2(pt a, pt b, pt c, pt d) {
12     double x = cross(b - a, d - c);
13     double y = cross(c - a, d - c);
14     return a + y/x*(b - a);
15 }
16 // Entfernung von Punkt p zur Geraden durch a-b. 2d und 3d
17 double distToLine(pt a, pt b, pt p) {
18     return abs(cross(p - a, b - a)) / abs(b - a);
19 }
20 // Projiziert p auf die Gerade a-b
21 pt projectToLine(pt a, pt b, pt p) {
22     return a + (b - a) * dot(p - a, b - a) / norm(b - a);
23 }
24 // sortiert alle Punkte pts auf einer Linie entsprechend dir
25 void sortLine(pt dir, vector<pt>& pts) { // (2d und 3d)
26     sort(all(pts), [&](pt a, pt b){
27         return dot(dir, a) < dot(dir, b);
28     });
29 }
30 // Liegt p auf der Strecke a-b? (nutze < für innerhalb)
31 bool pointOnSegment(pt a, pt b, pt p) {
32     if (ccw(a, b, p) != 0) return false;
33     auto dist = norm(a - b);
34     return norm(a - p) <= dist && norm(b - p) <= dist;
35 }
36 // Entfernung von Punkt p zur Strecke a-b.
37 double distToSegment(pt a, pt b, pt p) {
38     if (a == b) return abs(p - a);
39     if (dot(p - a, b - a) <= 0) return abs(p - a);
40     if (dot(p - b, b - a) >= 0) return abs(p - b);
41     return distToLine(a, b, p);
42 }
43 // Test auf Streckenschnitt zwischen a-b und c-d.
44 bool segmentIntersection(pt a, pt b, pt c, pt d) {
45     if (ccw(a, b, c) == 0 && ccw(a, b, d) == 0)
46         return pointOnSegment(a, b, c) ||
47                pointOnSegment(a, b, d) ||
48                pointOnSegment(c, d, a) ||
49                pointOnSegment(c, d, b);
50     return ccw(a, b, c) * ccw(a, b, d) <= 0 &&
51            ccw(c, d, a) * ccw(c, d, b) <= 0;
52 }
53 // Berechnet die Schnittpunkte der Strecken a-b und c-d.
54 // Enthält entweder keinen Punkt, den einzigen Schnittpunkt

```

```

55 // oder die Endpunkte der Schnittstrecke.
56 vector<pt> segmentIntersection2(pt a, pt b, pt c, pt d) {
57     double x = cross(b - a, d - c);
58     double y = cross(c - a, d - c);
59     double z = cross(b - a, a - c);
60     if (x < 0) {x = -x; y = -y; z = -z;}
61     if (y < -EPS || y-x > EPS || z < -EPS || z-x > EPS) return {};
62     if (x > EPS) return {a + y/x*(b - a)};
63     vector<pt> result;
64     auto insertUnique = [&](pt p) {
65         for (auto q : result) if (abs(p - q) < EPS) return;
66         result.push_back(p);
67     };
68     if (dot(c-a, d-a) < EPS) insertUnique(a);
69     if (dot(c-b, d-b) < EPS) insertUnique(b);
70     if (dot(a-c, b-c) < EPS) insertUnique(c);
71     if (dot(a-d, b-d) < EPS) insertUnique(d);
72     return result;
73 }
74 // Kürzeste Entfernung zwischen den Strecken a-b und c-d.
75 double distBetweenSegments(pt a, pt b, pt c, pt d) {
76     if (segmentIntersection(a, b, c, d)) return 0.0;
77     return min({distToSegment(a, b, c), distToSegment(a, b, d),
78                distToSegment(c, d, a), distToSegment(c, d, b)});
79 }

```

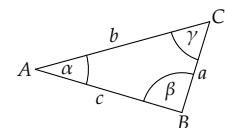
```

1 bool left(pt p) {return real(p) < 0 ||
2                 (real(p) == 0 && imag(p) < 0);}
3 // counter clockwise, starting with "11:59"
4 void sortAround(pt p, vector<pt>& ps) {
5     sort(all(ps), [&](const pt& a, const pt& b){
6         if (left(a - p) != left(b - p))
7             return left(a - p) > left(b - p);
8         return cross(p, a, b) > 0;
9     });
10 }

```

Generell:

- $\cos(\gamma) = \frac{a^2 + b^2 - c^2}{2ab}$
- $b = \frac{a}{\sin(\alpha)} \sin(\beta)$
- $\Delta = \frac{bc}{2} \sin(\alpha)$



$\beta = 90^\circ$:

- $\sin(\alpha) = \frac{a}{c}$
- $\cos(\alpha) = \frac{b}{c}$
- $\tan(\alpha) = \frac{a}{b}$

```

1 // Mittelpunkt des Dreiecks abc.
2 pt centroid(pt a, pt b, pt c) {return (a + b + c) / 3.0;}
3 // Flächeninhalt eines Dreiecks bei bekannten Eckpunkten.
4 double area(pt a, pt b, pt c) {
5     return abs(cross(a, b, c)) / 2.0;
6 }
7 // Flächeninhalt eines Dreiecks bei bekannten Seitenlängen.
8 double area(double a, double b, double c) {
9     double s = (a + b + c) / 2.0; //unpräzise
10    return sqrt(s * (s-a) * (s-b) * (s-c));
11 }
12 // Zentrum des größten Kreises im Dreiecke
13 pt inCenter(pt a, pt b, pt c) {

```

```

14 double x = abs(a-b), y = abs(b-c), z = abs(a-c);
15 return (y*a + z*b + x*c) / (x+y+z);
16 }
17 // Zentrum des Kreises durch alle Eckpunkte
18 // a, b und c nicht kollinear
19 pt circumCenter(pt a, pt b, pt c) {
20     b -= a, c -= a;
21     pt d = b * norm(c) - c * norm(b);
22     d = {-d.imag(), d.real()};
23     return a + d / cross(b, c) / 2.0;
24 }
25 // -1 => p außerhalb Kreis durch a,b,c
26 // 0 => p auf Kreis durch a,b,c
27 // 1 => p im Kreis durch a,b,c
28 int insideOutCenter(pt a, pt b, pt c, pt p) { // braucht lll
29     return ccw(a,b,c) * sgn(imag((c-b)*conj(p-c)*(a-p)*conj(b-a)));
30 }
31 // Sind die Dreiecke a1, b1, c1, and a2, b2, c2 ähnlich?
32 // Erste Zeile testet Ähnlichkeit mit gleicher Orientierung,
33 // zweite Zeile testet Ähnlichkeit mit verschiedener Orientierung
34 bool similar(pt a1, pt b1, pt c1, pt a2, pt b2, pt c2) {
35     return (b2-a2) * (c1-a1) == (b1-a1) * (c2-a2) ||
36            (b2-a2) * conj(c1-a1) == conj(b1-a1) * (c2-a2);
37 }

```

```

1 // Flächeninhalt eines Polygons (nicht selbstschneidend).
2 // Punkte gegen den Uhrzeigersinn: positiv, sonst negativ.
3 double area(const vector<pt>& poly) { //poly[0] == poly.back()
4     ll res = 0;
5     for (int i = 0; i + 1 < sz(poly); i++)
6         res += cross(poly[i], poly[i + 1]);
7     return 0.5 * res;
8 }
9 // Anzahl ccw drehungen einer Polyline um einen Punkt
10 // p nicht auf rand und poly[0] == poly.back()
11 // res != 0 or (res & 1) != 0 um inside zu prüfen bei
12 // selbstschneidenden Polygonen (definitions Sache)
13 ll windingNumber(pt p, const vector<pt>& poly) {
14     ll res = 0;
15     for (int i = 0; i + 1 < sz(poly); i++) {
16         pt a = poly[i], b = poly[i + 1];
17         if (real(a) > real(b)) swap(a, b);
18         if (real(a) <= real(p) && real(p) < real(b) &&
19             cross(p, a, b) < 0) {
20             res += ccw(p, poly[i], poly[i + 1]);
21         }
22     }
23     return res;
24 }
25 // check if p is inside poly (any polygon poly[0] == poly.back())
26 bool inside(pt p, const vector<pt>& poly) {
27     bool in = false;
28     for (int i = 0; i + 1 < sz(poly); i++) {
29         pt a = poly[i], b = poly[i + 1];
30         if (pointOnSegment(a, b, p)) return false; // border counts?
31         if (real(a) > real(b)) swap(a, b);

```

```

31     if (real(a) <= real(p) && real(p) < real(b) &&
32         cross(p, a, b) < 0) {
33         in ^= 1;
34     }
35     return in;
36 }
37 // convex hull without duplicates, h[0] != h.back()
38 // apply comments if border counts as inside
39 bool insideConvex(pt p, const vector<pt>& hull) {
40     int l = 0, r = sz(hull) - 1;
41     if (cross(hull[l], hull[r], p) >= 0) return false; // > 0
42     while (l + 1 < r) {
43         int m = (l + r) / 2;
44         if (cross(hull[l], hull[m], p) > 0) l = m; // >= 0
45         else r = m;
46     }
47     return cross(hull[l], hull[r], p) > 0; // >= 0
48 }
49 void rotateMin(vector<pt>& hull) {
50     auto mi = min_element(all(hull), [](const pt& a, const pt& b){
51         return real(a) == real(b) ? imag(a) < imag(b)
52             : real(a) < real(b);
53     });
54     rotate(hull.begin(), mi, hull.end());
55 }
56 // convex hulls without duplicates, h[0] != h.back()
57 vector<pt> minkowski(vector<pt> ps, vector<pt> qs) {
58     rotateMin(ps);
59     rotateMin(qs);
60     ps.push_back(ps[0]);
61     qs.push_back(qs[0]);
62     ps.push_back(ps[1]);
63     qs.push_back(qs[1]);
64     vector<pt> res;
65     for (ll i = 0, j = 0; i + 2 < sz(ps) || j + 2 < sz(qs);) {
66         res.push_back(ps[i] + qs[j]);
67         auto c = cross(ps[i + 1] - ps[i], qs[j + 1] - qs[j]);
68         if (c >= 0) i++;
69         if (c <= 0) j++;
70     }
71     return res;
72 }
73 // convex hulls without duplicates, h[0] != h.back()
74 double dist(const vector<pt>& ps, vector<pt> qs) {
75     for (pt& q : qs) q *= -1;
76     auto p = minkowski(ps, qs);
77     p.push_back(p[0]);
78     double res = INF;
79     bool intersect = true;
80     for (ll i = 0; i + 1 < sz(p); i++) {
81         intersect &= cross(p[i], p[i+1]) >= 0;
82         res = min(res, distToSegment(p[i], p[i+1], 0));
83     }
84     return intersect ? 0 : res;
85 }
86 bool left(pt of, pt p) {return cross(p, of) < 0 ||

```

```

87         (cross(p, of) == 0 && dot(p, of) > 0);}
88 // convex hulls without duplicates, hull[0] == hull.back() and
89 // hull[0] must be a convex point (with angle < pi)
90 // returns index of corner where dot(dir, corner) is maximized
91 int extremal(const vector<pt>& hull, pt dir) {
92     dir *= pt(0, 1);
93     int l = 0, r = sz(hull) - 1;
94     while (l + 1 < r) {
95         int m = (l + r) / 2;
96         pt dm = hull[m+1]-hull[m];
97         pt dl = hull[l+1]-hull[l];
98         if (left(dl, dir) != left(dl, dm)) {
99             if (left(dl, dm)) l = m;
100            else r = m;
101        } else {
102            if (cross(dir, dm) < 0) l = m;
103            else r = m;
104        }
105        return r % (sz(hull) - 1);
106    }
107 // convex hulls without duplicates, hull[0] == hull.back() and
108 // hull[0] must be a convex point (with angle < pi)
109 // {} if no intersection
110 // {x} if corner is only intersection
111 // {i, j} segments (i,i+1) and (j,j+1) intersected (if only the
112 // border is intersected corners i and j are the start and end)
113 vector<int> intersectLine(const vector<pt>& hull, pt a, pt b) {
114     int endA = extremal(hull, (a-b) * pt(0, 1));
115     int endB = extremal(hull, (b-a) * pt(0, 1));
116     // cross == 0 => line only intersects border
117     if (cross(hull[endA], a, b) > 0 ||
118         cross(hull[endB], a, b) < 0) return {};
119     int n = sz(hull) - 1;
120     vector<int> res;
121     for (auto _ : {0, 1}) {
122         int l = endA, r = endB;
123         if (r < l) r += n;
124         while (l + 1 < r) {
125             int m = (l + r) / 2;
126             if (cross(hull[m % n], a, b) <= 0 &&
127                 cross(hull[m % n], a, b) != cross(hull[endB], a, b))
128                 l = m;
129             else r = m;
130         }
131         if (cross(hull[r % n], a, b) == 0) l++;
132         res.push_back(l % n);
133         swap(endA, endB);
134         swap(a, b);
135     }
136     if (res[0] == res[1]) res.pop_back();
137     return res;
138 }
139 // berechnet die Schnittpunkte von zwei Kreisen
140 // (Kreise dürfen nicht gleich sein!)
141 vector<pt> circleIntersection(pt c1, double r1,

```

```

142     pt c2, double r2) {
143     double d = abs(c1 - c2);
144     if (d < abs(r1 - r2) || d > abs(r1 + r2)) return {};
145     double a = (r1 * r1 - r2 * r2 + d * d) / (2 * d);
146     pt p = (c2 - c1) * a / d + c1;
147     if (d == abs(r1 - r2) || d == abs(r1 + r2)) return {p};
148     double h = sqrt(r1 * r1 - a * a);
149     return {p + pt(0, 1) * (c2 - c1) * h / d,
150         p - pt(0, 1) * (c2 - c1) * h / d};
151 }
152 // berechnet die Schnittpunkte zwischen
153 // einem Kreis(Kugel) und einem Strahl (2D und 3D)
154 vector<pt> circleRayIntersection(pt center, double r,
155     pt orig, pt dir) {
156     vector<pt> result;
157     double a = norm(dir);
158     double b = 2 * dot(dir, orig - center);
159     double c = norm(orig - center) - r * r;
160     double discr = b * b - 4 * a * c;
161     if (discr >= 0) {
162         //t in [0, 1] => schnitt mit Segment [orig, orig + dir]
163         double t1 = -(b + sqrt(discr)) / (2 * a);
164         double t2 = -(b - sqrt(discr)) / (2 * a);
165         if (t1 >= 0) result.push_back(t1 * dir + orig);
166         if (t2 >= 0 && abs(t1 - t2) > EPS) {
167             result.push_back(t2 * dir + orig);
168         }
169     }
170     return result;
171 }

```

3.5 Formeln – 3D

```

1 // Skalarprodukt
2 auto operator|(pt3 a, pt3 b) {
3     return a.x * b.x + a.y*b.y + a.z*b.z;
4 }
5 auto dot(pt3 a, pt3 b) {return a|b;}
6 // Kreuzprodukt
7 pt3 operator*(pt3 a, pt3 b) {return {a.y*b.z - a.z*b.y,
8     a.z*b.x - a.x*b.z,
9     a.x*b.y - a.y*b.x};}
10 pt3 cross(pt3 a, pt3 b) {return a*b;}
11 // Länge von a
12 double abs(pt3 a) {return sqrt(dot(a, a));}
13 double abs(pt3 a, pt3 b) {return abs(b - a);}
14 // Mixedprodukt
15 auto mixed(pt3 a, pt3 b, pt3 c) {return a*b|c;}
16 // orientierung von p zu der Ebene durch a, b, c
17 // -1 => gegen den Uhrzeigersinn,
18 // 0 => kollinear,
19 // 1 => im Uhrzeigersinn.
20 int ccw(pt3 a, pt3 b, pt3 c, pt3 p) {
21     auto orien = mixed(b - a, c - a, p - a);
22     return (orien > EPS) - (orien < -EPS);
23 }
24 // Entfernung von Punkt p zur Ebene a, b, c.

```

