LeetCode Summary

本文件是在解决LeetCode算法问题过程中的总结与反思汇总，点击题目的超链接即可跳转到对应LeetCode官网题面。

Little Tips Mentioned Ahead

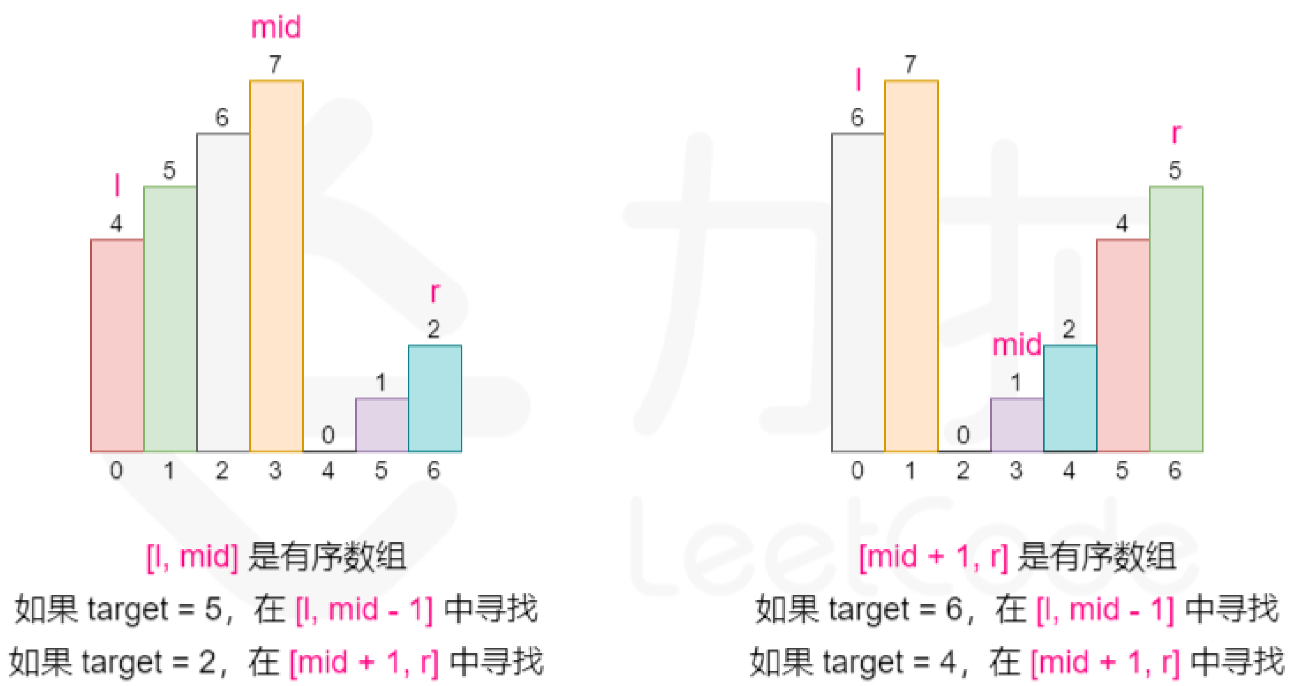
- 如果要使用线性复杂度在一维数组中解决问题，优先考虑滑动窗口和双指针，以及动态规划。
- Top K的问题求解时，优先考虑堆(优先队列)来解决，因为它会自动维护前K个元素的有序性。但这里有一些例外，比如215.数组中的第K个最大元素，就使用了快速选择算法(QuickSelect)来快速地定位第K大的元素，这是因为只需要求"第k大"而非"前k大。
- 有关链表的问题中，添加伪节点Dummy是一个很好的习惯，它会使得原本头节点的处理逻辑和后续节点保持一致，从而大大简化代码的边界情况讨论。

贪心

二分

朴素的二分搜索是一种非常基础和巧妙的算法，它使用序列中存在的二段性来将原有区间一分为二，从而实现O(n)->O(logn)的搜索加速。基于朴素二分法也诞生了非常多的变式题，这些题往往非常精巧和复杂：**首先你要找出序列中存在的二段性，其次要妥善处理各种边界条件**。前者只能就事论事地结合题目来思考，后者需要约定好写二分法代码的区间，我一般使用左闭右开区间。

33.搜索旋转排序数组



这道题是一道经典的使用二分法解决的问题，题目是要求在一个"旋转排序"之后的数组里找到指定的元素并返回下标。这道题所谓的二段性体现在：**在这样一个旋转排序的数组中的任何一个位置切一刀，总会旋转排序数组切分成两个部分，一个部分有序，一个部分无序。**可以结合上图来理解这种二段性。

既然有二段性，这道题就可以使用二分法来求解，方法就是逐步地判断目标元素target是否在有序区间那一半，如果在则在有序区间中二分下去，如果不在则在无序区间中进一步二分下去。这样就可以实现O(logn)级别的算法复杂度：

```
class Solution {
public:
    // 约定，区间记法全部采用左闭右开区间，故开始时是[Left, Right)
    int search(vector<int>& nums, int target)
    {
        int n = nums.size();
        int Left = 0, Right = n;
        while(Left < Right)
        {
            int Mid = (Left + Right) >> 1;
            // 如果中点元素正好是target，那么直接返回下标
            if(nums[Mid] == target)
                return Mid;

            // 如果nums[Left] < nums[Mid]，说明有序序列是[Left, Mid)
            if(nums[Left] < nums[Mid])
            {
                // 判断target值是否在有序区间里，来将区间进行二分
                if(nums[Left] <= target and target < nums[Mid])
                    Right = Mid;
                else
                    Left = Mid;
            }
            else // nums[Left] > nums[Mid]，说明有序区间是[Mid, Right)
            {
        // 注意这里：nums[Right]是不存在于区间之中的，故使用nums[Right - 1]来比较
        // 同样的，因为nums[Right - 1]包含在区间中，所以是<=号
                if(nums[Mid] <= target and target <= nums[Right - 1])
                    Left = Mid;
                else
                    Right = Mid;
            }
        }
        return nums[Left] == target ? Left : -1;
    }
};
```

上述这段代码最困难的地方就在于如何找到二段性，以及找到二段性之后如何对细节进行管理，如何管理<,=,>符号，如何进行区间的变换，这需要我们始终坚持对区间的约定，这里就是左闭右开区间的写法。

81.搜索旋转排序数组 II

这道题是在上述搜索旋转数组的问题上引入了重复元素，这下使得整个问题变得复杂了很多，首先之前的二段性就荡然无存了，所以二分算法只能加速本题的求解，而在最坏状态下问题还是会退化到O(n)的状态。

含注释的代码如下：

```
class Solution {
    // 本题还是约定使用左闭右开的区间写法[)
public:
    bool search(vector<int> &nums, int target) {
        int n = nums.size();
        int Left = 0, Right = n;
        while(Left < Right)
        {
            // 如果当前区间长度为1， 那么直接判断结果
    // 否则如果还要取中点，有可能会导致Left > Right的情况，这在左闭右开的约定中
    // 是非法情况，详见测试用例[1,3], 0
            if(Right - Left == 1)
                return nums[Left] == target;

            // 取区间中点
            int Mid = (Left + Right) >> 1;
            if(nums[Mid] == target)
                return true;

            // 如果区间中点与左右边界值相等，这时无法判断哪一半区间有序
            // 但我们知道nums[Left]和nums[Right - 1]一定不是
            if(nums[Left] == nums[Mid] and nums[Mid] == nums[Right - 1])
            {
                ++Left;
                --Right;
            }

            // [nums[Left], nums[Mid])是有序区间
            // 这里的逻辑和33.寻找旋转排序数组一致
            else if(nums[Left] <= nums[Mid])
            {
                if(nums[Left] <= target and target < nums[Mid])
                    Right = Mid;
                else
                    Left = Mid;
            }
            // [nums[Mid], nums[right])是有序区间
            else
            {
                if(nums[Mid] <= target and target <= nums[Right - 1])
                    Left = Mid;
                else
                    Right = Mid;
            }
        }
        return nums[Left] == target;
```

```
        }
    };
```

