

倍增、RMQ

倍增

所有能用二分的题也可以用倍增来做。

假设某个闭区间 $[l, r]$ 中左半边部分满足某个性质 P ，右半部分不满足，我们想找到满足 P 的最后一个数（这个数可以不存在）。当然可以用二分来做。现在介绍倍增做法：

倍增的思想是这样的：

1. 从 $x = l - 1$ 出发，先设步长 $p = 1$ ；
2. 如果 $x + p$ 满足性质（当然在验证满足性质之前还要先判断一下有没有出界），我们就将 x 变为 $x + p$ ，并且将步长加倍，即 p 变为 $2p$ ；如果 $x + p$ 不满足性质，则让 p 减半， x 不变；
3. 重复2，直到 $p = 0$ ；
4. 循环退出时 x 即为答案。如果不存在满足性质的数，则会有 $x = l - 1$ 。

假设“验证性质”的时间复杂度是 $O(f)$ ，那么整个算法的时间复杂度仅仅由步长 p 变了多少次决定。不妨设起点0，我们要找的位置是 y ，设 k 是使得 $1 + 2 + \dots + 2^k \leq y$ 的最大整数，那么 $k \leq \log_2(y + 1) - 1$ ，所以总体时间复杂度是 $O(f \log y)$ 。

我们回想到二分的时间复杂度是 $O(f \log n)$ ，看起来倍增似乎要快一点，但是，二分的while循环次数是严格的 $\log n$ 的（我们的模板是这样），而倍增里循环次数事实上大致是 $2 \log y$ ，因为 p 会经历一个先变大后变小的过程，所以事实上，倍增只是在答案非常靠近左边的时候才会显著比二分优越。所以如果题目里的搜索范围非常大，并且我们能知道答案大概率出现在很左边的地方，那倍增就是个更优的选择。

例题：https://blog.csdn.net/qq_46105170/article/details/134114544

RMQ

上述的倍增算法用处不大，但是倍增的思想在很多地方都是非常有用的。我们现在介绍一种叫Sparse Table的数据结构，中文叫稀疏表。考虑如下问题：

给定一个长 n 数组 a ，再给定若干次询问，每次询问给出两个数 $l \leq r$ ，求 $a[l, l + 1, \dots, r]$ 的最小值。

可以先求一个二维数组 $f[i][k]$ ，其定义为： $f[i][k] = \min a[i, i+1, \dots, i+2^k-1]$ ，即表示从 $a[i]$ 开始的 2^k 个数里的最小值。我们考虑如何求 $f[i][k]$ 。显然 $f[i][0] = a[i]$ ，然后有递推式：

$f[i][k] = \min\{f[i][k-1], f[i+2^{k-1}][k-1]\}$ 。这样所有的 f 都能求出来了。

我们考虑求 $a[l, l+1, \dots, r]$ 的最小值。我们先找最大的 k 使得 $2^k < r-l+1$ ，那么 $a[l, \dots, l+2^k-1]$ 和 $a[r-2^k+1, \dots, r]$ 就覆盖了 $a[l:r]$ 这一段，从而这一段的最小值就是 $a[l, \dots, l+2^k-1]$ 和 $a[r-2^k+1, \dots, r]$ 这两段的最小值，答案就是 $\min\{f[l][k], f[r-2^k+1][k]\}$ 。

数学上来讲，上面的理论已经足够。代码上还有几点考虑：

1. 怎么迅速求 2^k ，这是很容易的，可以用位运算 `1 << k`。
2. 怎么求最大的 k 使得 $2^k < r-l+1$ ，这里可以调用 `log2` 的库函数，该库函数在 `cmath` 库里。但是细心的读者可能会想，如果直接调用 `log2(x)` 然后 cast 成整数，如果 x 不是 2 的幂次还好，如果是的话，比如 $x = 2^k$ ，`static_cast<int>(log2(x))` 到底会等于 k 呢还是等于 $k-1$ 呢？需知道计算机里存储浮点数是无法百分百精确的。但是事实上，这里无论等于哪个，对计算答案而言都是没有影响的，所以等于谁其实无所谓。
3. `log2` 这个函数的时间复杂度是多少？如果其时间消耗很长，那回答询问的时间将不是 $O(1)$ 。幸运的是，`log2` 这个函数时空复杂度确实是 $O(1)$ 的，并且当参数是正整数的时候，确实存在 $O(1)$ 的算法，而且有的编译器可以直接优化为这个 $O(1)$ 算法。事实上，如果 n 是 `int32` 类型，`log2(n)` 就是 31 减去 n 的二进制表示开头有多少个 0。读者可以验证。代码是这个：

```
1 int integerLog2(int x) {
2     return 31 - __builtin_clz(x);
3 }
```

例题：https://blog.csdn.net/qq_46105170/article/details/119861243

```
1 #include <cmath>
2 #include <cstring>
3 #include <iostream>
4 using namespace std;
5
6 const int N = 2e5 + 10, M = 19;
7 int n, m;
8 int f[N][M];
9
10 int main() {
11     scanf("%d", &n);
12     for (int i = 1; i <= n; i++) scanf("%d", &f[i][0]);
13
14     for (int j = 1; 1 << j < n; j++)
15         for (int i = 1; i + (1 << j) - 1 <= n; i++)
```

```

16         f[i][j] = max(f[i][j - 1], f[i + (1 << j - 1)][j - 1]);
17
18     scanf("%d", &m);
19     while (m--) {
20         int l, r;
21         scanf("%d%d", &l, &r);
22         int k = log2(r - l + 1);
23         printf("%d\n", max(f[l][k], f[r - (1 << k) + 1][k]));
24     }
25 }

```

可以看出构造稀疏表时间复杂度 $O(n \log n)$ ，稀疏表本身空间 $O(n \log n)$ ，每次询问时间 $O(1)$ 。

作业

上面例题