```

25 double distToPlane(pt3 a, pt3 b, pt3 c, pt3 p) {
26     pt3 n = cross(b - a, c - a);
27     return abs(dot(n, a - p)) / abs(n);
28 }
29 // Liegt p in der Ebene a, b, c?
30 bool pointOnPlane(pt3 a, pt3 b, pt3 c, pt3 p) {
31     return ccw(a, b, c, p) == 0;
32 }
33 // Schnittpunkt von der Gerade a-b und der Ebene c, d, e
34 // die Gerade darf nicht parallel zu der Ebene sein!
35 pt3 linePlaneIntersection(pt3 a, pt3 b, pt3 c, pt3 d, pt3 e) {
36     pt3 n = cross(d - c, e - c);
37     pt3 dir = b - a;
38     return a + dir * dot(n, c - a) / dot(n, dir);
39 }
40 // Abstand zwischen der Gerade a-b und c-d
41 double lineLineDist(pt3 a, pt3 b, pt3 c, pt3 d) {
42     pt3 n = cross(b - a, d - c);
43     if (abs(n) < EPS) return distToLine(a, b, c);
44     return abs(dot(a - c, n)) / abs(n);
45 }

```

3.6 Half-plane intersection

```

1 constexpr ll INF = 0x1FFF'FFFF'FFFF'FFFF; //THIS CODE IS WIP
2 bool left(pt p) {return real(p) < 0 ||
3     (real(p) == 0 && imag(p) < 0);}
4 struct hp {
5     pt from, to;
6     hp(pt a, pt b) : from(a), to(b) {}
7     hp(pt dummy) : hp(dummy, dummy) {}
8     bool dummy() const {return from == to;}
9     pt dir() const {return dummy() ? to : to - from;}
10    bool operator<(const hp& o) const {
11        if (left(dir()) != left(o.dir()))
12            return left(dir()) > left(o.dir());
13        return cross(dir(), o.dir()) > 0;
14    }
15    using lll = __int128;
16    using ptl = complex<lll>;
17    ptl mul(lll m, ptl p) const {return m*p;} //ensure 128bit
18    bool check(const hp& a, const hp& b) const {
19        if (dummy() || b.dummy()) return false;
20        if (a.dummy()) {
21            ll ort = sgn(cross(b.dir(), dir()));
22            if (ort == 0) return cross(from, to, a.from) < 0;
23            return cross(b.dir(), a.dir()) * ort > 0;
24        }
25        ll x = cross(a.dir(), b.dir());
26        ll y = cross(b.from - a.from, b.dir());
27        ptl i = mul(x, a.from) + mul(y, a.dir()); //intersect a and b
28        // check if i is outside/right of this
29        return imag(conj(mul(sgn(x), dir()))*(i-mul(x, from))) < 0;
30    }
31 };

```

```

32 constexpr ll lim = 2e9+7;
33 deque<hp> intersect(vector<hp> hps) {
34     hps.push_back(hp(pt{lim + 1, -1}));
35     hps.push_back(hp(pt{lim + 1, 1}));
36     sort(all(hps));
37     deque<hp> dq = {hp(pt{-lim - 1, 1})};
38     for (auto x : hps) {
39         while (sz(dq) > 1 && x.check(dq.end()[-1], dq.end()[-2]))
40             dq.pop_back();
41         while (sz(dq) > 1 && x.check(dq[0], dq[1]))
42             dq.pop_front();
43         if (cross(x.dir(), dq.back().dir()) == 0) {
44             if (dot(x.dir(), dq.back().dir()) < 0) return {};
45             if (cross(x.from, x.to, dq.back().from) < 0)
46                 dq.pop_back();
47             else continue;
48         }
49         dq.push_back(x);
50     }
51     while (sz(dq) > 2 && dq[0].check(dq.end()[-1], dq.end()[-2]))
52         dq.pop_back();
53     while (sz(dq) > 2 && dq.back().check(dq[0], dq[1]))
54         dq.pop_front();
55     if (sz(dq) < 3) return {};
56     return dq;
57 }

```

4 Mathe

4.1 Longest Increasing Subsequence

- lower_bound ⇒ streng monoton
- upper_bound ⇒ monoton

```

1 vector<int> lis(vector<ll>& a) {
2     int n = sz(a), len = 0;
3     vector<ll> dp(n, INF), dp_id(n), prev(n);
4     for (int i = 0; i < n; i++) {
5         int pos = lower_bound(all(dp), a[i]) - dp.begin();
6         dp[pos] = a[i];
7         dp_id[pos] = i;
8         prev[i] = pos ? dp_id[pos - 1] : -1;
9         len = max(len, pos + 1);
10    }
11    // reconstruction
12    vector<int> res(len);
13    for (int x = dp_id[len-1]; len--; x = prev[x]) {
14        res[len] = x;
15    }
16    return res; // indices of one LIS
17 }

```

4.2 Zykel Erkennung

cycleDetection findet Zyklus von x_0 und Länge in f $O(b+l)$

```

1 pair<ll, ll> cycleDetection(ll x0, function<ll(ll)> f) {
2     ll a = x0, b = f(x0), length = 1;
3     for (ll power = 1; a != b; b = f(b), length++) {
4         if (power == length) {
5             power *= 2;
6             length = 0;
7             a = b;
8         }
9         ll start = 0;
10        a = x0; b = x0;
11        for (ll i = 0; i < length; i++) b = f(b);
12        while (a != b) {
13            a = f(a);
14            b = f(b);
15            start++;
16        }
17        return {start, length};
18 }

```

4.3 Permutationen

kthperm findet k -te Permutation ($k \in [0, n!)$) $O(n \cdot \log(n))$

```

1 vector<ll> kthperm(ll n, ll k) {
2     Tree<ll> t;
3     vector<ll> res(n);
4     for (ll i = 1; i <= n; k /= i, i++) {
5         t.insert(i - 1);
6         res[n - i] = k % i;
7     }
8     for (ll& x : res) {
9         auto it = t.find_by_order(x);
10        x = *it;
11        t.erase(it);
12    }
13    return res;
14 }

```

permIndex bestimmt Index der Permutation ($res \in [0, n!)$) $O(n \cdot \log(n))$

```

1 ll permIndex(vector<ll> v) {
2     Tree<ll> t;
3     reverse(all(v));
4     for (ll& x : v) {
5         t.insert(x);
6         x = t.order_of_key(x);
7     }
8     ll res = 0;
9     for (int i = sz(v); i > 0; i--) {
10        res = res * i + v[i - 1];
11    }
12    return res;
13 }

```

4.4 Mod-Exponent und Multiplikation über \mathbb{F}_p

mulMod berechnet $a \cdot b \pmod n$ $O(\log(b))$

```
1 ll mulMod(ll a, ll b, ll n) {
2     ll res = 0;
3     while (b > 0) {
4         if (b & 1) res = (a + res) % n;
5         a = (a * 2) % n;
6         b /= 2;
7     }
8     return res;
9 }
```

powMod berechnet $a^b \pmod n$ $O(\log(b))$

```
1 ll powMod(ll a, ll b, ll n) {
2     ll res = 1;
3     while (b > 0) {
4         if (b & 1) res = (a * res) % n;
5         a = (a * a) % n;
6         b /= 2;
7     }
8     return res;
9 }
```

• für $a > 10^9$ `__int128` oder `modMul` benutzen!

4.5 ggT, kgV, erweiterter euklidischer Algorithmus

$O(\log(a)+\log(b))$

```
1 // a*x + b*y = ggT(a, b)
2 array<ll, 3> extendedEuclid(ll a, ll b) {
3     if (a == 0) return {b, 0, 1};
4     auto [d, x, y] = extendedEuclid(b % a, a);
5     return {d, y - (b / a) * x, x};
6 }
```

4.6 Multiplikatives Inverses von x in $\mathbb{Z}/m\mathbb{Z}$

Falls m prim: $x^{-1} \equiv x^{m-2} \pmod m$

Falls $\text{ggT}(x, m) = 1$:

- Erweiterter euklidischer Algorithmus liefert α und β mit $\alpha x + \beta m = 1$.
- Nach Kongruenz gilt $\alpha x + \beta m \equiv \alpha x \equiv 1 \pmod m$.
- $x^{-1} \equiv \alpha \pmod m$

sonst $\text{ggT}(x, m) > 1$: Es existiert kein x^{-1} .

```
1 ll multInv(ll x, ll m) { // x^{-1} mod m
2     return 1 < x ? m - multInv(m % x, x) * m / x : 1;
3 }
```

Lemma von Bézout Sei (x, y) eine Lösung der diophantischen Gleichung $ax + by = d$. Dann lassen sich wie folgt alle Lösungen berechnen:

$$\left(x + k \frac{b}{\text{ggT}(a,b)}, y - k \frac{a}{\text{ggT}(a,b)} \right)$$

PELL-Gleichungen Sei (\bar{x}, \bar{y}) die Lösung von $x^2 - ny^2 = 1$, die $x > 1$ minimiert. Sei (\tilde{x}, \tilde{y}) die Lösung von $x^2 - ny^2 = c$, die $x > 1$ minimiert. Dann lassen sich alle Lösungen von $x^2 - ny^2 = c$ berechnen durch:

$$\begin{aligned} x_1 &:= \bar{x}, & y_1 &:= \bar{y} \\ x_{k+1} &:= \bar{x}x_k + n\bar{y}y_k, & y_{k+1} &:= \bar{x}y_k + \bar{y}x_k \end{aligned}$$

4.7 Lineare Kongruenz

- Kleinste Lösung x für $ax \equiv b \pmod m$.
- Weitere Lösungen unterscheiden sich um $\frac{m}{g}$, es gibt also g Lösungen modulo m .

```
1 ll solveLinearCongruence(ll a, ll b, ll m) {
2     ll g = gcd(a, m);
3     if (b % g != 0) return -1;
4     return ((b / g) * multInv(a / g, m / g)) % (m / g);
5 }
```

4.8 Chinesischer Restsatz

- Extrem anfällig gegen Overflows. Evtl. häufig 128-Bit Integer verwenden.
- Direkte Formel für zwei Kongruenzen $x \equiv a \pmod n, x \equiv b \pmod m$:

$$x \equiv a - y \cdot n \cdot \frac{a-b}{d} \pmod{\frac{mn}{d}} \quad \text{mit} \quad d := \text{ggT}(n, m) = yn + zm$$

Formel kann auch für nicht teilerfremde Moduli verwendet werden. Sind die Moduli nicht teilerfremd, existiert genau dann eine Lösung, wenn $a \equiv b \pmod{\text{ggT}(m, n)}$. In diesem Fall sind keine Faktoren auf der linken Seite erlaubt.

```
1 struct CRT {
2     using lll = __int128;
3     lll M = 1, sol = 0; // Solution unique modulo M
4     bool hasSol = true;
5     // Adds congruence x = a (mod m)
6     void add(ll a, ll m) {
7         auto [d, s, t] = extendedEuclid(M, m);
8         if ((a - sol) % d != 0) hasSol = false;
9         lll z = M/d * s;
10        M *= m/d;
11        sol = (z % M * (a - sol) % M + sol + M) % M;
12    }
13 };
```

4.9 Primzahltest & Faktorisierung

isPrime prüft ob Zahl prim ist $O(\log(n)^2)$

```
1 constexpr ll bases32[] = {2, 7, 61};
2 constexpr ll bases64[] = {2, 325, 9375, 28178, 450775,
3     9780504, 1795265022};
4 bool isPrime(ll n) {
5     if (n < 2 || n % 2 == 0) return n == 2;
6     ll d = n - 1, j = 0;
7     while (d % 2 == 0) d /= 2, j++;
8     for (ll a : bases64) {
9         if (a % n == 0) continue;
10        ll v = powMod(a, d, n); //with mulmod or int128
11        if (v == 1 || v == n - 1) continue;
12        for (ll i = 1; i <= j; i++) {
13            v = ((ll)v * v) % n;
14            if (v == n - 1 || v == 1) break;
15        }
16        if (v != n - 1) return false;
17    }
18    return true;
19 }
```

rho findet zufälligen Teiler $O(\sqrt[4]{n})$

```
1 using lll = __int128;
2 ll rho(ll n) { // Findet Faktor < n, nicht unbedingt prim.
3     if (n % 2 == 0) return 2;
4     ll x = 0, y = 0, prd = 2, i = n/2 + 7;
5     auto f = [&](ll c){return (c * c + i) % n;};
6     for (ll t = 30; t % 40 || gcd(prd, n) == 1; t++) {
7         if (x == y) x = ++i, y = f(x);
8         if (ll q = (lll)prd * abs(x-y) % n; q) prd = q;
9         x = f(x); y = f(f(y));
10    }
11    return gcd(prd, n);
12 }
13 void factor(ll n, map<ll, int>& facts) {
14     if (n == 1) return;
15     if (isPrime(n)) {facts[n]++; return;}
16     ll f = rho(n);
17     factor(n / f, facts); factor(f, facts);
18 }
```

4.10 Teiler

countDivisors zählt Teiler von n $O(\sqrt[3]{n})$

```
1 ll countDivisors(ll n) {
2     ll res = 1;
3     for (ll i = 2; i * i * i <= n; i++) {
4         ll c = 0;
5         while (n % i == 0) {n /= i; c++;}
6         res *= c + 1;
7     }
8     if (isPrime(n)) res *= 2;
9     else if (n > 1) res *= isSquare(n) ? 3 : 4;
10    return res;
11 }
```

4.11 Matrix-Exponent

precalc berechnet m^{2^b} vor $O(\log(b) \cdot n^3)$
 calc berechnet m^b . $O(\log(b) \cdot n^2)$

Tipp: wenn $v[x]=1$ und θ sonst, dann ist $\text{res}[y] = m_{y,x}^b$.

```
1 vector<mat> pows;
2 void precalc(mat m) {
3     pows = {mat(sz(m.m), 1), m};
4     for (int i = 1; i < 60; i++) pows.push_back(pows[i] * pows[i]);
5 }
6 auto calc(ll b, vector<ll> v) {
7     for (ll i = 1; b > 0; i++) {
8         if (b & 1) v = pows[i] * v;
9         b /= 2;
10    }
11    return v;
12 }
```

4.12 Lineare Rekurrenz

BerlekampMassey Berechnet eine lineare Rekurrenz n -ter Ordnung $O(n^2)$ aus den ersten $2n$ Werte

```

1  constexpr ll mod = 1'000'000'007;
2  vector<ll> BerlekampMassey(const vector<ll>& s) {
3      int n = sz(s), L = 0, m = 0;
4      vector<ll> C(n), B(n), T;
5      C[0] = B[0] = 1;
6
7      ll b = 1;
8      for (int i = 0; i < n; i++) {
9          m++;
10         ll d = s[i] % mod;
11         for (int j = 1; j <= L; j++) {
12             d = (d + C[j] * s[i - j]) % mod;
13         }
14         if (!d) continue;
15         T = C;
16         ll coef = d * powMod(b, mod-2, mod) % mod;
17         for (int j = m; j < n; j++) {
18             C[j] = (C[j] - coef * B[j - m]) % mod;
19         }
20         if (2 * L > i) continue;
21         L = i + 1 - L;
22         swap(B, T);
23         b = d;
24         m = 0;
25     }
26     C.resize(L + 1);
27     C.erase(C.begin());
28     for (auto& x : C) x = (mod - x) % mod;
29     return C;
}

```

Sei $f(n) = c_0 f(n-1) + c_1 f(n-2) + \dots + c_{n-1} f(0)$ eine lineare Rekurrenz.
 kthTerm Berechnet k -ten Term einer Rekurrenz n -ter Ordnung $O(\log(k) \cdot \text{mul}(n))$
 Die Polynom-Multiplikation kann auch mit NTT gemacht werden!