其实本题的难点就在于，当我们找到的nums[Mid]正好位于旋转数组重复元素的"平台期"时，我们不知道两个区间到底哪个是有序的，这种情况下只能将指针进行简单的调整。而正是因为这种情况的出现，算法的最坏时间复杂度可能会退化到O(n)。其他的情况就是需要注意左闭右开区间的约定，管理好比较过程和指针，防止非法区间Left > Right的出现。

DFS & BFS

DFS和BFS是最常见的两种搜索方法，前者以搜索的深度(depth)优先，会一鼓作气地搜索到合法位置边界，然后逐渐回退搜索距离去搜索其他的位置。BFS则是沿着距离出发点从近到远，一步步地"逐层"完成遍历，这里的"层"表示的是距离源点距离等同的点组成的集合，BFS就像**往水中投入一颗石子，涟漪向外逐渐扩展的过程**。这两种算法都是可以完整地对搜索空间完成遍历的。

因为算法的特性，DFS往往采用递归法(栈)实现，而BFS则使用队列来迭代实现。同时，DFS往往也会结合回溯、剪枝等技巧对搜索空间完成更加高效的搜索。

200.岛屿数量

这道题给出一个二维数组，其中1表示陆地，0表示海洋，问有多少块陆地(上下左右方向上连在一起的都属于一个陆地)。

这是一个非常典型的统计连通分量个数的问题，一个DFS/BFS搜索只能"打通"一个连通块。要找到所有的连通块还是要对矩阵进行遍历，找到所有没展开过搜索的源点进行分别的DFS，执行DFS的次数就是陆地的数量。完整的代码如下，每次DFS时都要对四个方向进行搜索：

```
class Solution {
    /*array indicating whether the element has been used*/
    bool Used[300][300] = {false};

    /*check if the current point inside of boundary*/
    bool isInBoundary(vector<vector<char>>& grid, int i, int j)
    {
        return i >= 0 && i < grid.size() && j >= 0 && j < grid[0].size();
    }

    /*(i,j) is the start point of traverse*/
    void DFS(vector<vector<char>>& grid, int i, int j)
    {
        /*if not has been arrived and current element is land*/
        if(isInBoundary(grid, i, j) && !Used[i][j] && grid[i][j] == '1')
        {
            /*set the (i,j) as true*/
            Used[i][j] = true;

            /*DFS towards RIGHT, DOWN, LEFT, UP*/
            DFS(grid, i, j + 1);
            DFS(grid, i + 1, j);
```

```
            DFS(grid, i, j - 1);
            DFS(grid, i - 1, j);
        }
    }

    /*return value is the number of islands*/
    int DFSTraverse(vector<vector<char>>& grid, int RowNum, int ColNum)
    {
        int Result = 0;

        for(int i = 0 ; i < RowNum ; ++i)
            for(int j = 0 ; j < ColNum ; ++j)
                /*if the current element has not been arrived, start from it*/
                if(!Used[i][j] && grid[i][j] == '1')
                {
                    DFS(grid, i, j);
                    ++Result;
                }
        return Result;
    }

public:
    int numIslands(vector<vector<char>>& grid) {
        /*get the size of vector*/
        int RowNum = grid.size();
        int ColNum = grid[0].size();

        return DFSTraverse(grid, RowNum, ColNum);
    }
};
```

46.全排列

这个问题给了一个不包含重复数字的数组，让我们找出它的全部排列。这个问题还是非常简单的，因为它不包含重复元素，并且数据规模非常小，长度不超过6，所以直接**通过DFS穷举搜索空间**就可以。

```
class Solution {
    // 开辟一个长度为6的数组来记录每个元素的使用情况
    bool Visited[6] = {false};
    vector<vector<int>> Ans{};

    void DFS(vector<int>& nums, vector<int>& Tmp, int n)
    {
        // 如果当前DFS到达了终点，记录答案并返回
        if(Tmp.size() == n)
        {
            Ans.push_back(Tmp);
            return;
        }

        // 否则遍历所有数字，找出其中没有使用的
```

```
        // 使用回溯法探测所有解
        for(int i = 0 ; i < n ; ++i)
            if(not Visited[i])
            {
                // 向深处探测解
                Visited[i] = true;
                Tmp.push_back(nums[i]);
                DFS(nums, Tmp, n);

                // 回溯
                Tmp.pop_back();
                Visited[i] = false;
            }
    }
public:
    vector<vector<int>> permute(vector<int>& nums) {
        // 主函数只需要调用一次DFS即可
        int n = nums.size();
        vector<int> Tmp;
        DFS(nums, Tmp, n);
        return Ans;
    }
};
```

排序

值得注意的是排序类问题并不是简单的排序算法的实现，而是基于基础排序算法而诞生的一系列问题，其中以快速排序算法的划分法诞生的变式问题最多。

215.数组中的第K个最大元素

这是典型的一道Top K求解问题，一般来说这类问题使用堆(优先队列)来解决即可。但是这道题要求实现O(n)的算法，所以堆排序在时间复杂度上不符合要求。

事实上，这道题使用的是基于快速排序的快速选择算法，使用快速排序中的划分法，一点点逼近数组中第K大的数字。在这个过程中还要引入随机选择划分元的方法来进一步降低极端情况出现的可能性，从而使得算法的整体期望复杂度降至O(n)，这种算法叫做快速选择(quick select)算法。

如果遇到要求第K个最大或者最小元素，而**不期望给出前K个最大最小元素**时，使用快速选择算法是一个比较好的选择。

含注释的代码如下：

```
class Solution {
    /*这里假设区间是左闭右闭的[Start, End]*/
    int partition(vector<int>& nums, int Start, int End)
    {
        /*随机选择划分元，可以使得算法复杂度降至O(n)*/
        int RandomIndex = (rand() % (End - Start + 1)) + Start;
```

```
        /*Attention : 选好划分元之后，和最左元素交换，方便后续操作*/
        swap(nums[Start], nums[RandomIndex]);
        int Tmp = nums[Start];
        while(Start < End)  // 划分过程，不再详述
        {
            while(Start < End and nums[End] > Tmp) --End;
            nums[Start] = nums[End];
            while(Start < End and nums[Start] <= Tmp) ++Start;
            nums[End] = nums[Start];
        }
        nums[Start] = Tmp;
        return Start;
    }

    /*快速划分算法: quick select algorithm*/
    int quickSelect(vector<int>& nums, int k, int Start, int End)
    {
        int Pivot = partition(nums, Start, End);
        /* 如果随机选择的划分元正好是第k小的元素，直接返回 */
        if(Pivot == k - 1)
            return nums[Pivot];
        else if(Pivot < k - 1)
            /* 否则向一侧区间进行递归 */
            return quickSelect(nums, k, Pivot + 1, End);
        else
            return quickSelect(nums, k, Start, Pivot - 1);

    }
public:
    int findKthLargest(vector<int>& nums, int k)
    {
        /* 初始化随机数种子 */
        srand((unsigned)time(NULL));
        int n = nums.size();
        /* 第k大数字也是第n+1-k小的数字 */
        return quickSelect(nums, n + 1 - k, 0, n - 1);
    }
};
```

912.堆排序

堆排序是解决Top K排序的重要方法，但是堆排序在面试时也往往需要直接手撕。

值得注意的是，**堆一棵完全二叉树**，所以在静态存储的树结构中，一个节点编号和它的左右孩子编号之间存在定量关系，这是整个堆排序算法运行的重要原理。一般来说有两种换算方法：

- 如果数组下标从1开始，那么左孩子 = 2 * index，右孩子 = 2 * index + 1
- 如果数组下标从0开始，那么左孩子 = 2 * index + 1，右孩子 = 2 * index + 2

一般来说数组下标都是从0开始的，所以一般选择第二种换算法。

堆排序涉及的核心步骤就是堆的调整(adjustHeap)，要重点掌握。

```
/* 向下调整堆的函数，[Low, High]划定了调整范围*/
void adjustHeap(vector<int>& nums, int Low, int High)
{
    // 取出Low节点和其左孩子，注意左孩子的下标是如何计算的
    int i = Low, j = i * 2 + 1;
    while(j <= High)
    {
        // 调整j为左右孩子中的较大值，准备和i进行交换
        if(j + 1 <= High and nums[j + 1] > nums[j])
            j = j + 1;

        // 如果左右孩子的较大值大于父亲节点，那么交换之并继续向下调整
        if(nums[i] < nums[j])
        {
            swap(nums[i], nums[j]);
            i = j;
            j = i * 2 + 1;
        }
        // 否则调整到此结束
        else
            break;
    }
}
```

