Day7 기출 풀이

선린인터넷고등학교 소프트웨어과
30610 나정휘
https://JusticeHui.github.io

문제 목록

- BOJ10713 기차 여행 (JOI15 #1)
- BOJ7573 고기잡이 (KOI13 지역 중등 #2)
- BOJ10714 케이크 자르기 2 (JOI15 #2)
- BOJ10165 버스 노선 (KOI14 고등 #2)
- BOJ2518 회전 테이블 (KOI12 고등 #3)
- BOJ18262 Milk Pumping (USACO19 Dec G1)
- BOJ18318 Springboards (USACO20 Jan G3)
- BOJ11750 Wall Clocks (ICPC Japan Regional 15 D)

기차 여행

- i번 철도를 k번 이용할 때 비용 : `min(Ai*k, Bi*k + Ci)`
- 각 철도를 몇 번 이용하는지 알면 문제를 풀 수 있다!

기차 여행

- 필요한 연산
  - 임의의 구간 [L, R]에 x를 더한다.
  - 더하는 쿼리가 모두 끝난 뒤, 임의의 지점 p의 값을 구한다.

- Segment Tree + Lazy Propagation
- Fenwick Tree
- Prefix Sum

- 구현은 쉽다.

고기 잡이

- 그물의 왼쪽/위 경계에 물고기가 걸치는 경우만 보면 된다.
  - 그렇지 않는 경우에는 경계에 걸치도록 이동시켜주는 것이 이득이다.

고기 잡이

- 모든 쌍 (i, j)에 대해
  - 그물의 왼쪽 경계에 i번째 물고기가 있고
  - 그물의 위쪽 경계에 j번째 물고기가 있을 때
  - 포획할 수 있는 물고기의 수를 구해주면 된다.

- O(M^3)에 풀 수 있다.

케이크 자르기 2

- D(l, r) = 현재까지 가져간 가장 왼쪽 위치는 l, 오른쪽 위치는 r 일 때 최댓값
  - ioi의 차례에는 (l-1)과 (r+1) 중 더 큰 값을 가져간다.
  - joi의 차례에는 (l-1)과 (r+1) 중 가져갔을 때 최종적으로 더 큰 결과를 갖게 되는 쪽을 가져간다.
    - 사실 (l-1), (r+1)이 아니라 (l+n-1)%n과 (r+1)%n이다.
- 아무튼 O(N^2)에 풀린다.

버스 노선

- 선형이면 쉬운데 원형이라서 귀찮다.

- 0번과 N-1번 사이에 있는 도로를 지나는 노선과 그렇지 않은 노선으로 분류하자.
  - 안 지나는 노선 : A그룹
  - 지나는 노선 : B그룹

버스 노선

- A그룹을 먼저 보자. (0 ~ N-1을 안 지나는 노선)

- 두 노선 a, b가 아래 조건을 만족하면 a는 없어도 된다.
  - $S[b] \le S[a] < E[a] \le E[b]$

버스 노선

- A그룹만 보자. (0 ~ N-1을 안 지나는 노선)

- 두 노선 a, b가 아래 조건을 만족하면 a는 없어도 된다.
  - S[b] ≤ S[a] < E[a] ≤ E[b]

- 시작 지점 오름차순, 도착 지점 내림차순으로 정렬하자.
  - 뒤에 있는 노선이 앞에 있는 노선을 포함하는 경우가 없다.

버스 노선

- B그룹을 보자. (0 ~ N-1을 지나는 노선)
  - A그룹에 있는 노선이 B그룹을 포함하는 경우는 없다.
  - B그룹이 A그룹을 포함 / B그룹이 또 다른 B그룹을 포함 2가지만 보자.

버스 노선

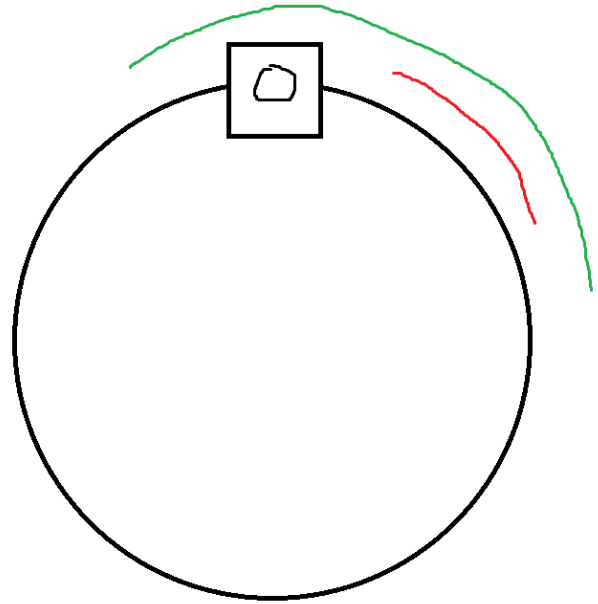
- B그룹이 또 다른 B그룹을 포함하는 경우
  - 노선의 종료 지점에 N을 더해준 뒤 A그룹처럼 처리해주면 된다.