```

1  constexpr ll mod = 998244353;
2  // oder ntt mul Seite 18
3  vector<ll> mul(const vector<ll>& a, const vector<ll>& b) {
4      vector<ll> c(sz(a) + sz(b) - 1);
5      for (int i = 0; i < sz(a); i++) {
6          for (int j = 0; j < sz(b); j++) {
7              c[i+j] += a[i]*b[j] % mod;
8          }
9      }
10     for (ll& x : c) x %= mod;
11     return c;
12 }
13 ll kthTerm(const vector<ll>& f, const vector<ll>& c, ll k) {
14     int n = sz(c);
15     vector<ll> q(n + 1, 1);
16     for (int i = 0; i < n; i++) q[i + 1] = (mod - c[i]) % mod;
17     vector<ll> p = mul(f, q);
18     p.resize(n);
19     p.push_back(0);
20     do {
21         vector<ll> q2 = q;

```

```

21     for (int i = 1; i <= n; i += 2) q2[i] = (mod - q2[i]) % mod;
22     vector<ll> x = mul(p, q2), y = mul(q, q2);
23     for (int i = 0; i <= n; i++) {
24         p[i] = i == n ? 0 : x[2*i + (k&1)];
25         q[i] = y[2*i];
26     }
27     } while (k /= 2);
28     return p[0];
29 }

```

Alternativ kann der k -te Term in $O(n^3 \log(k))$ berechnet werden:

$$\begin{pmatrix} c_0 & c_1 & \dots & \dots & c_{n-1} \\ 1 & 0 & \dots & \dots & 0 \\ 0 & \ddots & \ddots & \ddots & \vdots \\ \vdots & \ddots & \ddots & \ddots & \vdots \\ 0 & \dots & 0 & 1 & 0 \end{pmatrix} \times \begin{pmatrix} f(n-1) \\ f(n-2) \\ \vdots \\ f(0) \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} f(n-1+k) \\ f(n-2+k) \\ \vdots \\ f(k) \end{pmatrix} \leftarrow$$

4.13 Diskreter Logarithmus

solve bestimmt Lösung x für $a^x = b \pmod m$ $O(\sqrt{m} \cdot \log(m))$

```

1  ll dlog(ll a, ll b, ll m) { // a > 0!
2      ll bound = sqrtl(m) + 1; // memory usage bound < p
3      vector<pair<ll, ll>> vals(bound);
4      for (ll i = 0, e = 1; i < bound; i++, e = (e * a) % m) {
5          vals[i] = {e, i};
6      }
7      vals.emplace_back(m, 0);
8      sort(all(vals));
9      ll fact = powMod(a, m - bound - 1, m);
10     for (ll i = 0; i < m; i += bound, b = (b * fact) % m) {
11         auto it = lower_bound(all(vals), pair<ll, ll>{b, 0});
12         if (it->first == b) {
13             return (i + it->second) % m;
14         }
15     }
16     return -1;
}

```

4.14 Diskrete Quadratwurzel

sqrtMod bestimmt Lösung x für $x^2 = a \pmod p$ $O(\log(p))$

Wichtig: p muss prim sein!

```

1  ll sqrtMod(ll a, ll p) { // teste mit legendre ob lösung existiert
2      if (a < 2) return a;
3      ll t = 0;
4      while (legendre((t*t-4*a) % p, p) >= 0) t = rng() % p;
5      ll b = -t, c = -t, d = 1, m = p;
6      for (m++; m / 2; b = (a+a-b*b) % p, a = (a*a) % p) {
7          if (m % 2) {
8              d = (c-d*b) % p;
9              c = (c*a) % p;
10         } else {
11             c = (d*a - c*b) % p;
12         }
13     }
14     return (d + p) % p;
}

```

4.15 Primitivwurzeln

- Primitivwurzel modulo n existiert $\Leftrightarrow n \in \{2, 4, p^\alpha, 2 \cdot p^\alpha \mid 2 < p \in \mathbb{P}, \alpha \in \mathbb{N}\}$
- es existiert entweder keine oder $\varphi(\varphi(n))$ inkongruente Primitivwurzeln
- Sei g Primitivwurzel modulo n . Dann gilt:
 Das kleinste k , sodass $g^k \equiv 1 \pmod n$, ist $k = \varphi(n)$.

isPrimitive prüft ob g eine Primitivwurzel ist $O(\log(\varphi(n)) \cdot \log(n))$
 findPrimitive findet Primitivwurzel (oder -1) $O(|ans| \cdot \log(\varphi(n)) \cdot \log(n))$

```

1  bool isPrimitive(ll g, ll n, ll phi, map<ll, int>& phiFacts) {
2      if (g == 1) return n == 2;
3      if (gcd(g, n) > 1) return false;
4      for (auto [f, _] : phiFacts)
5          if (powMod(g, phi / f, n) == 1) return false;
6      return true;
7  }
8  bool isPrimitive(ll g, ll n) {
9      ll phin = phi(n); // isPrime(n) => phi(n) = n - 1
10     map<ll, int> phiFacts;
11     factor(phin, phiFacts);
12     return isPrimitive(g, n, phin, phiFacts);
13 }
14 ll findPrimitive(ll n) { // test auf existens geht schneller
15     ll phin = phi(n); // isPrime(n) => phi(n) = n - 1
16     map<ll, int> phiFacts;
17     factor(phin, phiFacts);
18     for (ll res = 1; res < n; res++) // oder zufällige Reihenfolge
19         if (isPrimitive(res, n, phin, phiFacts)) return res;
20     return -1;
21 }

```

4.16 Diskrete n -te Wurzel

root bestimmt Lösung x für $x^a = b \pmod m$ $O(\sqrt{m} \cdot \log(m))$

Alle Lösungen haben die Form $g^{c + \frac{i \cdot \varphi(n)}{\gcd(a, \varphi(n))}}$

```

1  ll root(ll a, ll b, ll m) { // a > 0!
2      ll g = findPrimitive(m);
3      ll c = dlog(powMod(g, a, m), b, m);
4      return c < 0 ? -1 : powMod(g, c, m);
5  }

```

4.17 LEGENDRE-Symbol

Sei $p \geq 3$ eine Primzahl, $a \in \mathbb{Z}$:

$$\left(\frac{a}{p}\right) = \begin{cases} 0 & \text{falls } p \mid a \\ 1 & \text{falls } \exists x \in \mathbb{Z} : p \nmid x : a \equiv x^2 \pmod p \\ -1 & \text{sonst} \end{cases}$$

$$\left(\frac{-1}{p}\right) = (-1)^{\frac{p-1}{2}} = \begin{cases} 1 & \text{falls } p \equiv 1 \pmod 4 \\ -1 & \text{falls } p \equiv 3 \pmod 4 \end{cases}$$

$$\left(\frac{2}{p}\right) = (-1)^{\frac{p^2-1}{8}} = \begin{cases} 1 & \text{falls } p \equiv \pm 1 \pmod 8 \\ -1 & \text{falls } p \equiv \pm 3 \pmod 8 \end{cases}$$

$$\left(\frac{p}{q}\right) \cdot \left(\frac{q}{p}\right) = (-1)^{\frac{p-1}{2} \cdot \frac{q-1}{2}} \quad \left(\frac{a}{p}\right) \equiv a^{\frac{p-1}{2}} \pmod p$$

```

1  ll legendre(ll a, ll p) { // p prim >= 2
2      ll s = powMod(a, p / 2, p);
3      return s < 2 ? s : -lls;
4  }

```

4.18 Lineares Sieb und Multiplikative Funktionen

Eine (zahlentheoretische) Funktion f heißt multiplikativ wenn $f(1) = 1$ und $f(a \cdot b) = f(a) \cdot f(b)$, falls $\text{ggT}(a, b) = 1$.
 \Rightarrow Es ist ausreichend $f(p^k)$ für alle primen p und alle k zu kennen.
 sieve berechnet Primzahlen und co. $O(N)$
 sieved Wert der entsprechenden multiplikativen Funktion $O(1)$
 naive Wert der entsprechenden multiplikativen Funktion $O(\sqrt{n})$
Wichtig: Sieb rechts ist schneller für isPrime oder primes!

```

1 constexpr ll N = 10'000'000;
2 ll small[N], power[N], sieved[N];
3 vector<ll> primes;
4 //wird aufgerufen mit (p^k, p, k) für prime p und k > 0
5 ll mu(ll pk, ll p, ll k) {return -(k == 1);}
6 ll phi(ll pk, ll p, ll k) {return pk - pk / p;}
7 ll div(ll pk, ll p, ll k) {return k+1;}
8 ll divSum(ll pk, ll p, ll k) {return (pk*p-1) / (p - 1);}
9 ll square(ll pk, ll p, ll k) {return k % 2 ? pk / p : pk;}
10 ll squareFree(ll pk, ll p, ll k) {return p;}
11 void sieve() { // O(N)
12     small[1] = power[1] = sieved[1] = 1;
13     for (ll i = 2; i < N; i++) {
14         if (small[i] == 0) {
15             primes.push_back(i);
16             for (ll pk = i, k = 1; pk < N; pk *= i, k++) {
17                 small[pk] = i;
18                 power[pk] = pk;
19                 sieved[pk] = mu(pk, i, k); // Aufruf ändern!
20             }
21             for (ll j=0; i*primes[j] < N && primes[j] < small[i]; j++) {
22                 ll k = i * primes[j];
23                 small[k] = power[k] = primes[j];
24                 sieved[k] = sieved[i] * sieved[primes[j]];
25             }
26             if (i * small[i] < N && power[i] != i) {
27                 ll k = i * small[i];
28                 small[k] = small[i];
29                 power[k] = power[i] * small[i];
30                 sieved[k] = sieved[power[k]] * sieved[k / power[k]];
31             }
32         }
33     }
34     ll naive(ll n) { // O(sqrt(n))
35         ll res = 1;
36         for (ll p = 2; p * p <= n; p++) {
37             if (n % p == 0) {
38                 ll pk = 1;
39                 ll k = 0;
40                 do {
41                     n /= p;
42                     pk *= p;
43                     k++;
44                 } while (n % p == 0);
45                 res *= mu(pk, p, k); // Aufruf ändern!
46             }
47         }
48     }
49 }

```

MÖBIUS-Funktion:

- $\mu(n) = +1$, falls n quadratfrei ist und gerade viele Primteiler hat
- $\mu(n) = -1$, falls n quadratfrei ist und ungerade viele Primteiler hat
- $\mu(n) = 0$, falls n nicht quadratfrei ist

EULERSCHE φ -FUNKTION:

- Zählt die relativ primen Zahlen $\leq n$.
- p prim, $k \in \mathbb{N}$: $\varphi(p^k) = p^k - p^{k-1}$
- Euler's Theorem:** Für $b \geq \varphi(c)$ gilt: $a^b \equiv a^{b \bmod \varphi(c) + \varphi(c)} \pmod{c}$. Darüber hinaus gilt: $\text{gcd}(a, c) = 1 \Leftrightarrow a^b \equiv a^{b \bmod \varphi(c)} \pmod{c}$. Falls m prim ist, liefert das den **kleinen Satz von FERMAT**: $a^m \equiv a \pmod{m}$

4.19 Primzahlsieb von ERATOSTHENES

- Bis 10^8 in unter 64MB Speicher (lange Berechnung)
- primeSieve berechnet Primzahlen und Anzahl $O(N \cdot \log(\log(N)))$
- isPrime prüft ob Zahl prim ist $O(1)$

```

1 constexpr ll N = 100'000'000;
2 bitset<N / 2> isNotPrime;
3 vector<ll> primes = {2};
4 bool isPrime(ll x) {
5     if (x < 2 || x % 2 == 0) return x == 2;
6     else return !isNotPrime[x / 2];
7 }
8 void primeSieve() {
9     for (ll i = 3; i < N; i += 2) { // i * i < N reicht für isPrime
10        if (!isNotPrime[i / 2]) {
11            primes.push_back(i); // optional
12            for (ll j = i * i; j < N; j += 2 * i) {
13                isNotPrime[j / 2] = 1;
14            }
15        }
16    }
17 }

```

4.20 Möbius-Inversion

- Seien $f, g: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ und $g(n) := \sum_{d|n} f(d)$. Dann ist $f(n) = \sum_{d|n} g(d) \mu(\frac{n}{d})$.
- $\sum_{d|n} \mu(d) = \begin{cases} 1 & \text{falls } n=1 \\ 0 & \text{sonst} \end{cases}$

Beispiel Inklusion/Exklusion: Gegeben sein eine Sequenz $A = a_1, \dots, a_n$ von Zahlen, $1 \leq a_i \leq N$. Zähle die Anzahl der coprime subsequences.

Lösung: Für jedes x , sei $\text{cnt}[x]$ die Anzahl der Vielfachen von x in A . Es gibt $2^{\text{cnt}[x]} - 1$ nicht leere Subsequences in A , die nur Vielfache von x enthalten. Die Anzahl der Subsequences mit $\text{ggT}=1$ ist gegeben durch $\sum_{i=1}^N \mu(i) \cdot (2^{\text{cnt}[i]} - 1)$.

4.21 LGS über \mathbb{F}_p

gauss löst LGS $O(n^3)$

```

1 vector<int> pivots; // ith pivot is in ith row
2 void gauss(int n, int m) {
3     for (int r = 0, c = 0; c < m; c++) {
4         for (int i = r; i < n; i++) {
5             if (mat[i][c] != 0) {
6                 swap(mat[r], mat[i]);
7                 break;
8             }
9         }
10        if (mat[r][c] == 0) continue;
11        ll f = multInv(mat[r][c], mod);
12        for (ll& x : mat[r]) x = x * f % mod;
13        for (int i = 0; i < n; i++) {
14            if (i == r) continue;
15            f = mat[i][c];

```

```

15     for (int j = c; j < m; j++) {
16         mat[i][j] = (mat[i][j] - f*mat[r][j] % mod + mod) % mod;
17     }
18     pivots.push_back(c);
19     if (++r == n) break;
20 } // no solution if pivots.back() == m-1

```

4.22 LGS über \mathbb{R}

gauss löst LGS $O(n^3)$

```

1 void normalLine(int line) {
2     double factor = mat[line][line];
3     for (double& x : mat[line]) x /= factor;
4 }
5 void takeAll(int n, int line) {
6     for (int i = 0; i < n; i++) {
7         if (i == line) continue;
8         double diff = mat[i][line];
9         for (int j = 0; j < sz(mat[i]); j++) {
10            mat[i][j] -= diff * mat[line][j];
11        }
12    }
13 }
14 int gauss(int n) {
15     vector<bool> done(n, false);
16     for (int i = 0; i < n; i++) {
17         int j = i; // Sucht Pivotzeile für bessere Stabilität.
18         for (int k = 0; k < n; k++) {
19             if (!done[k] && abs(mat[k][i]) > abs(mat[i][i])) j = k;
20         }
21         swap(mat[i], mat[j]);
22         if (abs(mat[i][i]) > EPS) {
23             normalLine(i);
24             takeAll(n, i);
25             done[i] = true;
26         }
27         for (int i = 0; i < n; i++) { // gauss fertig, prüfe Lösung
28             bool allZero = true;
29             for (int j = i; j < n; j++) allZero &= abs(mat[i][j]) <= EPS;
30             if (allZero && abs(mat[i][n]) > EPS) return INCONSISTENT;
31             if (allZero && abs(mat[i][n]) <= EPS) return MULTIPLE;
32         }
33     }
34     return UNIQUE;
35 }

```

4.23 Inversionszahl