在实现了向下调整堆的函数之后，接下来就是重建堆的函数，即从数组n/2的位置(n是是数组的总长度)开始倒序进行调整直到第一个节点，代码如下所示：

```
void buildHeap(vector<int>& nums)
{
    int n = nums.size();
    // 从中间节点进行倒序调整直到第一个节点
    for(int i = n / 2 ; i >= 0 ; --i)
        adjustHeap(nums, i, n - 1);
}
```

在实现了上述两个函数之后，堆排序就很简单了：

- **首先重建堆，这时位于nums[0]这个位置的一定是最大元素，将其与最后一个元素进行交换，那么此时它就到了它应该在的位置上**
- **对[0, n-2]这个范围进行向下调整，从而再一次得到了一个堆**
- **...**
- **重复这个过程直至所有元素都已经归位**

```
//堆排序
void heapSort(vector<int>& nums)
{
```

```
        // 重建堆
        buildHeap(nums);
        int n = nums.size();
        for(int i = n - 1 ; i >= 0 ; --i)
        {
            // 将当前堆的最大元素交换到它的应有位置上，并向下调整堆
            swap(nums[0], nums[i]);
            adjustHeap(nums, 0, i - 1);
        }
    }
```

912.快速排序&三路快速排序

这道题还是经典的排序算法实现，这里实现的是快速排序算法，快速排序算法主要分为两个部分：划分和排序。划分时可以选择使用随机算法选取划分元，这样在统计意义上可以将算法的一般复杂度降至O(nlogn)。

注意这里着重强调了在统计意义上，这是因为一般来说使用排序算法的场景是处理现实生活中的数据，这些数据往往是随机的，没有特定规律的。这也就意味着，如果人为地编造特殊数据，**即使采用挑选随机划分元的方法，快速排序算法的时间复杂度也会退化到O(n^2)**，我们很快就会看到这个例子。

这里直接给出快速排序的代码，很经典，必须掌握：

```
class Solution {
    // 在nums[Left, Right]这个范围内进行划分
    int parition(vector<int>& nums, int Start, int End)
    {
        // 使用随机算法优化划分元的选取
        int RandomIndex = (rand() % (End - Start + 1)) + Start;
        swap(nums[RandomIndex], nums[Start]);
        int Tmp = nums[Start];
        while(Start < End)
        {
            // 大于等于Tmp元素的值放后面
            while(Start < End and nums[End] >= Tmp) --End;
            nums[Start] = nums[End];
            while(Start < End and nums[Start] < Tmp) ++Start;
            nums[End] = nums[Start];
        }
        nums[Start] = Tmp;
        return Start;
    }

    // 对nums[Start, End]进行快速排序
    void quickSort(vector<int>& nums, int Start, int End)
    {
        // 千万要注意这个前提条件，当区间长度小于等于1时直接返回
        // 否则上面选取划分元时可能出现越界
        if(Start < End)
        {
            int Pivot = parition(nums, Start, End);
```

```
            quickSort(nums, Start, Pivot - 1);
            quickSort(nums, Pivot + 1, End);
        }
    }

public:
    vector<int> sortArray(vector<int>& nums) {
        // 生成随机数的种子
        srand((unsigned int)time(NULL));
        int n = nums.size();
        quickSort(nums, 0, n - 1);
        return nums;
    }
};
```

这是一套非常正确和经典的快速排序算法的写法，更确切地说，是2-路快速排序的写法，但是上面的这份代码提交之后会超时。这是因为LeetCode更新了测试用例，给出了一个长度为5 x 10^4个2的数组。这就是我们上面说的：人造逆天数据，专门用来将快速排序算法卡住的。

为了解决这个问题，必须引入一种更加先进的算法：3-路快速排序，随之而来的还有一个经典问题：[荷兰国旗问题]。这道题在LeetCode题库中也是有的，后面也许还有机会见到，其实这就是3-路快速排序算法的雏形。

3-路快速排序算法将整个序列分成三部分，设划分元是Tmp，那么区间将会被划分为以下三部分：

- 小于Tmp
- 等于Tmp
- 大于Tmp

算法的细节非常精巧和值得回味，下面直接结合代码来说：

```
class Solution {
    // 对nums[Left, Right]进行三路快排划分(3-way partition)
    pair<int, int> partition(vector<int>& nums, int Left, int Right)
    {
        // 随机选择一个划分元
        // 注意这里的划分元选择是有问题的，当区间长度太大时，rand()函数可能不够
        int RandomIndex = (rand() % (Right - Left + 1)) + Left;
        swap(nums[RandomIndex], nums[Left]);
        int Tmp = nums[Left];

        // 声明两枚指针Lower，Higher和迭代变量i，并做如下约定(左闭右开区间)
        // [Left, Low)存放小于Tmp的值
        // [Low, High)存放等于Tmp的值
        // [High, Right + 1)存放大于Tmp的值
        int Lower = Left, Higher = Right + 1, i = Left + 1;
        while(i < Higher)
        {
            if(nums[i] < Tmp)
                /*
                    如果当前元素小于划分元，那么首先将其与Lower位置的元素进行互换
                    nums[Lower]一定指向与划分元等大的元素，这是因为我们的约定
```

```
                */
                swap(nums[Lower++], nums[i++]);
            else if(nums[i] > Tmp)
            /*
                如果当前元素大于划分元，那么首先将Higher指针前移，因为是右开区间
                然后将当前元素和Higher指向的元素进行互换
                但是注意：i不要加一
                这是因为从Higher原先位置换过来的元素我们是未知的
                还需要再处理一遍
            */
                swap(nums[--Higher], nums[i]);
            else
                // 遇到了等大的元素，i直接后移
                i++;
        }
        return {Lower, Higher};
    }

    void quickSort(vector<int>& nums, int Left, int Right)
    {
        // 区间长度必须大于1，否则没必要继续深入
        if(Left < Right)
        {
            // 执行上述算法，直接获得两个划分边界Lower和Higher
            // 分治下去即可
            auto ReturnPair = partition(nums, Left, Right);
            quickSort(nums, Left, ReturnPair.first - 1);
            quickSort(nums, ReturnPair.second, Right);
        }
    }
public:
    vector<int> sortArray(vector<int>& nums) {
        srand((unsigned int)time(NULL));
        int n = nums.size();
        quickSort(nums, 0, n - 1);
        return nums;
    }
};
```

链表

206.反转链表

经典题，有递归和迭代两种做法，都必须掌握。

迭代解法比较符合人的逻辑思维习惯，从前向后依次将节点反转。 这里需要额外注意的一点是，原先头节点的next指针必须置为*nullptr*。为此，我们将Left指针的初始值置为nullptr，这样可以直接完成操作。

```
```

```
class Solution {
public:
    ListNode* reverseList(ListNode* head)
    {
        if(not head)
            return head;
    /*将Left初始值置为nullptr*/
    /*可以直接保证翻转完之后最后一个节点的next指针是nullptr*/
        ListNode* Left = nullptr;
        ListNode* Right = head;
        while(Right)
        {
            ListNode *Tmp = Right->next;
            Right->next = Left;
            Left = Right;
            Right = Tmp;
        }
        return Left;
    }
};
```

递归法就比较**逆天**了，递归法的本质是递推+回归。所以这个过程首先假设后面的链表全部翻转完毕了，在此基础上再去考虑要对返回的指针进行怎样的操作。

```
class Solution {
public:
/*
    注意：递归函数的返回值是翻转后的链表的头节点
    这点非常重要
*/
    ListNode* reverseList(ListNode* head)
    {
        if(not head or not head->next)
            return head;
        ListNode* Tmp = reverseList(head->next);
        head->next->next = head;  // 将新的链表节点接入链表，是不是很晦涩
        head->next = nullptr;     // 最后一个节点的next指针是nullptr
        return Tmp;  // 返回值应该是反转后链表的头节点
    }
};
```