- N = 9, [7, 2], [8, 1] 노선이 있는 경우
  - [7, 11], [8, 10] 으로 바꿔주면 A그룹처럼 처리해줄 수 있음

버스 노선

- B그룹이 A그룹을 포함하는 경우

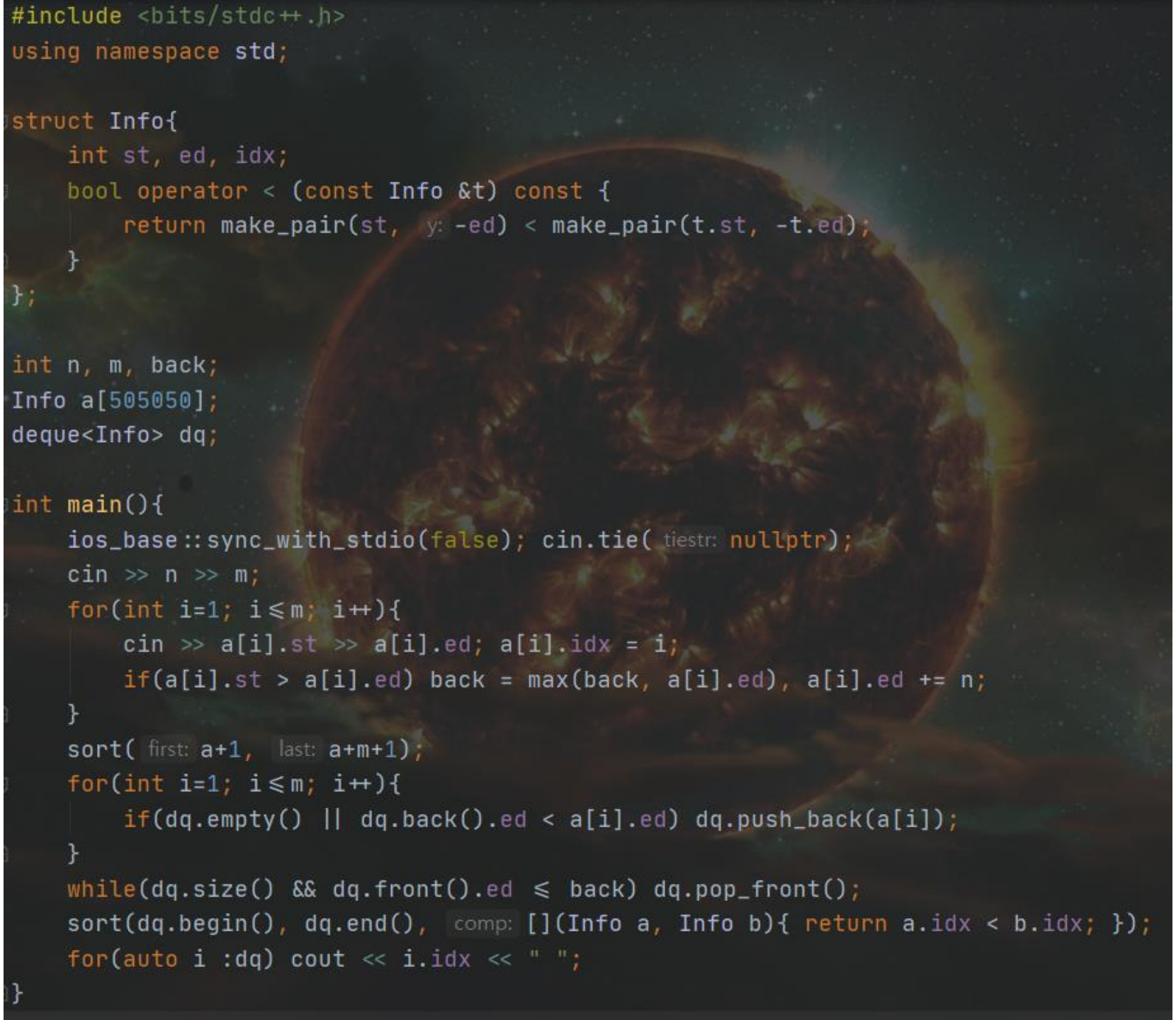
- 빨간색을 A그룹의 노선, 초록색을 B그룹의 노선이라고 하자.
  - 빨간색의 종료지점 ≤ 초록색의 종료지점
  - B그룹 노선들의 종료지점의 최댓값을 구하면 된다.