```

1 ll inversions(const vector<ll>& v) {
2     Tree<pair<ll, ll>> t; //ordered statistics tree Seite 4
3     ll res = 0;
4     for (ll i = 0; i < sz(v); i++) {
5         res += i - t.order_of_key({v[i], i});
6         t.insert({v[i], i});
7     }
8     return res;
9 }

```

4.24 Numerisch Extremstelle bestimmen

```

1 template<typename F>
2 ld gss(ld l, ld r, F&& f) {
3     ld inv = (sqrt(5.0l) - 1) / 2;
4     ld x1 = r - inv*(r-l), x2 = l + inv*(r-l);
5     ld f1 = f(x1), f2 = f(x2);
6     for (int i = 0; i < 200; i++) {
7         if (f1 < f2) { //change to > to find maximum
8             r = x2; x2 = x1; f2 = f1;
9             x1 = r - inv*(r-l); f1 = f(x1);
10        } else {
11            l = x1; x1 = x2; f1 = f2;
12            x2 = l + inv*(r-l); f2 = f(x2);
13        }
14        return l;
15    }

```

4.25 Numerisch Integrieren, Simpsonregel

```

1 //double f(double x) {return x;}
2 double simps(double a, double b) {
3     return (f(a) + 4.0 * f((a + b) / 2.0) + f(b)) * (b - a) / 6.0;
4 }
5 double integrate(double a, double b) {
6     double m = (a + b) / 2.0;
7     double l = simps(a, m), r = simps(m, b), tot = simps(a, b);
8     if (abs(l + r - tot) < EPS) return tot;
9     return integrate(a, m) + integrate(m, b);
10 }

```

4.26 Polynome, FFT, NTT & andere Transformationen

Multipliziert Polynome A und B.

- $\deg(A \cdot B) = \deg(A) + \deg(B)$
- Vektoren a und b müssen mindestens Größe $\deg(A \cdot B) + 1$ haben. Größe muss eine Zweierpotenz sein.
- Für ganzzahlige Koeffizienten: (ll) round (real(a[i]))
- xor, or und and Transform funktioniert auch mit double oder modulo einer Primzahl p falls $p \geq 2^{\text{bits}}$

```

1 using cplx = complex<double>;
2 void fft(vector<cplx>& a, bool inv = false) {
3     int n = sz(a);
4     for (int i = 0, j = 1; j < n - 1; ++j) {
5         for (int k = n >> 1; k > (i ^= k); k >>= 1);
6         if (j < i) swap(a[i], a[j]);
7     }
8     static vector<cplx> ws(2, 1);
9     for (static int k = 2; k < n; k *= 2) {
10        ws.resize(n);
11        cplx w = polar(1.0, acos(-1.0) / k);
12        for (int i=k; i<2*k; i++) ws[i] = ws[i/2] * (i % 2 ? w : 1);
13    }
14    for (int s = 1; s < n; s *= 2) {
15        for (int j = 0; j < n; j += 2 * s) {
16            for (int k = 0; k < s; k++) {
17                cplx u = a[j + k], t = a[j + s + k];
18                t *= (inv ? conj(ws[s + k]) : ws[s + k]);

```

```

19        a[j + k] = u + t;
20        a[j + s + k] = u - t;
21        if (inv) a[j + k] /= 2, a[j + s + k] /= 2;
22    }
}

```

```

1 constexpr ll mod = 998244353, root = 3;
2 void ntt(vector<ll>& a, bool inv = false) {
3     int n = sz(a);
4     auto b = a;
5     ll r = inv ? powMod(root, mod - 2, mod) : root;
6     for (int s = n / 2; s > 0; s /= 2) {
7         ll ws = powMod(r, (mod - 1) / (n / s), mod), w = 1;
8         for (int j = 0; j < n / 2; j += s) {
9             for (int k = j; k < j + s; k++) {
10                ll u = a[j + k], t = a[j + s + k] * w % mod;
11                b[k] = (u + t) % mod;
12                b[n/2 + k] = (u - t + mod) % mod;
13            }
14            w = w * ws % mod;
15        }
16        swap(a, b);
17    }
18    if (inv) {
19        ll div = powMod(n, mod - 2, mod);
20        for (auto& x : a) x = x * div % mod;
21    }
}

```

```

1 void bitwiseConv(vector<ll>& a, bool inv = false) {
2     int n = sz(a);
3     for (int s = 1; s < n; s *= 2) {
4         for (int i = 0; i < n; i += 2 * s) {
5             for (int j = i; j < i + s; j++) {
6                 ll& u = a[j], &v = a[j + s];
7                 u = inv ? u - v : u + v; // AND
8                 //v = inv ? v - u : v + u; // OR
9                 //tie(u, v) = pair(u + v, u - v); // XOR
10            }
11        }
12    }
}

```

Multiplikation mit 2 transforms statt 3: (nur benutzen wenn nötig!)

```

1 vector<cplx> mul(vector<ll>& a, vector<ll>& b) {
2     int n = 1 << (lg(sz(a) + sz(b) - 1) + 1);
3     vector<cplx> c(all(a)), d(n);
4     c.resize(n);
5     for (int i = 0; i < sz(b); i++) c[i] = {real(c[i]), b[i]};
6     fft(c);
7     for (int i = 0; i < n; i++) {
8         int j = (n - i) & (n - 1);
9         cplx x = (c[i] + conj(c[j])) / cplx{2, 0}; //fft(a)[i];
10        cplx y = (c[i] - conj(c[j])) / cplx{0, 2}; //fft(b)[i];
11        d[i] = x * y;
12    }
13    fft(d, true);
14    return d;
15 }

```

4.27 Operations on Formal Power Series

```

1 vector<ll> poly_inv(const vector<ll>& a, int n) { // a[0] == 1
2     vector<ll> q = {powMod(a[0], mod-2, mod)};
3     for (int len = 1; len < n; len *= 2) {
4         vector<ll> a2 = a, q2 = q;
5         a2.resize(2*len), q2.resize(2*len);
6         ntt(q2);
7         for (int i = 0; i < 2*len; i++) {
8             ntt(a2);
9             for (int i = 0; i < 2*len; i++) a2[i] = a2[i]*q2[i] % mod;
10            ntt(a2, true);
11            for (int i = 0; i < len; i++) a2[i] = 0;
12        }
13        for (int i = len; i < min(n, 2*len); i++) {
14            q.push_back((mod - a2[i]) % mod);
15        }
16        return q;
17    }
18 }
19 vector<ll> poly_deriv(vector<ll> a) {
20     for (int i = 1; i < sz(a); i++)
21         a[i-1] = a[i] * i % mod;
22     a.pop_back();
23     return a;
24 }
25 vector<ll> poly_integr(vector<ll> a) {
26     static vector<ll> inv = {0, 1};
27     for (static int i = 2; i <= sz(a); i++)
28         inv.push_back(mod - mod / i * inv[mod % i] % mod);
29     a.push_back(0);
30     for (int i = sz(a) - 1; i > 0; i--)
31         a[i] = a[i-1] * inv[i] % mod;
32     a[0] = 0;
33     return a;
34 }
35 vector<ll> poly_log(vector<ll> a, int n) { // a[0] == 1
36     a = mul(poly_deriv(a), poly_inv(a, n));
37     a.resize(n-1);
38     return poly_integr(a);
39 }
40 vector<ll> poly_exp(vector<ll> a, int n) { // a[0] == 0
41     vector<ll> q = {1};
42     for (int len = 1; len < n; len *= 2) {
43         vector<ll> p = poly_log(q, 2*len);
44         for (int i = 0; i < 2*len; i++)
45             p[i] = (mod - p[i] + (i < sz(a) ? a[i] : 0)) % mod;
46         vector<ll> q2 = q;
47         q2.resize(2*len);
48         ntt(p), ntt(q2);
49         for (int i = 0; i < 2*len; i++) p[i] = p[i] * q2[i] % mod;
50         ntt(p, true);
51         for (int i = len; i < min(n, 2*len); i++) q.push_back(p[i]);
52     }
53     return q;
}

```

4.28 Kombinatorik

Wilson's Theorem A number n is prime if and only if $(n-1)! \equiv -1 \pmod n$.
 (n is prime if and only if $(m-1) \cdot (n-m)! \equiv (-1)^m \pmod n$ for all m in $\{1, \dots, n\}$)

$$(n-1)! \equiv \begin{cases} -1 \pmod n, & \text{falls } n \in \mathbb{P} \\ 2 \pmod n, & \text{falls } n=4 \\ 0 \pmod n, & \text{sonst} \end{cases}$$

ZECKENDORFS Theorem Jede positive natürliche Zahl kann eindeutig als Summe einer oder mehrerer verschiedener FIBONACCI-Zahlen geschrieben werden, sodass keine zwei aufeinanderfolgenden FIBONACCI-Zahlen in der Summe vorkommen.
Lösung: Greedy, nimm immer die größte FIBONACCI-Zahl, die noch hineinpasst.

LUCAS-Theorem Ist p prim, $m = \sum_{i=0}^k m_i p^i$, $n = \sum_{i=0}^k n_i p^i$ (p -adische Darstellung), so gilt

$$\binom{m}{n} \equiv \prod_{i=0}^k \binom{m_i}{n_i} \pmod p.$$

Binomialkoeffizienten Die Anzahl der k -elementigen Teilmengen einer n -elementigen Menge.

$$\frac{n!}{k!(n-k)!} = \binom{n}{k} = \binom{n}{n-k} = \frac{n}{k} \binom{n-1}{k-1} = \frac{n-k+1}{n-k} \binom{n}{k-1} = \frac{k+1}{n-k} \binom{n}{k+1} = \binom{n-1}{k-1} + \binom{n-1}{k} = \binom{n+1}{k+1} - \binom{n}{k+1} = (-1)^k \binom{k-n-1}{k} \approx 2^n \cdot \frac{2}{\sqrt{2\pi n}} \cdot \exp\left(-\frac{2(x-\frac{n}{2})^2}{n}\right)$$

$$\sum_{k=0}^n \binom{n}{k} = 2^n \quad \sum_{k=0}^n \binom{k}{m} = \binom{n+1}{m+1} \quad \sum_{i=0}^n \binom{n}{i}^2 = \binom{2n}{n} \quad \sum_{k=0}^n \binom{r+k}{k} = \binom{r+n+1}{n}$$

$$\binom{n}{m} \binom{m}{k} = \binom{n}{k} \binom{n-k}{m-k} \quad \sum_{k=0}^n \binom{r}{k} \binom{s}{n-k} = \binom{r+s}{n} \quad \sum_{i=1}^n \binom{n}{i} \text{Fib}_i = \text{Fib}_{2n}$$

precalc berechnet $n!$ und $n!^{-1}$ vor $O(\text{lim})$
 calc_binom berechnet Binomialkoeffizient $O(1)$

```
1 constexpr ll lim = 10'000'000;
2 ll fac[lim], inv[lim];
3
4 void precalc() {
5     fac[0] = inv[0] = 1;
6     for (int i = 1; i < lim; i++) fac[i] = fac[i-1] * i % mod;
7     inv[lim-1] = multInv(fac[lim-1], mod);
8     for (int i = lim-1; i > 0; i--) inv[i-1] = inv[i] * i % mod;
9 }
10 ll calc_binom(ll n, ll k) {
11     if (n < 0 || n < k || k < 0) return 0;
12     return (inv[k] * inv[n-k] % mod) * fac[n] % mod;
13 }
```

Falls $n \geq p$ für $\text{mod} = p^k$ berechne fac und inv aber teile p aus i und berechne die Häufigkeit von p in $n!$ als $\sum_{i=1}^n \lfloor \frac{n}{p^i} \rfloor$

calc_binom berechnet Binomialkoeffizient ($n \leq 61$) $O(k)$

```
1 ll calc_binom(ll n, ll k) {
2     if (k > n) return 0;
3     ll r = 1;
4     for (ll d = 1; d <= k; d++) { // Reihenfolge => Teilbarkeit
5         r *= n--, r /= d;
6     }
7     return r;
8 }
```

calc_binom berechnet Binomialkoeffizient modulo Primzahl p $O(p-n)$