25.K个一组翻转链表

这是一道困难题，但是并没有什么新颖的算法，只是有很多细碎的边界条件需要处理，核心还是反转链表。这里多了两个部分的逻辑：

- **1.当剩余节点个数不足k个时，及时返回链表**，这部分的逻辑如下：

```
// ListNode *Head = head, *Tail = head;
int Counter = 0;
// 从Head开始向后数k - 1个节点，找到Tail节点
// 之所以是k-1是因为我们是从链表的第一个节点开始数的
while(Counter < k - 1)
{
    Tail = Tail->next;
    Counter++;
    // 如果当前剩余节点数量不足K个，直接返回首节点
    if(not Tail)
        return Dummy->next;
}
```

- 2.**完成局部的K个链表反转之后，将子链表接回原先的链表**，这部分的逻辑如下：

```
auto ReversePair = reverseList(Head, Tail);

// 将反转之后的子链表再次连接到原先的链表上
Previous->next = ReversePair.first;
ReversePair.second->next = Next;
```

在完成上述两部分的逻辑之后，剩下的就是简单的链表反转问题，全部代码如下：

```
class Solution {
    /*反转[Head, Tail]这个范围内的链表*/
    pair<ListNode*, ListNode*> reverseList(ListNode *Head, ListNode* Tail)
    {
        ListNode *Previous = Head, *Present = Head->next;
        while(Previous != Tail)
        {
            ListNode *Tmp = Present->next;
            Present->next = Previous;
            Previous = Present;
            Present = Tmp;
        }
        return {Tail, Head};    // 反转之后，头尾节点正好反过来
    }
public:
    ListNode* reverseKGroup(ListNode* head, int k) {
        ListNode *Dummy = new ListNode(0, head);

        // Head和Tail记录的分别是k个节点小组中的头尾节点
        ListNode *Head = head, *Tail = head;
        ListNode *Previous = Dummy, *Next = nullptr;
        while(Head)
        {
            int Counter = 0;
            // 从Head开始向后数K - 1个节点，找到Tail节点
            while(Counter < k - 1)
```

```
            {
                Tail = Tail->next;
                Counter++;
                // 如果当前剩余节点数量不足K个，直接返回首节点
                if(not Tail)
                    return Dummy->next;
            }
            // 记录Tail之后的下一个节点
            Next = Tail->next;
            auto ReversePair = reverseList(Head, Tail);

            // 将反转之后的子链表再次连接到原先的链表上
            Previous->next = ReversePair.first;
            ReversePair.second->next = Next;

            // 调整指针准备下一次反转
            Previous = ReversePair.second;
            Head = Tail = Next;
        }
        return Dummy->next;
    }
};
```

21.合并两个有序链表

一道非常基础的题目，让把两个原本有序的链表进行合并。

申请一个头结点可能会让整体的逻辑变得更加简单，剩下的就是比较大小并插入即可。注意不要申请新的节点，而是在原有链表的基础上进行指针的变换即可。但是也有的问题，新申请节点可能会让整个处理逻辑变得简单许多，这需要看情况而定。

```
class Solution {
public:
    ListNode* mergeTwoLists(ListNode* list1, ListNode* list2)
    {
        // 申请一个伪节点简化指针处理逻辑，这是一个好习惯
        ListNode *Dummy = new ListNode(1);
        ListNode *Present = Dummy, *P1 = list1, *P2 = list2;

        // 注意跳出循环的判断条件，一个链表走到尽头就可以跳出循环
        while(P1 and P2)
        {
            if(P1->val <= P2->val)
            {
                Present->next = P1;
                P1 = P1->next;
            }
            else
            {
                Present->next = P2;
                P2 = P2->next;
```

```
            }
            Present = Present->next;
        }

        // 处理剩下的链表，因为两个链表不一定等长
        if(P1)
            Present->next = P1;
        if(P2)
            Present->next = P2;
        return Dummy->next;
    }
};
```

141.环形链表

这道题是一道比较基础的有关环形链表的题目，目的是找出在当前链表中是否存在环路。方法就是使用快慢指针，看两个指针会不会最终相遇，会的话说明有环路存在。反之如果其中一个指针已经为空还没有相遇，那么说明不存在环路。

注意在代码中及时判断快指针是否为空，否则可能出现越界：

```
class Solution {
public:
    bool hasCycle(ListNode *head)
    {
        if(not head)
            return false;
        // 申请了一个伪节点，让快慢指针从同一个起点开始
        ListNode *Dummy = new ListNode(1);
        Dummy->next = head;

        ListNode *Fast = Dummy, *Slow = Dummy;
        while(Fast)
        {
            // 注意及时判断快指针是否已经到达终点
            if(Fast->next)
                Fast = Fast->next->next;
            else
                Fast = Fast->next;
            Slow = Slow->next;
            if(Fast == Slow)
                break;
        }

        // 如果快指针到达了终点，说明无环
        if(not Fast)
            return false;

        // 反之则是因为快慢指针相遇而退出循环，说明有环
        return true;
```

```
    }
};
```

142.环形链表 II

这是141.环形链表的进阶问题，它要求首先判断链表是否有环，如果有环的话还要找到开始成环的位置。

判断是否有环的算法思路这里不再赘述了，和141题是一致的，使用的就是Floyd判圈算法，即快慢指针相遇的方法。当发现链表中存在环的时候，同时从头节点和相交节点启动指针，直到它们相遇为止，这个**相遇点就是链表的成环位置**。详细的代码如下：

```
class Solution {
public:
    ListNode *detectCycle(ListNode *head) {
        // 如果链表为空，直接返回
        if(not head)
            return NULL;

        // 否则开始使用快慢指针算法判断链表是否有环
        ListNode *Fast = head, *Slow = head;
        while(Fast)
        {
            if(Fast->next)
                Fast = Fast->next->next;
            else
                Fast = Fast->next;
            Slow = Slow->next;

            // 如果快慢指针相遇且不为空，那么说明有环存在
            // 不为空的条件容易忽略，比如测试用例：head = [1], pos = -1
            if(Fast and Fast == Slow)
            {
                // 从头部开始启动一个新的指针
                // 和相交点指针同时向后移动
                ListNode *Start = head;
                while(Slow != Start)
                {
                    Slow = Slow->next;
                    Start = Start->next;
                }
                // 相交点即为链表的成环位置
                // 证明可见官方题解
                return Start;
            }
        }
        // 如果Fast变为空指针，则说明无环，返回NULL
        return NULL;
    }
};
```

160.相交链表

本题和上面的141.环形链表有异曲同工之妙，凡是涉及到有环链表的问题，其解决思路往往就是使用双指针法，最终判断它们是否会相遇。本题也是如此，它启用了两枚指针交错(也就是说两个指针都要分别走完两个链表各一次)着对两个链表进行遍历，同时保证它们的运动速度一样。

这样一来，可以想见如果两个链表有交叉点，那么这两枚指针一定会相遇在一个非空节点上。因为它们走过的路程一样，速度也一样。反之，如果没有相交的节点，那么此时两个节点就会在某一时刻同时变成空节点。

一种更加简单的方法是使用Hash表将所有遍历过的节点指针都记录下来，但是这样的解法会牺牲空间复杂度，因此不是最优的解法。

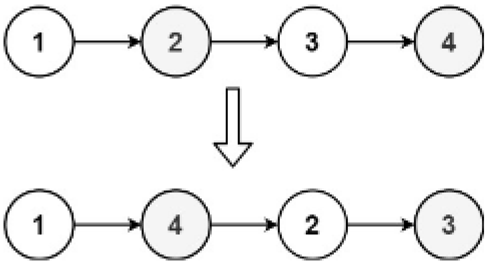
这道题更加值得注意的是如何**优雅地**写出上面相交链表的逻辑，官解做出了很好的示范：

```
class Solution {
public:
    ListNode *getIntersectionNode(ListNode *headA, ListNode *headB)
    {
        if (headA == nullptr or headB == nullptr)
            return nullptr;
        ListNode *pA = headA, *pB = headB;

        // 注意退出循环的条件是两个指针相遇
        // 如果两个链表有相交，那么会在一个非空节点(交点)处相遇
        // 反之如果不相交，那么一定会在同为空指针时退出循环
        while (pA != pB) {
            // 注意要在指针本身为空时才选择切换
            // 否则可能造成死循环
            pA = pA == nullptr ? headB : pA->next;
            pB = pB == nullptr ? headA : pB->next;
        }
        // 返回相交时的指针即可
        return pA;
    }
};
```