버스 노선

- A그룹이 A그룹 포함 : 정렬 후 적절히 처리
- B그룹이 B그룹 포함 : 도착 지점에 N 더하고 A그룹처럼 처리
- B그룹이 A그룹 포함 : max(B그룹 노선 도착지점) 구해서 비교

- deque 쓰면 구현 잘 할 수 있음.



```cpp
#include <bits/stdc++.h>
using namespace std;

struct Info{
    int st, ed, idx;
    bool operator < (const Info &t) const {
        return make_pair(st, -ed) < make_pair(t.st, -t.ed);
    }
};

int n, m, back;
Info a[505050];
deque<Info> dq;

int main(){
    ios_base::sync_with_stdio(false); cin.tie(nullptr);
    cin >> n >> m;
    for(int i=1; i<=m; i++){
        cin >> a[i].st >> a[i].ed; a[i].idx = i;
        if(a[i].st > a[i].ed) back = max(back, a[i].ed), a[i].ed += n;
    }
    sort(a+1, a+m+1);
    for(int i=1; i<=m; i++){
        if(dq.empty() || dq.back().ed < a[i].ed) dq.push_back(a[i]);
    }
    while(dq.size() && dq.front().ed <= back) dq.pop_front();
    sort(dq.begin(), dq.end(), [](Info a, Info b){ return a.idx < b.idx; });
    for(auto i :dq) cout << i.idx << " ";
}
```

회전 테이블

- D(a, b, c, d)
  - 1번 사람이 a개
  - 2번 사람이 b개
  - 3번 사람이 c개 먹었고
  - 마지막으로 d번 사람이 먹었을 때의 최소 회전

- O(P1 * P2 * P3 * 3)

Milk Pumping

1. 최단 경로를 구한다.
2. (유량/비용)을 구해서 최댓값을 갱신한다.
3. 1번에서 구한 경로 상에서 용량이 가장 작은 간선을 제거한다.
4. 1과 N이 연결되어 있다면 1번으로 돌아간다.

Springboards

- 오른쪽/위로만 이동
  - DP?

- 최대한 적게 걷는다 -> 스프링보드를 통해 최대한 절약한다.
- D(i) = 현재 i번째 스프링보드의 시작지점에 있을 때
  (N, N)까지 가면서 절약할 수 있는 최대 거리

Springboards

- 각 스프링보드의 시작점까지 최단 거리만 알면 된다.
- dst[i] = i번째 스프링보드의 시작점까지 가는 최단 거리

Springboards

- 각 스프링보드의 시작점까지 최단 거리만 알면 된다.

- dst[i] = i번째 스프링보드의 시작점까지 가는 최단 거리
  - (0, 0)부터 걸어서 가면 `x1[i] + y1[i]`
  - 적당한 j에 대해 j번째 스프링보드를 거쳐서 가면
    - `dst[j] + (x1[i] - x2[j]) + (y1[i] - y2[j])`
    - `(x1[i] + y1[i]) + (dst[j] - x2[j] - y2[j])`
  - 최솟값 취하면 된다.

Springboards

- 현재 i번째 스프링보드를 보고 있다면 dst[i]는
  - x2[j] ≤ x1[i] & y2[j] ≤ y1[i]인 모든 j에 대해
  - (x1[i] + y1[i]) + (dst[j] - x2[j] - y2[j])의 최솟값

- 시작점과 끝점들을 x, y좌표 오름차순으로 정렬해주면
  - j < i일 때 x[j] > x[i] & y[j] > y[i]인 경우가 없다.
  - 즉, i번째 점을 보고 있을 때 필요한 모든 j는 이미 처리된 상태

Springboards

- 스위핑을 하자.

- 현재 보고 있는 점이 스프링보드의 도착점이라면
  - `(dst[j] - x2[j] - y2[j])`를 업데이트 해야 하고

- 현재 보고 있는 점이 스프링보드의 시작점이라면
  - `dst[i]`를 `(x1[i] + y1[i]) + (dst[j] - x2[j] - y2[j])`의 최솟값으로 갱신해야 한다.

Springboards

- 점들의 x좌표는 이미 단조증가 하므로 y좌표만 신경 써도 된다.
- 구간의 최솟값을 관리하는 세그먼트 트리를 만들자.

- 현재 보고 있는 점이 스프링보드의 도착점이라면
  - y좌표에 `(dst[j] - x2[j] - y2[j])`를 저장한다.
  - `minUpdate(y2[j], dst[j] - x2[j] - y2[j]);`

- 현재 보고 있는 점이 스프링보드의 시작점이라면
  - `dst[i] = minQuery(0, y1[i]) + x1[i] + y1[i];`

Springboards

- 좌표 범위가 10억이다.
- Dynamic Segment Tree를 구현하면 된다.

Wall Clocks

- 각 사람의 시야를 **“구간”**으로 표현할 수 있다.
- 원형에서 문제를 풀기 전에 선형을 먼저 생각해보자.

Wall Clocks

- 선형인 경우

- 끝점 기준으로 정렬한 다음
- 최대한 뒤쪽에 시계를 배치하는 그리디로 풀 수 있다.

- O(N log N)

Wall Clocks

- 원형이긴 한데 $N \leq 1000$이다.
- 선형일 때의 $O(N \log N)$ 풀이를 N번 반복해주면 될 것 같다!

Wall Clocks

- 원형이긴 한데 $N \leq 1000$이다.
- 선형일 때의 $O(N \log N)$ 풀이를 N번 반복해주면 될 것 같다!

- 구간 하나 잡아서 시작점 기준으로 끊어주면 원형이 선형으로 바뀐다.
- N번의 시도에서 시계를 가장 적게 쓰는 경우의 개수를 출력