```
1 ll calc_binom(ll n, ll k, ll p) {
2     assert(n < p); //wichtig: sonst falsch!
3     if (k > n) return 0;
4     ll x = k % 2 != 0 ? p-1 : 1;
5     for (ll c = p-1; c > n; c--) {
6         x *= c - k; x %= p;
7         x *= multInv(c, p); x %= p;
8     }
9     return x;
10 }
```

CATALAN-Zahlen: 1, 1, 2, 5, 14, 42, 132, 429, 1430, 4862, 16796, 58786, 208012, 742900

- Die CATALAN-Zahl C_n gibt an:
 - Anzahl der Binärbäume mit n nicht unterscheidbaren Knoten.
 - Anzahl der validen Klammerausdrücke mit n Klammerpaaren.
 - Anzahl der korrekten Klammerungen von $n+1$ Faktoren.
 - Anzahl Möglichkeiten ein konvexes Polygon mit $n+2$ Ecken zu triangulieren.
 - Anzahl der monotonen Pfade (zwischen gegenüberliegenden Ecken) in einem $n \times n$ -Gitter, die nicht die Diagonale kreuzen.

$$C_0 = 1 \quad C_n = \sum_{k=0}^{n-1} C_k C_{n-1-k} = \frac{1}{n+1} \binom{2n}{n} = \frac{4n-2}{n+1} \cdot C_{n-1}$$

- Formel 1 ohne Division in $O(n^2)$, Formel 2 und 3 in $O(n)$

CATALAN-Convolution

- Anzahl an Klammerausdrücken mit $n+k$ Klammerpaaren, die mit $(^k$ beginnen.

$$C_0^k = 1 \quad C_n^k = \sum_{a_0+a_1+\dots+a_k=n} C_{a_0} C_{a_1} \dots C_{a_k} = \frac{k+1}{n+k+1} \binom{2n+k}{n} = \frac{(2n+k-1) \cdot (2n+k)}{n(n+k+1)} \cdot C_{n-1}^k$$

EULER-Zahlen 1. Ordnung: | 1 | 1 | 1, 1 | 1, 4, 1 | 1, 11, 1 | 1, 26, 66, 26, 1 |

Die Anzahl der Permutationen von $\{1, \dots, n\}$ mit genau k Anstiegen. Für die n -te Zahl gibt es n mögliche Positionen zum Einfügen. Dabei wird entweder ein Anstieg in zwei gesplittet oder ein Anstieg um n ergänzt.

$$\left\langle \begin{matrix} n \\ 0 \end{matrix} \right\rangle = \left\langle \begin{matrix} n \\ n-1 \end{matrix} \right\rangle = 1 \quad \left\langle \begin{matrix} n \\ k \end{matrix} \right\rangle = (k+1) \left\langle \begin{matrix} n-1 \\ k \end{matrix} \right\rangle + (n-k) \left\langle \begin{matrix} n-1 \\ k-1 \end{matrix} \right\rangle = \sum_{i=0}^k (-1)^i \binom{n+1}{i} (k+1-i)^n$$

- Formel 1 ohne Division in $O(n^2)$, Formel 2 erlaubt Berechnung in $O(n \log(n))$

EULER-Zahlen 2. Ordnung: | 1 | 1, 0 | 1, 2, 0 | 1, 8, 6, 0 | 1, 22, 58, 24, 0 |

Die Anzahl der Permutationen von $\{1, 1, \dots, n, n\}$ mit genau k Anstiegen.

$$\left\langle \begin{matrix} n \\ 0 \end{matrix} \right\rangle = 1 \quad \left\langle \begin{matrix} n \\ n \end{matrix} \right\rangle = 0 \quad \left\langle \begin{matrix} n \\ k \end{matrix} \right\rangle = (k+1) \left\langle \begin{matrix} n-1 \\ k \end{matrix} \right\rangle + (2n-k-1) \left\langle \begin{matrix} n-1 \\ k-1 \end{matrix} \right\rangle$$

- Formel ohne Division in $O(n^2)$

STIRLING-Zahlen 1. Ordnung: | 1 | 0, 1 | 0, 1, 1 | 0, 2, 3, 1 | 0, 6, 11, 6, 1 |

Die Anzahl der Permutationen von $\{1, \dots, n\}$ mit genau k Zyklen. Es gibt zwei Möglichkeiten für die n -te Zahl. Entweder sie bildet einen eigenen Zyklus, oder sie kann an jeder Position in jedem Zyklus einsortiert werden.

$$\begin{bmatrix} 0 \\ 0 \end{bmatrix} = 1 \quad \begin{bmatrix} n \\ 0 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 0 \\ k \end{bmatrix} = 0 \quad \begin{bmatrix} n \\ k \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} n-1 \\ k-1 \end{bmatrix} + (n-1) \begin{bmatrix} n-1 \\ k \end{bmatrix}$$

- Formel ohne Division in $O(n^2)$

$$\sum_{k=0}^n \pm \begin{bmatrix} n \\ k \end{bmatrix} x^k = x(x-1)(x-2) \dots (x-n+1)$$

- Berechne Polynom mit FFT und benutzte Betrag der Koeffizienten $O(n \log(n)^2)$ (nur ca. gleich große Polynome zusammen multiplizieren beginnend mit $x-k$)

STIRLING-Zahlen 2. Ordnung: | 1 | 0, 1 | 0, 1, 1 | 0, 1, 3, 1 | 0, 1, 7, 6, 1 |

Die Anzahl der Möglichkeiten n Elemente in k nichtleere Teilmengen zu zerlegen. Es gibt k Möglichkeiten die n in eine $n-1$ -Partition einzuordnen. Dazu kommt der Fall, dass die n in ihrer eigenen Teilmenge (alleine) steht.

$$\begin{Bmatrix} n \\ 1 \end{Bmatrix} = \begin{Bmatrix} n \\ n \end{Bmatrix} = 1 \quad \begin{Bmatrix} n \\ 0 \end{Bmatrix} = 0 \quad \begin{Bmatrix} n \\ k \end{Bmatrix} = k \begin{Bmatrix} n-1 \\ k \end{Bmatrix} + \begin{Bmatrix} n-1 \\ k-1 \end{Bmatrix} = \frac{1}{k!} \sum_{i=0}^k (-1)^{k-i} \binom{k}{i} i^n$$

- Formel 1 ohne Division in $O(n^2)$, Formel 2 in $O(n \log(n))$

BELL-Zahlen: 1, 1, 2, 5, 15, 52, 203, 877, 4140, 21147, 115975, 678570, 4213597
 Anzahl der Partitionen von $\{1, \dots, n\}$. Wie STIRLING-Zahlen 2. Ordnung ohne Limit durch k .

$$B_0 = 1 \quad B_n = \sum_{k=0}^{n-1} B_k \binom{n-1}{k} = \sum_{k=0}^n \begin{Bmatrix} n \\ k \end{Bmatrix} \quad B_{p^m+n} \equiv m \cdot B_n + B_{n+1} \pmod p$$

- Alternative: $B(n) = \text{EGF}(e^{e^x-1})$ (poly_exp auf Seite 18)

k Partitions: | 1 | 0, 1 | 0, 1, 1 | 0, 1, 2, 1, 1 | 0, 1, 2, 2, 1, 1 | 0, 1, 3, 3, 2, 1, 1 |
 Die Anzahl der Partitionen von n in genau k positive Summanden. Die Anzahl der Partitionen von n mit größtem Elementen k .

$$p_0(0) = 1 \quad p_k(n) = 0 \text{ für } k > n \text{ oder } n \leq 0 \text{ oder } k \leq 0$$

$$p_k(n) = p_k(n-k) + p_{k-1}(n-1)$$

- Anzahl der Partitionen von n in bis zu k Summanden: $\sum_{i=0}^k p_i(n) = p_k(n+k)$

Partitions: 1, 1, 2, 3, 5, 7, 11, 15, 22, 30, 42, 56, 77, 101, 135, 176, 231, 297, 385, 490, 627

$$p(n) = \sum_{k=1}^n p_k(n) = p_n(2n) = \sum_{k=1}^{\infty} (-1)^{k+1} \left[p\left(n - \frac{k(3k-1)}{2}\right) + p\left(n - \frac{k(3k+1)}{2}\right) \right]$$

- Rekursion abbrechen wenn argument negativ wird \implies Laufzeit $O(\sqrt{n})$
- Alternative: $p(n) = \text{OGF}(A)^{-1}$ mit $A \left[\frac{k(3k+1)}{2} \right] := (-1)^k$ (poly_inv auf Seite 18)

4.29 The Twelfold Way (verteile n Bälle auf k Boxen)

| Bälle Boxen | identisch identisch | verschieden identisch | identisch verschieden | verschieden verschieden |
|---------------------------|------------------------|--|--------------------------|---|
| - | $p_k(n+k)$ | $\sum_{i=0}^k \binom{n+k-1}{i}$ | $\binom{n+k-1}{k-1}$ | k^n |
| Bälle pro Box ≥ 1 | $p_k(n)$ | $\begin{Bmatrix} n \\ k \end{Bmatrix}$ | $\binom{n-1}{k-1}$ | $k! \begin{Bmatrix} n \\ k \end{Bmatrix}$ |
| Bälle pro Box ≤ 1 | $[n \leq k]$ | $[n \leq k]$ | $\binom{n}{n}$ | $n! \binom{k}{n}$ |

[Bedingung]: return Bedingung ? 1 : 0;

4.30 Platonische Körper

| Übersicht | F | V | E | dual zu |
|------------|----|----|----|------------|
| Tetraeder | 4 | 4 | 6 | Tetraeder |
| Würfel | 6 | 8 | 12 | Oktaeder |
| Oktaeder | 8 | 6 | 12 | Würfel |
| Dodekaeder | 12 | 20 | 30 | Ikosaeder |
| Ikosaeder | 20 | 12 | 30 | Dodekaeder |

| Färbungen mit maximal n Farben (bis auf Isomorphie) | | | |
|---|--|--|---|
| V vom Oktaeder / F vom Würfel | | | $(n^6 + 3n^4 + 12n^3 + 8n^2) / 24$ |
| V vom Würfel / F vom Oktaeder | | | $(n^8 + 17n^4 + 6n^2) / 24$ |
| E vom Würfel/Oktaeder | | | $(n^{12} + 6n^7 + 3n^6 + 8n^4 + 6n^3) / 24$ |
| V / F vom Tetraeder | | | $(n^4 + 11n^2) / 12$ |
| E vom Tetraeder | | | $(n^6 + 3n^4 + 8n^2) / 12$ |
| V vom Ikosaeder / F vom Dodekaeder | | | $(n^{12} + 15n^6 + 44n^4) / 60$ |
| V vom Dodekaeder / F vom Ikosaeder | | | $(n^{20} + 15n^{10} + 20n^8 + 24n^4) / 60$ |
| E vom Dodekaeder/Ikosaeder | | | $(n^{30} + 15n^{16} + 20n^{10} + 24n^6) / 60$ |

| Wahrscheinlichkeitstheorie (A, B Ereignisse und X, Y Variablen) | |
|---|--|
| $E(X+Y) = E(X) + E(Y)$ | $\Pr[A B] = \frac{\Pr[A \wedge B]}{\Pr[B]}$ |
| $E(\alpha X) = \alpha E(X)$ | $\Pr[A \vee B] = \Pr[A] + \Pr[B] - \Pr[A \wedge B]$ |
| X, Y unabh. $\Leftrightarrow E(XY) = E(X) \cdot E(Y)$ | A, B disj. $\Leftrightarrow \Pr[A \wedge B] = \Pr[A] \cdot \Pr[B]$ |
| BERTRAND'S Ballot Theorem (Kandidaten A und B, $k \in \mathbb{N}$) | |
| $\#A > k \#B$ $\Pr = \frac{a-kb}{a+b}$ | $\#B - \#A \leq k$ $\Pr = 1 - \frac{a!b!}{(a+k+1)!(b-k-1)!}$ |
| $\#A \geq k \#B$ $\Pr = \frac{a+1-kb}{a+1}$ | $\#A \geq \#B + k$ $Num = \frac{a-k+1-b}{a-k+1} \binom{a+b-k}{b}$ |

4.31 Satz von SPRAGUE-GRUNDY

Weise jedem Zustand X wie folgt eine GRUNDY-Zahl g(X) zu:

$$g(X) := \min\{\mathbb{Z}_0^+ \setminus \{g(Y) \mid Y \text{ von } X \text{ aus direkt erreichbar}\}\}$$

X ist genau dann gewonnen, wenn $g(X) > 0$ ist.

Wenn man k Spiele in den Zuständen X_1, \dots, X_k hat, dann ist die GRUNDY-Zahl des Gesamtzustandes $g(X_1) \oplus \dots \oplus g(X_k)$.

4.32 Nim-Spiele

1 letzter gewinnt (normal)

2 letzter verliert

| Beschreibung | Strategie |
|---|--|
| $M = \{pile_i\}$ $[x] := \{1, \dots, x\}$ | $SG = \oplus_{i=1}^n pile_i$ 1 Nimm von einem Stapel, sodass SG 0 wird. 2 Genauso. Außer: Bleiben nur noch Stapel der Größe 1, erzeuge ungerade Anzahl solcher Stapel. |
| $M = \{a^m \mid m \geq 0\}$ | a ungerade: $SG_n = n \% 2$ a gerade: $SG_n = 2$, falls $n \equiv a \pmod{a+1}$ $SG_n = n \% (a+1) \% 2$, sonst. |
| $M_{\text{1}} = \left\lfloor \frac{pile_i}{2} \right\rfloor$ $M_{\text{2}} = \left\{ \left\lfloor \frac{pile_i}{2} \right\rfloor, pile_i \right\}$ | 1 $SG_{2n} = n, SG_{2n+1} = SG_n$ 2 $SG_0 = 0, SG_n = \lceil \log_2 n \rceil + 1$ |
| $M_{\text{1}} = \text{Teiler von } pile_i$ $M_{\text{2}} = \text{echte Teiler von } pile_i$ | 1 $SG_0 = 0, SG_n = SG_{\text{2},n} + 1$ 2 $ST_1 = 0, SG_n = \# \text{Nullen am Ende von } n_{bin}$ |
| $M_{\text{1}} = [k]$ $M_{\text{2}} = S, (S \text{ endlich})$ $M_{\text{3}} = S \cup \{pile_i\}$ | $SG_{\text{1},n} = n \pmod{k+1}$ 1 Niederlage bei $SG = 0$ 2 Niederlage bei $SG = 1$ $SG_{\text{3},n} = SG_{\text{2},n} + 1$ |
| Für jedes endliche M ist SG eines Stapels irgendwann periodisch. | |
| MOORE'S Nim: Beliebige Zahl von maximal k Stapeln. | 1 Schreibe $pile_i$ binär. Addiere ohne Übertrag zur Basis $k+1$. Niederlage, falls Ergebnis gleich 0. 2 Wenn alle Stapel 1 sind: Niederlage, wenn $n \equiv 1 \pmod{k+1}$. Sonst wie in 1. |
| Staircase Nim: n Stapel in einer Reihe. Beliebige Zahl von Stapel i nach Stapel i-1. | Niederlage, wenn Nim der ungeraden Spiele verloren ist: $\oplus_{i=0}^{\lfloor \frac{n-1}{2} \rfloor} pile_{2i+1} = 0$ |
| LASKER'S Nim: Zwei mögliche Züge: 1) Nehme beliebige Zahl. 2) Teile Stapel in zwei Stapel (ohne Entnahme). | $SG_n = n$, falls $n \equiv 1, 2 \pmod{4}$ $SG_n = n+1$, falls $n \equiv 3 \pmod{4}$ $SG_n = n-1$, falls $n \equiv 0 \pmod{4}$ |
| KAYLES' Nim: Zwei mögliche Züge: 1) Nehme 1 oder 2. 2) Teile Stapel in zwei Stapel (mit Entnahme). | Berechne SG_n für kleine n rekursiv. $n \in [72, 83]: 4, 1, 2, 8, 1, 4, 7, 2, 1, 8, 2, 7$ Periode ab $n = 72$ der Länge 12. |

4.33 Verschiedenes

| Verschiedenes | |
|--|--|
| Türme von Hanoi, minimale Schrittzahl: | $T_n = 2^n - 1$ |
| #Regionen zwischen n Geraden | $\frac{n(n+1)}{2} + 1$ |
| #abgeschlossene Regionen zwischen n Geraden | $\frac{n^2 - 3n + 2}{2}$ |
| #markierte, gewurzelte Bäume | n^{n-1} |
| #markierte, nicht gewurzelte Bäume | n^{n-2} |
| #Wälder mit k gewurzelten Bäumen | $\frac{k}{n} \binom{n}{k} n^{n-k}$ |
| #Wälder mit k gewurzelten Bäumen mit vorgegebenen Wurzelknoten | $\frac{k}{n} n^{n-k}$ |
| Derangements | $!n = (n-1)!(n-1) + (n-2)! = \left\lfloor \frac{n!}{e} + \frac{1}{2} \right\rfloor$ $\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{!n}{n!} = \frac{1}{e}$ |

4.34 Div Sum

divSum berechnet $\sum_{i=0}^{n-1} \left\lfloor \frac{a+ib}{m} \right\rfloor = O(\log(n))$

Wichtig: b darf nicht negativ sein!