143.重排链表

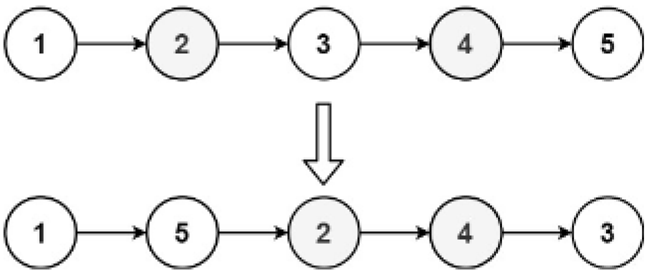
这道题可能是我所接触过的链表问题中最精巧的一道，因为一道题考察了三种常见算法：快慢指针、链表反转、链表合并并且写法颇为精巧。首先题目要求对一个链表做如下变化：

示例 1：




```
输入：head = [1,2,3,4]
输出：[1,4,2,3]
```

示例 2：




```
输入：head = [1,2,3,4,5]
输出：[1,5,2,4,3]
```

这种变换可以使用暴力法来模拟，也可以通过上述的三个小算法来完成：

- **首先找到链表中点(偶数个节点时找到靠前的那个节点)**
- **反转后一半链表**
- **将前一半链表和反转后的后一半链表进行合并(merge)**

所以首先实现上述的三个函数：

1.快慢指针找中点

```
ListNode* middleNode(ListNode* head)
{
    ListNode* slow = head;
    ListNode* fast = head;

    // 注意这里跳出循环的条件，是根据快指针是否还能往前走决定的
    while (fast->next != nullptr && fast->next->next != nullptr)
    {
        slow = slow->next;
        fast = fast->next->next;
    }
    return slow;
}
```

2.链表的反转

```
ListNode* reverseList(ListNode* head)
{
    if(not head)
        return nullptr;

    // 为了保证处理节点逻辑的一致性，这里申请了一个头节点
    ListNode *Dummy = new ListNode(0 ,head);
    ListNode *Left = Dummy, *Right = Dummy->next;
    while(Right)
    {
        ListNode *Next = Right->next;
        Right->next = Left;
        Left = Right;
        Right = Next;
    }

    // 保证将反转之后的最后一个节点的指针置为nullptr
    Dummy->next->next = nullptr;
    return Left;
}
```

3.合并链表

因为这里的链表是从中间分开的，所以两段链表的长度差不超过1(且一定是前半段链表长度大于等于后半段链表长度)。因此这里合并链表的代码版本可以更加简化一点，**一次循环中合并两个节点**:

```
 // 较长的链表放置在L1
ListNode* mergeList(ListNode* L1, ListNode* L2)
{
    while(L1 and L2)
    {
        ListNode *L1Next = L1->next;
        L1->next = L2;
        L1 = L1Next;

        ListNode *L2Next = L2->next;
        L2->next = L1;
        L2 = L2Next;
    }
    return L1;
}
```

在完成了上述代码的编写之后，只需要在主函数中调用它们即可:

```
void reorderList(ListNode* head)
{
    ListNode *Mid = getMid(head);

    // 注意在这里将前半段链表的最后一个节点置空
    // 因为我们要将它当作一个完全独立的链表与后半段链表合并
    ListNode *Latter = Mid->next;
    Mid->next = nullptr;

    // 反转链表并与后半段链表合并
    ListNode *Reverse = reverseList(Latter);
    ListNode *Ans = mergeList(head, Reverse);
    return;
}
```

栈

栈是一种LIFO的数据结构，在算法题中它经常用来解决匹配问题。

20.有效的括号

这是使用栈解决的问题中最常见的一类，即简单匹配问题。

思路也非常简单，遇见左括号入栈，遇见右括号时观察栈顶元素是否是与之配对的左括号，最终整个序列遍历完成之后。如果序列正好是一个完整的匹配序列，栈应该恰好排空，否则就不是一个合法的序列。

```
class Solution {
public:
    bool isValid(string s)
    {
        stack<char> S;
        int n = s.size();
        for(int i = 0 ; i < n ; ++i)
        {
            // 左括号入栈
            if(s[i] == '(' or s[i] == '[' or s[i] == '{')
                S.push(s[i]);

            // 右括号则判断栈顶是否是相匹配的括号，是则出栈
            else if(not S.empty() and (
                        (s[i] == ')' and S.top() == '(') or
                        (s[i] == ']' and S.top() == '[') or
                        (s[i] == '}' and S.top() == '{')))

                S.pop();
            // 否则括号不匹配，直接返回
            else return false;
        }
```

```
            // 最后判断栈是否排空，这是为了排除左括号多余的情况
            return S.size() == 0;
        }
};
```

队列

树

102.二叉树的层序遍历

这是二叉树问题的基础问题，即二叉树的BFS，还有二叉树的DFS。 尽管标准的BFS写法没有在对某一层的遍历之前统计本层节点数量，但我依旧建议这样做，这会明确节点的的层次边界(包括本题)，让我们知道每一层的边界在哪里，BFS的代码如下：

```
class Solution {
public:
    vector<vector<int>> levelOrder(TreeNode* root)
    {
        if(not root)
            return {};
        vector<vector<int>> Ans;
        queue<TreeNode*> Q;
        Q.push(root);
        while(not Q.empty())
        {
            // 统计本层节点数量，这样可以让我们更好区分当前层与下一层的节点
            int n = Q.size();

            // 当前层的遍历结果
            vector<int> Tmp;
            for(int i = 0 ; i < n ; ++i)
            {
                auto Front = Q.front();
                Q.pop();
                Tmp.push_back(Front->val);
                if(Front->left)
                    Q.push(Front->left);
                if(Front->right)
                    Q.push(Front->right);
            }
            Ans.push_back(Tmp);
        }
        return Ans;
    }
};
```

103.二叉树的锯齿形层序遍历

103题是102题的进阶问题，主要是在层序遍历的基础上加上锯齿形。思路也很简单，就是在队列中加上一个标记符来表示当前进行遍历的方向，当Flag == false是从左到右进行遍历，反之从右到左进行遍历。另外一个值得注意的点是推入子节点的顺序，当从右向左进行遍历的时候要先推入右节点，否则顺序会错误。

```
class Solution {
public:
    vector<vector<int>> zigzagLevelOrder(TreeNode* root) {
        if(not root)
            return {};

        vector<vector<int>> Ans;
        deque<TreeNode*> Q;
        /*Flag == False表示从左到右，反之从右到左*/
        bool Flag = false;
        Q.push_back(root);
        while(not Q.empty())
        {
            // 存放每一层结果的数组
            vector<int> Tmp;
            int Length = Q.size();
            for(int i = 0 ; i < Length ; ++i)
            {
            // Flag == false从左到右进行遍历，注意先进左子节点
                if(not Flag)
                {
                    auto Front = Q.front();
                    Q.pop_front();
                    Tmp.push_back(Front->val);
                    if(Front->left)
                        Q.push_back(Front->left);
                    if(Front->right)
                        Q.push_back(Front->right);
                }
            // Flag = true从右到左进行遍历，注意先进右子节点才能维持顺序
                else
                {
                    auto Back = Q.back();
                    Q.pop_back();
                    Tmp.push_back(Back->val);
                    if(Back->right)
                        Q.push_front(Back->right);
                    if(Back->left)
                        Q.push_front(Back->left);
                }
            }
            // 当前层次遍历完之后，标志位取反
            Flag = not Flag;
            Ans.push_back(Tmp);
        }
        return Ans;
```

```
    }
};
```

236.二叉树的最近公共祖先

这道题让求解二叉树中两个节点的最近公共祖先，可以有两种做法：

1.记录二叉树中每一个节点的父节点，然后对于目标的两个节点逐渐向上寻找它们对应的父节点，直至找到第一个共同祖先，这种想法还是比较简单朴素的，也是我求解这道题时的第一个做法，这里我直接引用官解的代码来简述这种思路：

```
class Solution {
public:
    /*因为题目中保证每一个节点的值都不同，所以将值作为键即可*/
    unordered_map<int, TreeNode*> fa;
    unordered_map<int, bool> vis;
    /*这里的DFS用来统计每一个点的父节点*/
    void dfs(TreeNode* root){
        if (root->left != nullptr) {
            fa[root->left->val] = root;
            dfs(root->left);
        }
        if (root->right != nullptr) {
            fa[root->right->val] = root;
            dfs(root->right);
        }
    }
    /*
        使用vis数组记录某个节点是否被访问，当一个节点被访问第二次时
        这说明这就是两个节点的最近公共祖先
    */
    TreeNode* lowestCommonAncestor(TreeNode* root, TreeNode* p, TreeNode* q) {
        fa[root->val] = nullptr;
        dfs(root);
        while (p != nullptr) {
            vis[p->val] = true;
            p = fa[p->val];
        }
        while (q != nullptr) {
            if (vis[q->val]) return q;
            q = fa[q->val];
        }
        return nullptr;
    }
};
```

