

格式 $\max$ 使用 $\max$ $\sum$ 使用 sum 代码使用 `<hidden></hidden>` 隐藏，均已修改。学会使用 $\begin{cases}$ $\end{cases}$ 来表示不同的 case 不需要自己设计格式。

内容：内容过于简单！可尝试从读者的角度想想能否看懂。

1. 动态转移方程 $\rightarrow$ 状态转移方程
2. $(1 \leq j < i)$ 用前缀最值就可以解决了，不需要使用单调队列。其可用于 $(1 \leq j \leq i \leq r)$ 的一类 dp 转移，其中 l_i 和 r_i 分别单调不降
3. $\max\{\}$ 内不仅可以是 $dp[j]$ 还可以是任何不与 i 相关的式子
4. 建议简单介绍单调队列，否则无法理解该 dp 的优化
5. 例题过少（提示：最经典的有单调队列优化多重背包）

dp的优化

一、单调队列优化

单调队列优化，可以降低诸如 $dp[i] = \max\{dp[j]\} + C[i] (1 \leq j < i)$ 这样的状态转移方程的时间复杂度。主要原理是利用一个单调队列来维护 $dp[i]$ 的最值。

一道例题

[洛谷p2627](#)

我们不难写出状态转移方程

$$dp[i] = \begin{cases} \text{sum}[i] & i \leq k \\ \max\{dp[j-1] + \text{sum}[i] - \text{sum}[j]\} & i - k \leq j \leq i, i > k \end{cases}$$

答案为 $\max\{dp[i]\}$

但是时间复杂度为 $O(nk)$ 显然会超时。

注意到 $\text{sum}[i]$ 可以直接提出，即 $dp[i] = \max\{dp[j]\} + \text{sum}[i]$ 所以我们只需用一个单调队列来维护 $dp[i]$ 的最值，复杂度可以降低为 $O(n)$

```
#include <stdio.h>
#include <iostream>
using namespace std;
int n,k;
long long e[100001];
long long dp[100001];
long long sum[100001];
int q[100001];
int front=0,tail=1;
long long a(int now)
{
    return dp[now-1]-sum[now];
}
```

```
}  
int main()  
{  
    scanf("%d %d",&n,&k);  
    int rec=0;  
    for (int i=1;i<=n;i++)  
    {  
        scanf("%lld",&e[i]);  
        sum[i]=sum[i-1]+e[i];  
    }  
    for (int i=1;i<=n;i++)  
    {  
        while (front<=tail&&q[front]<i-k)  
            front++;  
        dp[i]=a(q[front])+sum[i];  
        while (front<=tail&&a(q[tail])<=a(i))  
            tail--;  
        q[++tail]=i;  
    }  
    long long ans=0;  
    for (int i=1;i<=n;i++)  
        ans=max(ans,dp[i]);  
    printf("%lld",ans);  
    return 0;  
}
```

练习

[洛谷p3957](#)

From:
<https://wiki.cvbbacm.com/> - CVBB ACM Team

Permanent link:
https://wiki.cvbbacm.com/doku.php?id=2020-2021:teams:legal_string:dp%E7%9A%84%E4%BC%98%E5%8C%96

Last update: 2020/06/02 20:58