```

1 ll divSum(ll n, ll m, ll a, ll b) {
2   if (m == 0) return 0;
3   ll ans = a/m * n*(n-1)/2 + b/m * n;
4   a %= m;
5   b %= m;
6   ll y = (a*(n-1)+b) / m;
7   return ans + y * (n-1) - divSum(y, a, m, m-b-1);
8 }
    
```

4.35 Min Mod

firstVal berechnet den ersten Wert von 0, a, ..., a-i mod m, $O(\log(m))$ der in [l,r] liegt. Gibt -1 zurück, falls er nicht existiert.

minMod berechnet das Minimum von (a+i) mod m für $i \in [0,n)$ $O(\log(m))$

Wichtig: $0 \leq a, b, l, r < m$

```

1 ll firstVal(ll a, ll m, ll l, ll r) {
2   if (l == 0) return 0;
3   if (a == 0) return -1;
4   if ((l-1)/a < r/a) return (l+a-1) / a*a;
5   ll s = (r+a-1) / a*a;
6   ll v = firstVal(m % a, a, s-r, s-l);
7   return v < 0 ? -1 : s - v;
8 }
9 ll minMod(ll n, ll m, ll a, ll b) {
10  if (a == 0) return b;
11  ll g = gcd(m, a);
12  ll c = b % g;
13  m /= g;
14  a /= g;
15  b /= g;
16  ll ai = multInv(a, m);
17  ll l = ai*b % m;
18  ll r = (n-1 + ai*b) % m;
19  if (n >= m || l > r) return c;
20  return a * firstVal(ai, m, l, r) % m * g + c;
21 }
    
```

4.36 Reihen

| | | |
|--|--|---|
| $\sum_{i=1}^n i = \frac{n(n+1)}{2}$ | $\sum_{i=1}^n i^2 = \frac{n(n+1)(2n+1)}{6}$ | $\sum_{i=1}^n i^3 = \frac{n^2(n+1)^2}{4}$ |
| $\sum_{i=0}^n c^i = \frac{c^{n+1}-1}{c-1}$ $c \neq 1$ | $\sum_{i=0}^{\infty} c^i = \frac{1}{1-c}$ $ c < 1$ | $\sum_{i=1}^{\infty} c^i = \frac{c}{1-c}$ $ c < 1$ |
| $\sum_{i=0}^n ic^i = \frac{c^{n+2} - (n+1)c^{n+1} + c}{(c-1)^2}$ $c \neq 1$ | $\sum_{i=0}^{\infty} ic^i = \frac{c}{(1-c)^2}$ $ c < 1$ | |
| $\sum_{i=1}^n iH_i = \frac{n(n+1)}{2} H_n - \frac{n(n-1)}{4}$ | $H_n = \sum_{i=1}^n \frac{1}{i}$ | |
| $\sum_{i=1}^n \binom{i}{m} H_i = \binom{n+1}{m+1} (H_{n+1} - \frac{1}{m+1})$ | $\sum_{i=1}^n H_i = (n+1)H_n - n$ | |

4.37 Wichtige Zahlen

| 10^x | Highly Composite | # Divs | # prime Divs | # Primes |
|--------|-------------------|--------|--------------|-------------------|
| 1 | 6 | 4 | 2 | 4 |
| 2 | 60 | 12 | 3 | 25 |
| 3 | 840 | 32 | 4 | 168 |
| 4 | 7560 | 64 | 5 | 1229 |
| 5 | 83160 | 128 | 6 | 9592 |
| 6 | 720720 | 240 | 7 | 78498 |
| 7 | 8648640 | 448 | 8 | 664579 |
| 8 | 73513440 | 768 | 8 | 5761455 |
| 9 | 735134400 | 1344 | 9 | 50847534 |
| 10 | 6983776800 | 2304 | 10 | 455052511 |
| 11 | 97772875200 | 4032 | 10 | 4118054813 |
| 12 | 963761198400 | 6720 | 11 | 37607912018 |
| 13 | 9316358251200 | 10752 | 12 | 346065536839 |
| 14 | 97821761637600 | 17280 | 12 | 3204941750802 |
| 15 | 866421317361600 | 26880 | 13 | 29844570422669 |
| 16 | 8086598962041600 | 41472 | 13 | 279238341033925 |
| 17 | 74801040398884800 | 64512 | 14 | 2623557157654233 |
| 18 | 89761248478617600 | 103680 | 16 | 24739954287740860 |

4.38 Recover x and y from y from x·y⁻¹

recover findet x und y für $x = x \cdot y^{-1} \pmod{m}$ $O(\log(m))$

WICHTIG: x und y müssen kleiner als $\sqrt{m/2}$ sein!

```

1 ll sq(ll x) {return x*x;}
2
3 array<ll, 2> recover(ll c, ll m) {
4   array<ll, 2> u = {m, 0}, v = {c, 1};
5   while (m <= 2 * sq(v[0])) {
6     ll q = u[0] / v[0];
7     u[0] -= q * v[0];
8     u[1] -= q * v[1];
9     swap(u, v);
10  }
11  if (v[1] <= 0 || 2 * sq(v[1]) >= m) return {-1, -1};
12  return v;
    
```

5 Strings

5.1 KNUTH-MORRIS-PRATT-Algorithmus

kmpSearch sucht sub in s $O(|s|+|sub|)$

```

1 vector<int> kmpPreprocessing(const string& sub) {
2     vector<int> b(sz(sub) + 1);
3     b[0] = -1;
4     for (int i = 0, j = -1; i < sz(sub);) {
5         while (j >= 0 && sub[i] != sub[j]) j = b[j];
6         b[++i] = ++j;
7     }
8     return b;
9 }
10 vector<int> kmpSearch(const string& s, const string& sub) {
11     vector<int> result, pre = kmpPreprocessing(sub);
12     for (int i = 0, j = 0; i < sz(s);) {
13         while (j >= 0 && s[i] != sub[j]) j = pre[j];
14         i++; j++;
15         if (j == sz(sub)) {
16             result.push_back(i - j);
17             j = pre[j];
18         }
19     }
20     return result;
}

```

5.2 Z-Algorithmus

$z_i :=$ Längstes gemeinsames Präfix von $s_0 \dots s_{i-1}$ und $s_i \dots s_{n-1}$ $O(n)$

Suchen: Z-Algorithmus auf P&S ausführen, Positionen mit $z_i = |P|$ zurückgeben

```

1 vector<int> Z(const string& s) {
2     int n = sz(s);
3     vector<int> z(n);
4     for (int i = 1, x = 0; i < n; i++) {
5         z[i] = max(0, min(z[i - x], x + z[x] - i));
6         while (i + z[i] < n && s[z[i]] == s[i + z[i]]) {
7             x = i, z[i]++;
8         }
9     }
10    return z;
}

```

5.3 Rolling Hash

```

1 // M = 1.7e9 + 9, 1e18L + 9, 2.2e18L + 7
2 struct Hash {
3     static constexpr ll M = 3e18L + 37;
4     static constexpr ll Q = 318LL << 53; // Random in [SIGMA+1, M)
5     vector<ll> pref = {0}, power = {1};
6     Hash(const string& s) {
7         for (auto c : s) { // c > 0
8             pref.push_back((mul(pref.back(), Q) + c + M) % M);
9             power.push_back(mul(power.back(), Q));
10        }
11        ll operator()(int l, int r) {
12            return (pref[r] - mul(power[r-l], pref[l]) + M) % M;
13        }
14        static ll mul(__int128 a, ll b) {return a * b % M;}
15    };
}

```

5.4 Pattern Matching mit Wildcards

Gegeben zwei strings A und B, B enthält k wildcards enthält. Sei:

$$a_i = \cos(\alpha_i) + i \sin(\alpha_i) \quad \text{mit } \alpha_i = \frac{2\pi A[i]}{\Sigma}$$

$$b_i = \begin{cases} \cos(\beta_i) - i \sin(\beta_i) & \text{falls } B[|B|-i-1] \in \Sigma \\ 0 & \text{sonst} \end{cases} \quad \text{mit } \beta_i = \frac{2\pi B[|B|-i-1]}{\Sigma}$$

B matcht A an stelle i wenn $(b \cdot a)[|B|-1+i] = |B|-k$. Benutze FFT um $(b \cdot a)$ zu berechnen.

5.5 MANACHER's Algorithm, Longest Palindrome

init transformiert string a $O(n)$
manacher berechnet Längen der Palindrome in longest $O(n)$

```

1 vector<int> manacher(const string& t) {
2     //transforms "aa" to ".a.a." to find even length palindromes
3     string s(sz(t) * 2 + 1, '.');
4     for (int i = 0; i < sz(t); i++) s[2 * i + 1] = t[i];
5
6     int mid = 0, r = 0, n = sz(s);
7     vector<int> pal(n);
8     for (int i = 1; i < n - 1; i++) {
9         if (r > i) pal[i] = min(r - i, pal[2 * mid - i]);
10        while (pal[i] < min(i, n - i - 1) &&
11              s[i + pal[i] + 1] == s[i - pal[i] - 1]) {
12            pal[i]++;
13        }
14        if (i + pal[i] > r) mid = i, r = i + pal[i];
15    }
16    //convert lengths to constructed string s (optional)
17    //for (int i = 0; i < n; i++) pal[i] = 2 * pal[i] + 1;
18    return pal;
}

```

5.6 Longest Common Subsequence

lcss findet längste gemeinsame Sequenz $O(|a| \cdot |b|)$

```

1 string lcss(const string& a, const string& b) {
2     vector<vector<int>> m(sz(a) + 1, vector<int>(sz(b) + 1));
3     for (int i = sz(a) - 1; i >= 0; i--) {
4         for (int j = sz(b) - 1; j >= 0; j--) {
5             if (a[i] == b[j]) m[i][j] = 1 + m[i+1][j+1];
6             else m[i][j] = max(m[i+1][j], m[i][j+1]);
7         } // Für die Länge: return m[0][0];
8     }
9     string res;
10    for (int j = 0, i = 0; j < sz(b) && i < sz(a);) {
11        if (a[i] == b[j]) res += a[i++], j++;
12        else if (m[i][j+1] > m[i+1][j]) j++;
13        else i++;
14    }
15    return res;
}

```

5.7 AHO-CORASICK-Automat

sucht patterns im Text $O(|Text| + \sum |pattern|)$

- mit addString(pattern, idx) Patterns hinzufügen.
- rufe buildGraph() auf
- mit state = go(state, idx) in nächsten Zustand wechseln.
- erhöhe dabei dp[state]++
- rufe dfs() auf. In dp[pattern state] stehen die Anzahl der Matches

```

1 constexpr ll ALPHABET_SIZE = 26, OFFSET = 'a';
2 struct AhoCorasick {
3     struct vert {
4         int suffix = 0, ch, cnt = 0;
5         array<int, ALPHABET_SIZE> nxt = {};
6         vert(int p, int c) : suffix(-p), ch(c) {fill(all(nxt), -1);}
7     };
8     vector<vert> aho = {{0, -1}};
9
10    int addString(string &s) {
11        int v = 0;
12        for (auto c : s) {
13            int idx = c - OFFSET;
14            if (aho[v].nxt[idx] == -1) {
15                aho[v].nxt[idx] = sz(aho);
16                aho.emplace_back(v, idx);
17            }
18            v = aho[v].nxt[idx];
19        }
20        aho[v].cnt++;
21        return v; // trie node index of pattern (pattern state)
22    }
23
24    int getSuffix(int v) {
25        if (aho[v].suffix < 0) {
26            aho[v].suffix = go(getSuffix(-aho[v].suffix), aho[v].ch);
27        }
28        return aho[v].suffix;
29    }
30
31    int go(int v, int idx) { // Root is v=0, idx is char - OFFSET
32        if (aho[v].nxt[idx] != -1) return aho[v].nxt[idx];
33        return v == 0 ? 0 : aho[v].nxt[idx] = go(getSuffix(v), idx);
34    }
35
36    vector<vector<int>> adj;
37    vector<ll> dp;
38    void buildGraph() {
39        adj.resize(sz(aho));
40        dp.assign(sz(aho), 0);
41        for (int i = 1; i < sz(aho); i++) {
42            adj[getSuffix(i)].push_back(i);
43        }
44
45        void dfs(int v = 0) { // dp on tree
46            for (int u : adj[v]) {
47                //dp[u] = dp[v] + aho[u].cnt; // pattern count
48                dfs(u);
49                dp[v] += dp[u]; // no of matches
50            }
51        }
52    };
}

```

5.8 Lyndon und De-Bruijn

- **Lyndon-Wort:** Ein Wort das lexikographisch kleiner ist als jede seiner Rotationen.
 - Jedes Wort kann *eindeutig* in eine nicht ansteigende Folge von Lyndon-Worten zerlegt werden.
 - Für Lyndon-Worte u, v mit $u < v$ gilt, dass uv auch ein Lyndon-Wort ist.
- next lexikographisch nächstes Lyndon-Wort $O(n)$, Durchschnitt $\Theta(1)$
 duval zerlegt s in Lyndon-Worte $O(n)$
 minrotation berechnet kleinste Rotation von s $O(n)$

```

1 bool next(string& s, int maxLen, char mi = '0', char ma = '1') {
2     for (int i = sz(s), j = sz(s); i < maxLen; i++)
3         s.push_back(s[i % j]);
4     while (!s.empty() && s.back() == ma) s.pop_back();
5     if (s.empty()) {
6         s = mi;
7         return false;
8     } else {
9         s.back()++;
10        return true;
11    }
12 }

```

```

1 vector<pair<int, int>> duval(const string& s) {
2     vector<pair<int, int>> res;
3     for (int i = 0; i < sz(s);) {
4         int j = i + 1, k = i;
5         for (; j < sz(s) && s[k] <= s[j]; j++) {
6             if (s[k] < s[j]) k = j;
7             else k++;
8         }
9         for (; i <= k; i += j - k) {
10            res.push_back({i, i + j - k});
11        }
12        return res;
13    }
14    int minrotation(const string& s) {
15        auto parts = duval(s+s);
16        for (auto [l, r] : parts) {
17            if (r >= sz(s)) return l;
18        }
19    }

```

- **De-Bruijn-Sequenz $B(\Sigma, n)$:** ein Wort das jedes Wort der Länge n genau einmal als substring enthält (und minimal ist). Wobei $B(\Sigma, n)$ zyklisch betrachtet wird.
 - es gibt $\frac{(|\Sigma|)^n - 1}{|\Sigma| - 1}$ verschiedene $B(\Sigma, n)$
 - $B(\Sigma, n)$ hat Länge $|\Sigma|^n$
- deBruijn berechnet ein festes $B(\Sigma, n)$ $O(|\Sigma|^n)$

```

1 string deBruijn(int n, char mi = '0', char ma = '1') {
2     string res, c(1, mi);
3     do {
4         if (n % sz(c) == 0) res += c;
5     } while (next(c, n, mi, ma));
6     return res;
7 }

```

5.9 Suffix-Array

SuffixArray berechnet ein Suffix Array $O(|s| \cdot \log^2(|s|))$
 lcp berechnet Länge des longest common prefix $O(\log(|s|))$
 von $s[x]$ und $s[y]$

```

1 constexpr int MAX_CHAR = 256;
2 struct SuffixArray {
3     int n;
4     vector<int> SA, LCP;
5     vector<vector<int>> P;
6
7     SuffixArray(const string& s) : n(sz(s)), SA(n), LCP(n),
8         P(_lg(2 * n - 1) + 1, vector<int>(n)) {
9         P[0].assign(all(s));
10        iota(all(SA), 0);
11        sort(all(SA), [&](int a, int b) {return s[a] < s[b];});
12        vector<int> x(n);
13        for (int k = 1, c = 1; c < n; k++, c *= 2) {
14            iota(all(x), n - c);
15            for (int ptr = c; int i : SA) if (i >= c) x[ptr++] = i - c;
16            vector<int> cnt(k == 1 ? MAX_CHAR : n);
17            for (int i : P[k-1]) cnt[i]++;
18            partial_sum(all(cnt), begin(cnt));
19            for (int i : x | views::reverse) SA[--cnt[P[k-1][i]]] = i;
20            auto p = [&](int i) {return i < n ? P[k-1][i] : -1;};
21            for (int i = 1; i < n; i++) {
22                int a = SA[i-1], b = SA[i];
23                P[k][b] = P[k][a] + (p(a) != p(b) || p(a+c) != p(b+c));
24            }
25            for (int i = 1; i < n; i++) LCP[i] = lcp(SA[i-1], SA[i]);
26        }
27        int lcp(int x, int y) { //x & y are text-indices, not SA-indices
28            if (x == y) return n - x;
29            int res = 0;
30            for (int i = sz(P) - 1; i >= 0 && max(x, y) + res < n; i--) {
31                if (P[i][x + res] == P[i][y + res]) res |= 1 << i;
32            }
33            return res;
34        }
35    };

```

5.10 Suffix-Baum

SuffixTree berechnet einen Suffixbaum $O(|s|)$
 extend fügt den nächsten Buchstaben aus s ein $O(1)$

```

1 struct SuffixTree {
2     struct Vert {
3         int start, end, suf; //s[start...end] along parent edge
4         map<char, int> nxt;
5     };
6     string s;
7     int needsSuffix, pos, remainder, curVert, curEdge, curLen;
8     // Each Vertex gives its children range as [start, end]
9     vector<Vert> tree = {Vert{-1, -1, 0, {}}};
10    SuffixTree(const string& s_) : s(s_) {
11        needsSuffix = remainder = curVert = curEdge = curLen = 0;
12        pos = -1;
13        for (int i = 0; i < sz(s); i++) extend(i);
14    }

```