2.使用DFS法求解

相对来说，这种方法要更加的精巧和高效，但是思维难度也更高。这里定义了一个DFS函数，它返回一个bool值，含义是：**root为根的子树是否包含p节点或q节点**。那么，对于一颗以root为根节点的树而言，它是指针p

和q的最近公共祖先当且仅当如下条件之一成立：

- p,q一左一右位于root的左右子树中
- p就是root本身，而q在root的左右子树之一中
- q就是root本身，而p在root的左右子树之一中

综上所述，代码逻辑和注释如下，这里直接引用的是官解代码：

```
class Solution {
public:
    TreeNode* ans{nullptr};
    /*
        dfs函数的意义是：
        以root为根节点的子树中是否含有p或q节点之一，
        是则返回true，否则返回false
    */
    bool dfs(TreeNode* root, TreeNode* p, TreeNode* q)
    {
        /*剪枝：当ans不为nullptr时直接返回，减少了相当多的递归次数*/
        if (root == nullptr or ans != nullptr) return false;
        bool lson = dfs(root->left, p, q);
        bool rson = dfs(root->right, p, q);
        // 判断root是否为p和q的最近公共祖先，是则将root保存到ans中
        if ((lson && rson) || ((root->val == p->val || root->val == q->val) &&
(lson || rson))) {
            ans = root;
        }

        // 返回值含义：root是否包含p或q其中之一
        return lson || rson || (root->val == p->val || root->val == q->val);
    }
    TreeNode* lowestCommonAncestor(TreeNode* root, TreeNode* p, TreeNode* q)
    {
        dfs(root, p, q);
        return ans;
    }
};
```

图

滑动窗口 & 双指针

滑动窗口和(双指针)是一种高效解决线性序列问题的算法思想，它可以将线性序列中的一些问题时间复杂度降低到O(n)。

3.无重复字符的最长子串

这道题是一道非常经典的滑动窗口问题，它要求我们在一个字符串中找到最长的不含重复字符的子串(注意子字符串必须是连续的)。

结合本题的数据规模可以知道要求的应该是O(n)复杂度的算法。

在字符串问题中涉及到不重复或者计数问题时往往要用到滑动窗口+哈希表。这道题不同的是，因为涉及到重复问题，只需要集合记录元素即可。

官方题解如下，使用的是unordered_set来记录窗口中出现的字符，左边界每排出一个字符，右边界就不断向前推进探索当前可以到达的最大位置并更新答案：

```
class Solution {
public:
    int lengthOfLongestSubstring(string s) {
        // 哈希集合，记录每个字符是否出现过
        unordered_set<char> occ;
        int n = s.size();
        // 右指针，初始值为 -1，相当于我们在字符串的左边界的左侧，还没有开始移动
        int rk = -1, ans = 0;
        // 枚举左指针的位置，初始值隐性地表示为 -1
        for (int i = 0; i < n; ++i) {
            if (i != 0) {
                // 左指针向右移动一格，移除一个字符
                occ.erase(s[i - 1]);
            }
            while (rk + 1 < n && !occ.count(s[rk + 1])) {
                // 不断地移动右指针探测更长的长度
                occ.insert(s[rk + 1]);
                ++rk;
            }
            // 第 i 到 rk 个字符是一个极长的无重复字符子串
            ans = max(ans, rk - i + 1);
        }
        return ans;
    }
};
```

上面是官方题解的做法，这个做法中存在一个问题，那就是在检测到重复字符时它只是一次将窗口左边界前移一个长度，事实上还可以**有更快的方法**。那就是在哈希表中记录下来每一个字符出现的位置，当有重复字符出现时直接跳转到它的下一个字符，这样可能会有一个问题，那就是中间跳过去的这些字符是否需要删掉？

答案是不需要的，直接通过max运算就可以保证正确性，代码如下：

```
class Solution {
public:
    int lengthOfLongestSubstring(string s)
    {
        unordered_map<char, int> HashTable;
        int n = s.length();
        int Left = 0, Right = 0;    // [Left, Right]是滑动窗口范围
```

```
        int Ans = 0;
        while(Right < n)
        {
    // 发现重复字符，直接跳过中间的所有字符位置，不用一个个向窗口外排出
            if(HashTable.count(s[Right]))
                /*使用max运算符保证跳转位置大于当前左边界*/
                Left = max(Left, HashTable[s[Right]]);
            HashTable[s[Right]] = Right + 1;    // 更新字符出现位置
            Ans = max(Ans, Right - Left + 1);   // 更新最大长度
            ++Right;
        }
        return Ans;
    }
};
```

15.三数之和

这是最经典的三指针问题，其实三指针问题也只是双指针问题的变式。本题的要求是在一个序列中找出所有不重复的相加之和等于0的三元组。

首先简化一下这个问题，如果本题让求的是二元组，这就是最经典的双指针问题。我们只需要先将整个序列进行排序，然后分别用两个指针指向头尾，使它们逐渐向中间靠拢即可不重不漏地搜索到所有符合要求得二元组，代码逻辑如下：

```
// 下面的代码是最原始的双指针算法
// 假设数组为nums，其大小为n
int First = 0, Second = n - 1;
// 和等于0，说明已经找到了满足要求的二元组
if(nums[First] + nums[Second] == 0)
    Ans.push_back({nums[First], nums[Second]});
// 如果当前二元组的和偏小，说明First指针指向的值太小
else if(nums[First] + nums[Second] < 0)
    ++First;
// 如果当前二元组的和偏大，说明Second指针指向的值太大
else
    --Second;
```

这样就将这个问题的复杂度整体降至了O(nlogn)的级别，即排序本身的复杂度，而上面的这段代码复杂度为O(n)。

事实上，双指针算法还可以写成下面这样，如下所示：

```
int Second = n - 1;
for(int First = 0 ; First < Second ; ++First)
{
    // 跳过重复的二元组
    if(First > 0 and nums[First] == nums[First - 1])
        continue;
    while(First < Second and nums[First] + nums[Second] > 0)
```

```
            --Second;

        // 检查循环跳出原因
        // 1.如果是因为指针相遇，那么说明进行到了尽头
        if(First == Second)
            break;

        // 2.如果当前找到了一组解，则加入答案
        if(nums[First] + nums[Second] == 0)
            Ans.push_back({nums[First], nums[Second]});
        // 这里还隐藏了一个逻辑，但不用写
        // if(nums[First] + nums[Second] < 0)
            // continue;
    }
```

这和最原始版本相比，对于右指针Second的移动变得更加紧凑，代码效率可能也会更高，“可能”是指从理论上分析代码的整体复杂度是一致的，但实际运行时发现上述写法比原始写法要快一些，可能是代码更加紧凑的原因，也有可能是测试用例的原因。

回到本题，也是同样的思路，只是我们先固定一个指针(First)，移动剩下的两个指针(Second, Third)即可，目标值也从0变成了-nums[First]。这个道理明白了之后，就知道：