```

14 }
15 int newVert(int start, int end) {
16     tree.push_back({start, end, 0, {}});
17     return sz(tree) - 1;
18 }
19 void addSuffixLink(int vert) {
20     if (needsSuffix) tree[needsSuffix].suf = vert;
21     needsSuffix = vert;
22 }
23 bool fullImplicitEdge(int vert) {
24     int len = min(tree[vert].end, pos + 1) - tree[vert].start;
25     if (curLen >= len) {
26         curEdge += len;
27         curLen -= len;
28         curVert = vert;
29         return true;
30     } else {
31         return false;
32     }
33 }
34 void extend() {
35     pos++;
36     needsSuffix = 0;
37     remainder++;
38     while (remainder) {
39         if (curLen == 0) curEdge = pos;
40         if (!tree[curVert].nxt.count(s[curEdge])) {
41             int leaf = newVert(pos, sz(s));
42             tree[curVert].nxt[s[curEdge]] = leaf;
43             addSuffixLink(curVert);
44         } else {
45             int nxt = tree[curVert].nxt[s[curEdge]];
46             if (fullImplicitEdge(nxt)) continue;
47             if (s[tree[nxt].start + curLen] == s[pos]) {
48                 curLen++;
49                 addSuffixLink(curVert);
50                 break;
51             }
52             int split = newVert(tree[nxt].start,
53                 tree[nxt].start + curLen);
54             tree[curVert].nxt[s[curEdge]] = split;
55             int leaf = newVert(pos, sz(s));
56             tree[split].nxt[s[pos]] = leaf;
57             tree[nxt].start += curLen;
58             tree[split].nxt[s[tree[nxt].start]] = nxt;
59             addSuffixLink(split);
60         }
61         remainder--;
62         if (curVert == 0 && curLen) {
63             curLen--;
64             curEdge = pos - remainder + 1;
65         } else {
66             curVert = tree[curVert].suf ? tree[curVert].suf : 0;
67         }
68     }

```

5.11 Suffix-Automaton

- Ist w Substring von s ? Baue Automaten für s und wende ihn auf w an. Wenn alle Übergänge vorhanden sind, ist w Substring von s .
- Ist w Suffix von s ? Wie oben und prüfe, ob Endzustand ein Terminal ist.
- Anzahl verschiedener Substrings. Jeder Pfad im Automaten entspricht einem Substring. Für einen Knoten ist die Anzahl der ausgehenden Pfade gleich der Summe über die Anzahlen der Kindknoten plus 1. Der letzte Summand ist der Pfad, der in diesem Knoten endet.
- Wie oft taucht w in s auf? Sei p der Zustand nach Abarbeitung von w . Lösung ist Anzahl der Pfade, die in p starten und in einem Terminal enden. Diese Zahl lässt sich wie oben rekursiv berechnen. Bei jedem Knoten darf nur dann plus 1 gerechnet werden, wenn es ein Terminal ist.

```

1 constexpr int ALPHABET_SIZE = 26;
2 constexpr char OFFSET = 'a';
3 struct SuffixAutomaton {
4     struct State {
5         int len, link = -1;
6         array<int, ALPHABET_SIZE> nxt; // map if large Alphabet
7         State(int l) : len(l) {fill(all(nxt), -1);}
8     };
9     vector<State> st = {State(0)};
10    int cur = 0;
11    SuffixAutomaton(const string& s) {
12        st.reserve(2 * sz(s));
13        for (auto c : s) extend(c - OFFSET);
14    }
15    void extend(int c) {
16        int p = cur;
17        cur = sz(st);
18        st.emplace_back(st[p].len + 1);
19        for (; p != -1 && st[p].nxt[c] < 0; p = st[p].link) {
20            st[p].nxt[c] = cur;
21        }
22        if (p == -1) {
23            st[cur].link = 0;
24        } else {
25            int q = st[p].nxt[c];
26            if (st[p].len + 1 == st[q].len) {
27                st[cur].link = q;
28            } else {
29                st.emplace_back(st[p].len + 1);
30                st.back().link = st[q].link;
31                st.back().nxt = st[q].nxt;
32                for (; p != -1 && st[p].nxt[c] == q; p = st[p].link) {
33                    st[p].nxt[c] = sz(st) - 1;
34                }
35                st[q].link = st[cur].link = sz(st) - 1;
36            }
37        }
38        vector<int> calculateTerminals() {
39            vector<int> terminals;
40            for (int p = cur; p != -1; p = st[p].link) {
41                terminals.push_back(p);
42            }
43            return terminals;
44        }
45    }

```

```

44 // Pair with start index (in t) and length of LCS.
45 pair<int, int> longestCommonSubstring(const string& t) {
46     int v = 0, l = 0, best = 0, bestp = -1;
47     for (int i = 0; i < sz(t); i++) {
48         int c = t[i] - OFFSET;
49         while (v > 0 && st[v].nxt[c] < 0) {
50             v = st[v].link;
51             l = st[v].len;
52         }
53         if (st[v].nxt[c] >= 0) v = st[v].nxt[c], l++;
54         if (l > best) best = l, bestp = i;
55     }
56     return {bestp - best + 1, best};
57 }
58 };

```

5.12 Trie

```

1 // Zahlenwerte müssen bei 0 beginnen und zusammenhängend sein.
2 constexpr int ALPHABET_SIZE = 2;
3 struct node {
4     int words, ends;
5     array<int, ALPHABET_SIZE> nxt;
6     node() : words(0), ends(0) {fill(all(nxt), -1);}
7 };
8 vector<node> trie = {node()};
9 int traverse(const vector<int>& word, int x) {
10    int id = 0;
11    for (int c : word) {
12        if (trie[id].words == 0 && x <= 0) return -1;
13        trie[id].words += x;
14        if (trie[id].nxt[c] < 0 && x > 0) {
15            trie[id].nxt[c] = sz(trie);
16            trie.emplace_back();
17        }
18        id = trie[id].nxt[c];
19        if (id < 0) return -1;
20    }
21    trie[id].words += x;
22    trie[id].ends += x;
23    return id;
24 }
25 int insert(const vector<int>& word) {
26    return traverse(word, 1);
27 }
28 bool erase(const vector<int>& word) {
29    int id = traverse(word, 0);
30    if (id < 0 || trie[id].ends <= 0) return false;
31    traverse(word, -1);
32    return true;
33 }

```

6 Python

6.1 Recursion

```

1 import sys
2 sys.setrecursionlimit(1000_007)

```

6.2 IO

```

1 n, m = map(int, input().split())
2 A = list(map(int, input().split()))
3 print(n, m, *A)

```

7 Sonstiges

7.1 Compiletime

- überprüfen ob Compilezeit Berechnungen erlaubt sind!
- braucht c++14 oder höher!

```

1 template<int N>
2 struct Table {
3     int data[N];
4     constexpr Table() : data {} {
5         for (int i = 0; i < N; i++) data[i] = i;
6     };
7     constexpr Table<100'000> precalculated;

```

7.2 Timed

Kann benutzt werden um randomisierte Algorithmen so lange wie möglich laufen zu lassen.

```

1 int times = clock();
2 //run for 900ms
3 while (1000*(clock()-times)/CLOCKS_PER_SEC < 900) {...}

```

7.3 Overflow-sichere arithmetische Operationen

Gibt zurück, ob es einen Overflow gab. Wenn nicht, enthält c das Ergebnis.

| | |
|----------------|--|
| Addition | <code>__builtin_saddll_overflow(a, b, &c)</code> |
| Subtraktion | <code>__builtin_ssubll_overflow(a, b, &c)</code> |
| Multiplikation | <code>__builtin_smulll_overflow(a, b, &c)</code> |

7.4 Bit Operations

| | |
|--|--|
| Bit an Position j lesen | <code>(x & (1 << j)) != 0</code> |
| Bit an Position j setzen | <code>x = (1 << j)</code> |
| Bit an Position j löschen | <code>x &= ~(1 << j)</code> |
| Bit an Position j flippen | <code>x ^= (1 << j)</code> |
| Anzahl an führenden nullen ($x \neq 0$) | <code>__builtin_clzll(x)</code> |
| Anzahl an schließenden nullen ($x \neq 0$) | <code>__builtin_ctzll(x)</code> |
| Anzahl an 1 bits | <code>__builtin_popcountll(x)</code> |
| i -te Zahl eines Graycodes | <code>i ^ (i >> 1)</code> |

```

1 // Iteriert über alle Teilmengen einer Bitmaske
2 // (außer der leeren Menge).
3 for (int subset = bitmask; subset > 0;
4      subset = (subset - 1) & bitmask)
5
6 // Nächste Permutation in Bitmaske
7 // (z.B. 00111 => 01011 => 01101 => ...)
8 ll nextPerm(ll v) {
9     ll t = v | (v - 1);
10    return (t+1) | (((-t & --t) - 1) >> (__builtin_ctzll(v) + 1));

```

7.5 Pragmas

```

1 #pragma GCC optimize("Ofast")
2 #pragma GCC optimize("unroll-loops")
3 #pragma GCC target("sse,sse2,sse3,ssse3,sse4,"
4     "popcnt,abm,mmx,avx,tune=native")
5 #pragma GCC target("fpmath=sse,sse2") // no excess precision
6 #pragma GCC target("fpmath=387") // force excess precision
    
```

7.6 DP Optimizations

Aufgabe: Partitioniere Array in genau m zusammenhängende Teile mit minimalen Kosten: $dp[i][j] = \min_{k < j} \{dp[i-1][k-1] + C[k][j]\}$. Es sei $A[i][j]$ das *minimale* optimale k bei der Berechnung von $dp[i][j]$.

KNUTH-Optimization Vorbedingung: $A[i-1][j] \leq A[i][j] \leq A[i][j+1]$
 calc berechnet das DP $O(n^2)$

```

1 ll calc(int n, int m, const vector<vector<ll>&& C) {
2     vector<vector<ll>> dp(m, vector<ll>(n, INF));
3     vector<vector<int>> opt(m, vector<int>(n + 1, n - 1));
4     for (int i = 0; i < n; i++) dp[0][i] = C[0][i];
5     for (int i = 1; i < m; i++) {
6         for (int j = n - 1; j >= 0; --j) {
7             opt[i][j] = i == 1 ? 0 : opt[i - 1][j];
8             for (int k = opt[i][j]; k <= min(opt[i][j+1], j-1); k++) {
9                 if (dp[i][j] <= dp[i - 1][k] + C[k + 1][j]) continue;
10                dp[i][j] = dp[i - 1][k] + C[k + 1][j];
11                opt[i][j] = k;
12            }
13        }
14    }
15 }
    
```

Divide and Conquer Vorbedingung: $A[i][j-1] \leq A[i][j]$.
 calc berechnet das DP $O(m \cdot n \cdot \log(n))$

```

1 vector<vector<ll>> dp;
2 vector<vector<ll>> C;
3 void rec(int i, int j0, int j1, int m0, int m1) {
4     if (j1 < j0) return;
5     int jmid = (j0 + j1) / 2;
6     dp[i][jmid] = INF;
7     int bestk = m0;
8     for (int k = m0; k < min(jmid, m1 + 1); ++k) {
9         if (dp[i - 1][k] + C[k + 1][jmid] < dp[i][jmid]) {
10            dp[i][jmid] = dp[i - 1][k] + C[k + 1][jmid];
11            bestk = k;
12        }
13    }
14    rec(i, j0, jmid - 1, m0, bestk);
15    rec(i, jmid + 1, j1, bestk, m1);
16 }
17 ll calc(int n, int m) {
18     dp = vector<vector<ll>>(m, vector<ll>(n, INF));
19     for (int i = 0; i < n; i++) dp[0][i] = C[0][i];
20     for (int i = 1; i < m; i++) {
21         rec(i, 0, n - 1, 0, n - 1);
22     }
23     return dp[m - 1][n - 1];
24 }
    
```

Quadrangle inequality Die Bedingung $\forall a \leq b \leq c \leq d : C[a][d] + C[b][c] \geq C[a][c] + C[b][d]$ ist hinreichend für beide Optimierungen.

Sum over Subsets DP $res[mask] = \sum_{i \in mask} in[i]$. Für Summe über Supersets res einmal vorher und einmal nachher reversen.

```

1 vector<ll> res(in);
2 for (int i = 1; i < sz(res); i *= 2) {
3     for (int mask = 0; mask < sz(res); mask++){
4         if (mask & i) {
5             res[mask] += res[mask ^ i];
6         }
7     }
8 }
    
```

7.7 Fast Subset Sum

fastSubsetSum findet maximale subset $sum \leq t$ $O(n \cdot A)$
 Die Laufzeit hängt vom maximalen Wert A in der Menge ab.

```

1 int fastSubsetSum(vector<int> w, int t){
2     int a = 0, b = 0;
3     while(b < sz(w) && a + w[b] <= t) a += w[b++];
4     if(b == sz(w)) return a;
5     int m = *max_element(all(w));
6     vector<int> dp(2*m, -1), old;
7     dp[m+a-t] = b;
8     for(int i = b; i < sz(w); i++){
9         old = dp;
10        for(int j = 0; j < m; j++){
11            dp[j+w[i]] = max(dp[j+w[i]], old[j]);
12        }
13        for(int j = 2*m-1; j > m; j--){
14            for(int k = max(old[j], 0); k < dp[j]; k++){
15                dp[j-w[k]] = max(dp[j-w[k]], k);
16            }
17        }
18    }
19    for(a = t; dp[m+a-t] < 0; a--);
20    return a;
21 }
    
```

7.8 Parallel Binary Search

```

1 // Q = # of queries, bucket sort is sometimes faster
2 vector<int> low(Q, -1), high(Q, MAX_OPERATIONS);
3 while (true) {
4     vector<pair<int, int>> focus;
5     for (int i = 0; i < Q; i++) {
6         if (low[i] + 1 < high[i]) {
7             focus.emplace_back((low[i] + high[i]) / 2, i);
8         }
9     }
10    if (focus.empty()) break;
11    sort(all(focus));
12    // reset simulation
13    for (int step = 0; auto [mid, i] : focus) {
14        for (; step <= mid; step++) {
15            // simulation step
16        }
17        if (/* requirement already fulfilled */) high[i] = mid;
18        else low[i] = mid;
19    }
20 } // answer in low (MAX_OPERATIONS if never ok)
    
```

7.9 Josephus-Problem

n Personen im Kreis, jeder k -te wird erschossen.

Spezialfall $k=2$: Betrachte n Binär. Für $n = 1b_1b_2b_3..b_n$ ist $b_1b_2b_3..b_n1$ die Position des letzten Überlebenden. (Rotiere n um eine Stelle nach links)

```

1 int rotateLeft(int n) { // Der Letzte Überlebende, 1-basiert.
2     int bits = __lg(n);
3     n ^= 1 << bits;
4     return 2 * n + 1;
5 }
    
```

Allgemein: Sei $F(n,k)$ die Position des letzten Überlebenden. Nummeriere die Personen mit $0, 1, \dots, n-1$. Nach Erschießen der k -ten Person, hat der Kreis noch Größe $n-1$ und die Position des Überlebenden ist jetzt $F(n-1,k)$. Also: $F(n,k) = (F(n-1,k) + k) \% n$. Basisfall: $F(1,k) = 0$.