所谓三指针问题，甚至四指针问题，也只是先固定其中n-2个指针之后的双指针问题，它们的逻辑和解法本质上都是一样的。

但是本题还有很值得学习的点，那就是**如何写出简洁优雅的三指针代码**，首先给出我的原始版本代码，献一下丑:)。

```
//我的原始版本代码，思路正确，但代码效率还是偏低
class Solution {
public:
    vector<vector<int>> threeSum(vector<int>& nums)
    {
        sort(nums.begin(), nums.end());
        int n = nums.size();
        vector<vector<int>> Ans;
        // 最外层循环，枚举固定指针的位置
        for(int Fixed = 0 ; Fixed < n - 2 ; ++Fixed)
        {
            // 跳过重复的元素值，防止搜到重复的组
            if(Fixed > 0 and nums[Fixed] == nums[Fixed - 1])
                continue;
            // 初始化双指针的位置
            int Left = Fixed + 1, Right = n - 1;
            // 此时的目标值是nums[Fixed]的负值
            int Target = -nums[Fixed];
            while(Left < Right)
            {
                // 跳过重复的nums[Left]值
                if(Left > Fixed + 1 and nums[Left] == nums[Left - 1])
```

```
                {
                    ++Left;
                    continue;
                }
                // 传统的双指针代码，这没什么好说的...
                if(nums[Left] + nums[Right] == Target)
                {
                    Ans.push_back({nums[Fixed], nums[Left], nums[Right]});
                    ++Left;
                    --Right;
                }
                else if(nums[Left] + nums[Right] < Target)
                    ++Left;
                else
                    --Right;
            }
        }
        return Ans;

    }
};
```

官解的代码就使用了双指针第二种写法，效率却明显提升了不少，猜测可能和测试用例有关，但无论如何推荐第二种写法，代码如下：

通过	108 ms	23.4 MB	C++	2023/02/21 16:40	添加备注
通过	160 ms	23.3 MB	C++	2023/02/21 16:40	添加备注
通过	164 ms	23.4 MB	C++	2023/02/21 16:40	添加备注

```
class Solution {
public:
    vector<vector<int>> threeSum(vector<int>& nums) {
        int n = nums.size();
        sort(nums.begin(), nums.end());
        vector<vector<int>> ans;
        // 枚举 a
        for (int first = 0; first < n; ++first) {
            // 需要和上一次枚举的数不相同
            if (first > 0 && nums[first] == nums[first - 1]) {
                continue;
            }
            // c 对应的指针初始指向数组的最右端
            int third = n - 1;
            int target = -nums[first];
            // 枚举 b
            for (int second = first + 1; second < n; ++second) {
                // 需要和上一次枚举的数不相同
```

```
                if (second > first + 1 && nums[second] == nums[second - 1]) {
                    continue;
                }
                // 需要保证 b 的指针在 c 的指针的左侧
                while (second < third && nums[second] + nums[third] > target) {
                    --third;
                }
                // 如果指针重合，随着 b 后续的增加
                // 就不会有满足 a+b+c=0 并且 b<c 的 c 了，可以退出循环
                if (second == third) {
                    break;
                }
                if (nums[second] + nums[third] == target) {
                    ans.push_back({nums[first], nums[second], nums[third]});
                }
            }
        }
        return ans;
    }
};
```

88.合并两个有序数组

这道题给定了两个数组nums1和nums2，两者都按照升序进行排列。现在要求将两个数组合并，结果记录在nums1中。这道题的最优解法是双指针，但是如果按照传统的从前到后的双指针的话，会发现nums1中的元素很容易被覆盖，但是新开一个数组的话又会导致空间复杂度上升。

这道题真正的解法是**逆向双指针**，也就是从后往前进行元素摆放。因为合并后的数组**总长度是确定的**，那么就可以从后往前摆放。

```
class Solution {
public:
    void merge(vector<int>& nums1, int m, vector<int>& nums2, int n) {
        int p1 = m - 1, p2 = n - 1;
        // 合并后的总长度是m + n
        int tail = m + n - 1;

        // cur存放的是当前要摆放的下一个元素
        int cur;
        while (p1 >= 0 || p2 >= 0)
        {
            // 首先判断是否访问越界
            if (p1 == -1)
                cur = nums2[p2--];
            else if (p2 == -1)
                cur = nums1[p1--];
            else if (nums1[p1] > nums2[p2])
                cur = nums1[p1--];
            else
                cur = nums2[p2--];
```

```
            // 将元素放置到应有的位置上
            nums1[tail--] = cur;
        }
    }
};
```

动态规划

动态规划是一种非常重要的算法设计思想，可以分为自底向上和自顶向下两种写法，一般自底向上的写法用得较多，而自顶向下的写法也时有用到，这种方法从要解决的问题出发逐渐缩小问题的规模，并在求解过程中不断记录子问题的解，因此也叫做记忆化搜索。

自底向上的方法则一般需要以下这几个思考步骤：

- 明确DP数组含义
- 递推奠基，即将DP前几项的正确值放置到数组中
- 寻找递推方程，保证最优子结构和重叠子问题这两个特性
  - 最优子结构：即更大问题的最优解可以从更小问题的最优解中推出
  - 重叠子问题：一个问题可以被分解成若干个子问题，且这些子问题会重复出现

53.最大子数组和

这道题的题目是求出一个数组中最大的子数组和，首先看一眼这道题的数据规模是10^5，那么一定是使用O(n)级别的算法来解决。注意子数组和子序列的不同，**子数组必须是连续的，子序列不一定要是连续的。**

我的最原始解法使用的是动态规划。动态规划法的递推关系非常简单，设DP[i]是以nums[i]为结尾的最大子数组和，那么：

DP[i] = max(DP[i - 1] + nums[i], nums[i]);

而要求接的答案Ans其实也就是max(DP[i])，在求解DP数组的同时求出即可，非常简单。

```
class Solution {
public:
    int maxSubArray(vector<int>& nums)
    {
        int Ans = nums[0];
        int n = nums.size();
        int DP[n];
        fill(DP, DP + n, 0);
        DP[0] = nums[0];
        for(int i = 1 ; i < n ; ++i)
        {
            DP[i] = max(nums[i], DP[i - 1] + nums[i]); // 递推方程
            Ans = max(Ans, DP[i]);                     // 更新可能的答案
        }
```

```
        return Ans;
    }
};
```

但除此之外，这道题还有一种分治的解法在官方题解中给出了，这本质上也是线段树这种算法的重要功能，使用分治法的代码如下，它对于任意一个区间(l,r)保留了如下的四个信息：

- lsum:区间[l,r]中以l为左端点的最大子段和
- rsum:区间[l,r]中以r为右端点的最大子段和
- msum:区间[l,r]中的最大子段和
- isun:区间[l,r]的区间和

对每一个区间都维持着上述几个信息，那么本题要求的值其实就是msum[0, n - 1]，具体可见官方题解中对上述几个信息的更新和维护方法，这里不再重复，这种方法代码还是非常非常巧妙的。

```
class Solution {
public:
    struct Status {
        int lSum, rSum, mSum, iSum;
    };

    Status pushUp(Status l, Status r) {
        // 注意这里对四项特征的更新策略
        int iSum = l.iSum + r.iSum;
        int lSum = max(l.lSum, l.iSum + r.lSum);
        int rSum = max(r.rSum, r.iSum + l.rSum);
        int mSum = max(max(l.mSum, r.mSum), l.rSum + r.lSum);
        return (Status) {lSum, rSum, mSum, iSum};
    };

    Status get(vector<int> &a, int l, int r) {
        // 递归到区间长度为1时，返回唯一的数值
        if (l == r) {
            return (Status) {a[l], a[l], a[l], a[l]};
        }
        // 从区间中点进行分治
        int m = (l + r) >> 1;

        // 左右分别递归下去，得到子区间的状态信息
        Status lSub = get(a, l, m);
        Status rSub = get(a, m + 1, r);

        // 汇总并向上返回
        return pushUp(lSub, rSub);
    }

    int maxSubArray(vector<int>& nums) {
        return get(nums, 0, nums.size() - 1).mSum;
    }
};
```

正如题解中所说的那样，这就是线段树方法的雏形：

题外话

「方法二」相较于「方法一」来说，时间复杂度相同，但是因为使用了递归，并且维护了四个信息的结构体，运行的时间略长，空间复杂度也不如方法一优秀，而且难以理解。那么这种方法存在的意义是什么呢?