```

1 // Der Letzte Überlebende, 0-basiert.
2 int josephus(int n, int k) {
3     if (n == 1) return 0;
4     return (josephus(n - 1, k) + k) % n;
5 }
    
```

Beachte bei der Ausgabe, dass die Personen im ersten Fall von $1, \dots, n$ nummeriert sind, im zweiten Fall von $0, \dots, n-1$!

7.10 Sonstiges

```

1 // Setzt deutsche Tastaturlayout / toggle mit alt + space
2 setxkbmap de
3 setxkbmap de,us -option grp:alt_space_toggle
4 // Set mit eigener Sortierfunktion.
5 set<point2, decltype(comp)> set1(comp);
6 // STL-Debugging, Compiler flags.
7 -D_GLIBCXX_DEBUG
8 #define _GLIBCXX_DEBUG
9 // 128-Bit Integer/Float. Muss zum Einlesen/Ausgeben
10 // in einen int oder long gecastet werden.
11 __int128, __float128
12 // float mit Decimaldarstellung
13 #include <decimal/decimal>
14 std::decimal::decimal128
15 // 1e18 < INF < Max.Value / 2
16 constexpr ll INF = 0x3FFF'FFFF'FFFF'FFFF;
17 // 1e9 < INF < Max.Value / 2
18 constexpr int INF = 0x3FFF'FFFF;
    
```

7.11 Stress Test

```

1 for i in {1..1000}; do
2     printf "\r%i"
3     python3 gen.py > input # generate test with gen.py
4     ./a.out < input > out # execute ./a.out
5     ./b.out < input > out2 # execute ./b.out
6     diff out out2 || break
7 done
    
```

7.12 Gemischtes

- **(Minimum) Flow mit Demand d :** Erstelle neue Quelle s' und Senke t' und setze die folgenden Kapazitäten:

$$c'(s',v) = \sum_{u \in V} d(u,v) \quad c'(v,t') = \sum_{u \in V} d(v,u)$$

$$c'(u,v) = c(u,v) - d(u,v) \quad c'(t,s) = x$$

Löse Fluss auf G' mit DINITZ'S ALGORITHMUS, wenn alle Kanten von s' saturiert sind ist der Fluss in G gültig. x beschränkt den Fluss in G (Binary-Search für minflow, ∞ sonst).

- **JOHNSONS Reweighting Algorithmus:** Initialisiere alle Entfernungen mit $d[i] = 0$. Berechne mit BELLMANN-FORD kürzeste Entfernungen. Falls es einen negativen Zyklus gibt abbrechen. Sonst ändere die Gewichte von allen Kanten (u,v) im ursprünglichen Graphen zu $d[u]+w[u,v]-d[v]$. Dann sind alle Kantengewichte nichtnegativ, DIJKSTRA kann angewendet werden.

- **System von Differenzbeschränkungen:** Ändere alle Bedingungen in die Form $a - b \leq c$. Für jede Bedingung füge eine Kante (b,a) mit Gewicht c ein. Füge Quelle s hinzu, mit Kanten zu allen Knoten mit Gewicht 0. Nutze BELLMANN-FORD, um die kürzesten Pfade von s aus zu finden. $d[v]$ ist mögliche Lösung für v .

- **Min-Weight-Vertex-Cover im Bipartiten Graph:** Partitioniere in A, B und füge Kanten $s \rightarrow A$ mit Gewicht $w(A)$ und Kanten $B \rightarrow t$ mit Gewicht $w(B)$ hinzu. Füge Kanten mit Kapazität ∞ von A nach B hinzu, wo im originalen Graphen Kanten waren. Max-Flow ist die Lösung.

Im Residualgraphen:

- Das Vertex-Cover sind die Knoten inzident zu den Brücken. *oder*
- Die Knoten in A , die *nicht* von s erreichbar sind und die Knoten in B , die von s erreichbar sind.

- **Allgemeiner Graph:** Das Komplement eines Vertex-Cover ist ein Independent Set. \Rightarrow Max Weight Independent Set ist Komplement von Min Weight Vertex Cover.

- **Bipartiter Graph (Satz von KÖNIG):** Min Vertex Cover (kleinste Menge Knoten, die alle Kanten berühren) = Max Matching. Richte Kanten im Matching von B nach A und sonst von A nach B , markiere alle Knoten die von einem ungematchten Knoten in A erreichbar sind, das Vertex Cover sind die markierten Knoten aus B und die unmarkierten Knoten aus A .

- **Bipartites Matching mit Gewichten auf linken Knoten:** Minimiere Matchinggewicht. Lösung: Sortiere Knoten links aufsteigend nach Gewicht, danach nutze normalen Algorithmus (KUHN, Seite 8)

- **Satz von PICK:** Sei A der Flächeninhalt eines einfachen Gitterpolygons, I die Anzahl der Gitterpunkte im Inneren und R die Anzahl der Gitterpunkte auf dem Rand. Es gilt:

$$A = I + \frac{R}{2} - 1$$

- **Lemma von BURNSIDE:** Sei G eine endliche Gruppe, die auf der Menge X operiert. Für jedes $g \in G$ sei X^g die Menge der Fixpunkte bei Operation durch g , also $X^g = \{x \in X \mid g \bullet x = x\}$. Dann gilt für die Anzahl der Bahnen $[X/G]$ der Operation:

$$[X/G] = \frac{1}{|G|} \sum_{g \in G} |X^g|$$

- **POLYA Counting:** Sei π eine Permutation der Menge X . Die Elemente von X können mit einer von m Farben gefärbt werden. Die Anzahl der Färbungen, die Fixpunkte von π sind, ist $m^{\#\pi}$, wobei $\#\pi$ die Anzahl der Zyklen von π ist. Die Anzahl der Färbungen von Objekten einer Menge X mit m Farben unter einer Symmetriegruppe G ist gegeben durch:

$$[X/G] = \frac{1}{|G|} \sum_{g \in G} m^{\#\pi(g)}$$

- **Verteilung von Primzahlen:** Für alle $n \in \mathbb{N}$ gilt: Ex existiert eine Primzahl p mit $n \leq p \leq 2n$.

- **Satz von KIRCHHOFF (Anzahl Spannbäume):** Sei G ein zusammenhängender,

ungerichteter Graph evtl. mit Mehrfachkanten. Sei A die Adjazenzmatrix von G . Dabei ist a_{ij} die Anzahl der Kanten zwischen Knoten i und j . Sei B eine Diagonalmatrix mit b_{ii} Grad von Knoten i . Definiere $R = B - A$. Entferne k -te Zeile und k -te Spalte (k beliebig) und berechne Betrag der Determinante. Das Ergebnis ist die Anzahl der Spannbäume von G .

Funktioniert auch für gerichtete Graphen: b_{ii} ist der Outdegree und man berechnet die Determinante nach Entfernen der k -ten Zeile und Spalte. Das Ergebnis ist die Anzahl an gerichteten Spannbäumen mit Wurzel k , sodass jeder Knoten einen Pfad zu k hat.

- **DILWORTHS-Theorem:** Sei S eine Menge und \leq eine partielle Ordnung (S ist ein Poset). Eine *Kette* ist eine Teilmenge $\{x_1, \dots, x_n\}$ mit $x_1 \leq \dots \leq x_n$. Eine *Partition* ist eine Menge von Ketten, sodass jedes $s \in S$ in genau einer Kette ist. Eine *Antikette* ist eine Menge von Elementen, die paarweise nicht vergleichbar sind. Es gilt: Die Größe der längsten Antikette gleicht der Größe der kleinsten Partition. \Rightarrow *Weite* des Poset.

Berechnung der minimalen Partition: Maximales Matching in bipartitem Graphen. Dupliziere jedes $s \in S$ in u_s und v_s . Falls $x \leq y$, füge Kante $u_x \rightarrow v_y$ hinzu. Wenn u_x mit v_y gematched wird, sind x und y in derselben Kette.

Berechnung der maximalen Antikette: Verwende Satz von König, um ein minimales Vertexcover des bipartiten Graphen zu finden. Ersetze u_x, v_x durch x und erhalte so minimales Vertexcover vom Poset. Das Komplement davon ist eine maximale Antikette.

- **TURAN'S-Theorem:** Die Anzahl an Kanten in einem Graphen mit n Knoten der keine clique der gröÙe $x+1$ enthält ist:

$$ext(n, K_{x+1}) = \binom{n}{2} - \left[(x - (n \bmod x)) \cdot \binom{\lfloor \frac{n}{x} \rfloor}{2} + (n \bmod x) \cdot \binom{\lceil \frac{n}{x} \rceil}{2} \right]$$

- **EULER'S-Polyedersatz:** In planaren Graphen gilt $n - m + f - c = 1$.
- **PYTHAGOREISCHE TRIPEL:** Sei $m > n > 0, k > 0$ und $m \not\equiv n \pmod 2$ dann beschreibt diese Formel alle Pythagoreischen Tripel eindeutig:

$$k \cdot \left(a = m^2 - n^2, \quad b = 2mn, \quad c = m^2 + n^2 \right)$$

- **Centroids of a Tree:** Ein *Centroid* ist ein Knoten, der einen Baum in Komponenten der maximalen Größe $\lfloor \frac{|V|}{2} \rfloor$ splittet. Es kann 2 Centroids geben!
- **Centroid Decomposition:** Wähle zufälligen Knoten und mache DFS. Verschiebe ausgewählten Knoten in Richtung des tiefsten Teilbaums, bis Centroid gefunden. Entferne Knoten, mache rekursiv in Teilbäumen weiter. Laufzeit: $O(|V| \cdot \log(|V|))$.
- **Gregorian Calendar:** Der Anfangstag des Jahres ist alle 400 Jahre gleich.
- **Pivotsuche und Rekursion auf linkem und rechtem Teilarray:** Suche gleichzeitig von links und rechts nach Pivot, um Worst Case von $O(n^2)$ zu $O(n \log n)$ zu verbessern.

- **Mo's Algorithm:** SQRT-Decomposition auf n Intervall Queries $[l,r]$. Gruppierere Queries in \sqrt{n} Blöcke nach linker Grenze l . Sortiere nach Block und bei gleichem Block nach rechter Grenze r . Beantworte Queries offline durch schrittweise Vergrößern/Verkleinern des aktuellen Intervalls. Laufzeit: $O(n \cdot \sqrt{n})$. (Anzahl der Blöcke als Konstante in Code schreiben.)

- **SQRT Techniques:**
 - Aufteilen in *leichte* (wert $\leq \sqrt{x}$) und *schwere* (höchsten \sqrt{x} viele) Objekte.
 - Datenstruktur in Blöcke fester Größe (z.B. 256 oder 512) aufteilen.
 - Datenstruktur nach fester Anzahl Updates komplett neu bauen.
 - Wenn die Summe über x_i durch X beschränkt ist, dann gibt es nur $\sqrt{2X}$ verschiedene Werte von x_i (z.B. Längen von Strings).
 - Wenn $w \cdot h$ durch X beschränkt ist, dann ist $\min(w,h) \leq \sqrt{X}$.

- **Partition:** Gegeben Gewichte $w_0 + w_1 + \dots + w_k = W$, existiert eine Teilmenge mit Gewicht x ? Drei gleiche Gewichte w können zu w und $2w$ kombiniert werden ohne die Lösung zu ändern \Rightarrow nur $2\sqrt{W}$ unterschiedliche Gewichte. Mit bitsets daher selbst für 10^5 lösbar.

7.13 Tipps & Tricks

- **Run Time Error:**
 - Stack Overflow? Evtl. rekursive Tiefensuche auf langem Pfad?
 - Array-Grenzen überprüfen. Indizierung bei 0 oder bei 1 beginnen?
 - Abbruchbedingung bei Rekursion?
 - Evtl. Memory Limit Exceeded? Mit `/usr/bin/time -v` erhält man den maximalen Speicherverbrauch bei der Ausführung (Maximum resident set size).

- **Strings:**
 - Soll "aa" kleiner als "z" sein oder nicht?
 - bit `0x20` beeinflusst Groß-/Kleinschreibung.

- **Zeilenbasierte Eingabe:**
 - `getline(cin, str)` liest Zeile ein.
 - Wenn vorher `cin >> ...` benutzt, lese letztes `\n` mit `getline(cin, x)`.

- **Gleitkommazahlen:**
 - NaN? Evtl. ungültige Werte für mathematische Funktionen, z.B. `acos(1.000000000000001)`?
 - Falsches Runden bei negativen Zahlen? Abschneiden \neq Abrunden!
 - genügend Präzision oder Output in wissenschaftlicher Notation (1e-25)?
 - Kann `-0.000` ausgegeben werden?

- **Wrong Answer:**
 - Lies Aufgabe erneut. Sorgfältig!
 - Mehrere Testfälle in einer Datei? Probiere gleichen Testcase mehrfach hintereinander.
 - Integer Overflow? Teste maximale Eingabegrößen und mache Überschlagsrechnung.
 - Ausgabeformat im 'unmöglich'-Fall überprüfen.

- Ist das Ergebnis modulo einem Wert?
- Integer Division rundet zur 0 \neq abrunden.
- Eingabegrößen überprüfen. Sonderfälle ausprobieren.

- $n = 0, n = -1, n = 1, n = 2^{31} - 1, n = -2^{31}$
- n gerade/ungerade
- Graph ist leer/enthält nur einen Knoten.
- Liste ist leer/enthält nur ein Element.
- Graph ist Multigraph (enthält Schleifen/Mehrfachkanten).
- Sind Kanten gerichtet/ungerichtet?
- Kollineare Punkte existieren.
- Polygon ist konkav/selbstschneidend.
- Bei DP/Rekursion: Stimmt Basisfall?
- Unsicher bei benutzten STL-Funktionen?


8 Template

8.1 C++

```

1 #include <bits/stdc++.h>
2 using namespace std;
3 #define tsolve int t; cin >> t; while(t--) solve
4 #define all(x) ::begin(x), ::end(x)
5 #define sz(x) (ll)::size(x)
6 using ll = long long;
7 using ld = long double;
8 void solve() {}
9
10 int main() {
11     cin.tie(0) -> sync_with_stdio(false);
12     cout << setprecision(16);
13     solve();
14 }
```

8.2 Console

```
1 alias comp=  
    "g++ -std=gnu++17 -O2 -Wall -Wextra -Wconversion -Wshadow"  
2 alias dbg="comp -g -fsanitize=address,undefined" 
```

9 Tests

Dieser Abschnitt enthält lediglich Dinge die während der Practicesession getestet werden sollten!

9.1 GCC

- sind c++14 Feature vorhanden?
- sind c++17 Feature vorhanden?
- kompiliert dieser Code:

```
1 //https://gcc.gnu.org/bugzilla/show_bug.cgi?id=68203
2 struct A {
3     pair<int, int> values[1000000];
4 };
```

- funktioniert `__int128`?
- funktionieren Pragmas?
- funktionieren `constexpr` zur Compilezeit (+Zeitlimit)?
- wie groß ist `sizeof(char*)`?
- wie groß ist `RAND_MAX`?
- funktioniert `random_device`? (und gib es unterschiedliche Ergebnisse?)
- funktioniert `clock()`?

9.2 Python

- Rekursionslimit?

9.3 Judge

- ist der Checker casesensitive?
- wie werden zusätzliches Whitespacecharacter bei sonst korrektem Output behandelt?
- vergleiche ausführungszeit auf dem judge und lokal (z.b. mit Primzahl Sieb)

```
1 "\r\r\r\n\t \r\n\r"
```

9.4 Precision

- Mode 0 means no excess precision
- Mode 2 means excess precision (all operations in 80 bit floats)
- Result 0 without excess precision (expected floating point error)
- $\sim 8e^{-17}$ with excess precision (real value)

```
1 #include <cmath>
2 int main() {
3     cout << "Mode: " << FLT_EVAL_METHOD << endl;
4     double a = atof("1.2345678");
5     double b = a*a;
6     cout << b - 1.52415765279683990130 << '\n';
7 }
```