对于这道题而言，确实是如此的。但是仔细观察「方法二」，它不仅可以解决区间 $[0, n-1]$，还可以用于解决任意的子区间 $[l, r]$ 的问题。如果我们把 $[0, n-1]$ 分治下去出现的所有子区间的信息都用堆式存储的方式记忆化下来，即建成一棵真正的树之后，我们就可以在 $O(\log n)$ 的时间内求到任意区间内的答案，我们甚至可以修改序列中的值，做一些简单的维护，之后仍然可以在 $O(\log n)$ 的时间内求到任意区间内的答案，对于大规模查询的情况下，这种方法的优势便体现了出来。这棵树就是上文提及的一种神奇的数据结构——线段树。

121.买卖股票的最佳时机

这是买卖股票的最佳时机系列问题的第一道，它给出了一个数组，让我们决定在何时买入何时卖出可以获得最大收益，这个系列的问题有通用解法，即动态规划，所以将此问题总结在动态规划这个专题下面。

这个问题很简单，因为只允许一次买入和一次卖出，且卖出时间一定要在买入时间之后，所以可以通过一次遍历来记录最小值，并不断更新当前值与最小值之差的最大值。代码如下：

```
class Solution {
public:
    int maxProfit(vector<int>& prices)
    {
        int n = prices.size();
        int Min = INT_MAX, Ans = 0;
        for(int i = 0 ; i < n ; ++i)
        {
            // 遍历数组并不断记录最小值
            Min = min(Min, prices[i]);

            // 不断更新当前值与最小值的差值的最大值，这就是答案
            Ans = max(Ans, prices[i] - Min);
        }
        return Ans;
    }
};
```

上述代码就是该问题的最优解，但是对于这个系列的问题而言不是通用解法，在总结系列问题的共性时难以概况，动态规划就是这个问题的通解。而且这类问题的特点在于，它是双重的线性动态规划，且两个量会相互交织，具体来说：

我们设置一个DP数组：DP[n][2]，当然为了逻辑的清晰，也可以开辟两个数组DP1、DP2。**DP[i][0]表示的含义是第i天持有现金时的最大现金收益，DP[i][1]表示的是持有股票时可以获得的最大现金收益。**这两个DP数组之间是相互影响的，因为之前的决策会影响到后面:

递推方程是：

```
DP[i][0] = max(DP[i - 1][0], DP[i - 1][1] + prices[i]);
DP[i][1] = max(DP[i - 1][1], -prices[i]);
```

以DP[i][1] = max(DP[i - 1][1], -prices[i])为例对递推方程进行解释，DP[i][1]表示的是第i天持有股票的情况下拥有的**最大现金收益**。第i天持有股票**有两种情况**，第一是i-1天或更早以前就已经买入股票而且第i天也没有卖出，那么此时的收益就应该是DP[i - 1][1]。第二种情况是第i天当天才买入股票，因为只能买一次股票，显然这就是唯一一次买股票的时间，现金收益为当日股票价格的负值-prices[i]。DP[i][0]的含义可以类比推出，在此不再赘述。

含注释的代码如下：

```
class Solution {
public:
    int maxProfit(vector<int>& prices) {
        int n = prices.size();
        // DP[i][0]表示第i天持有现金可以获得的最大现金收益
        // DP[i][1]表示第i天持有股票可以获得的最大现金收益
        int DP[n][2];

        int Ans = 0;
        // 注意：注意第0天持有现金时最大现金收益为0，因为没有买卖操作故DP[0][0] = 0
        // 而买入股票的话，现金收益就会是买股票花出去的钱(因为还没有卖出操作)DP[0][1] =
-prices[i]
        DP[0][0] = 0;
        DP[0][1] = -prices[0];
        for(int i = 1 ; i < n ; ++i)
        {
            DP[i][0] = max(DP[i - 1][0], DP[i - 1][1] + prices[i]);
            DP[i][1] = max(DP[i - 1][1], -prices[i]);
        }
        return DP[n - 1][0];
    }
};
```

注意到上述代码中，DP[i]的值只和DP[i - 1]有关，所以可以使用滚动数组技巧来优化空间复杂度。掌握这类问题的本质建议还是使用动态规划法来解决，在面试手撕时建议使用一次遍历来解。

122.买卖股票的最佳时机 II

这是买卖股票系列问题之二，这次买卖次数改为了任意次买入和任意次卖出。这道题的最优解法是贪心法，通用解法则是动态规划，因为动态规划是这一类问题的通解。所以，总结在此专题下。

首先看贪心解法，因为允许任意次买入和卖出，所以我们只需要"吃尽"好处即可获得收益最大值。因为我们拥有了上帝视角，知道股票每天的价格，所以专拣可以获得正收益的前后两天累加即可，代码如下：

```
class Solution {
public:
    int maxProfit(vector<int>& prices)
    {
      int MaxProfit = 0;
      for(int i = 1 ; i < prices.size() ; ++i)
            // 只挑选可以获得收益的段进行累加，会亏损的段不要
          MaxProfit += max(0, prices[i] - prices[i - 1]);
      return MaxProfit;
    }
};
```

再看动态规划解法，和121.买卖股票的最佳时机类似定义DP数组，那么本题的递推方程如下，注意由于允许多次买卖，DP[i][1]的更新策略与121题是不一样的，第i天持有股票时的最大现金收益必须考虑到之前的收益，而121题因为只允许买入一次所以必为-prices[i]，请对比121题中的递推方程理解本题中的递推方程，并注意它们之间的细微差异：

```
DP[i][0] = max(DP[i - 1][0], DP[i - 1][1] + prices[i]);
DP[i][1] = max(DP[i - 1][1], DP[i - 1][0] - prices[i]);
```

完整的代码如下：

```
class Solution {
public:
    int maxProfit(vector<int>& prices) {
        int n = prices.size();
        int DP[n][2];
        memset(DP, 0, sizeof(DP));

        // DP[i][0]表示持有现金时的最大现金收益
        // DP[i][1]表示持有股票时的最大现金收益
        DP[0][0] = 0;
        DP[0][1] = -prices[0];
        for(int i = 1 ; i < n ; ++i)
        {
            DP[i][0] = max(DP[i - 1][0], DP[i - 1][1] + prices[i]);
            DP[i][1] = max(DP[i - 1][1], DP[i - 1][0] - prices[i]);
        }
        return DP[n - 1][0];
    }
};
```

5.最长回文子串

一道非常经典的动态规划问题，本题所有的解法总结如下：

- **按长度对字符串进行动态规划**

- **中心扩展算法**
- **马拉车(Manacher)算法**

这里主要对前两种方法进行记录和分析。

首先来看动态规划法，本题的动态规划解法对应的递推方程如下，设DP[i][j]的含义是s[i..j]这个范围内的子串是否为回文串：

```
DP[i][j] = DP[i + 1][j - 1] if s[i] == s[j]
DP[i][j] = 0 if s[i] != s[j]
```

也就是说，当两个字符相等时问题规模会缩小到DP[i + 1][j - 1]，即判断s[i + 1..j - 1]这个范围内的字串是否为回文串。但是这里存在的问题就是我们在将要使用DP[i][j]时不能保证DP[i + 1][j - 1]之前已经被计算出来了。要保证这点我们必须按照字符串长度由小到大进行遍历，这样当我们遍历到更长的子串时，可以确保比它短的所有子串的判断结果都已经得到了。

含注释的代码如下，注意我们首先枚举了所有长度为1和2的子串是否为回文子串，这也算是递推奠基的部分。此后在对长度为3及以上的子串进行枚举：

```
class Solution {
public:
    string longestPalindrome(string s) {
        int n = s.size();
        // target记录的是当前最长的回文子串的开始结束下标
        // MaxLength记录的是当前记录到的最长长度
        pair<int, int> Target = make_pair(0, 0);
        int MaxLength = 1;

        // DP[i][j]表示的是s[i..j]是否为回文子串
        bool DP[n][n];
        memset(DP, false, sizeof(DP));

        // 递推奠基：对长度为1或2的子串进行枚举和判断
        for(int i = 0 ; i < n ; ++i)
        {
            DP[i][i] = true;
            if(i + 1 < n and s[i] == s[i + 1])
            {
                DP[i][i + 1] = true;
                if(2 > MaxLength)
                {
                    MaxLength = 2;
                    Target = make_pair(i, i + 1);
                }
            }
        }

        // 从长度为3的子串开始进行遍历，可以确保更短的子串已经遍历过
        // 在这个过程中一旦发现更长的子串，就更新Target和MaxLength
        for(int Length = 3 ; Length <= n ; ++Length)
```

```
            for(int i = 0 ; i + Length - 1 < n ; ++i)
            {
                int j = i + Length - 1;
                DP[i][j] = (DP[i + 1][j - 1] and s[i] == s[j]);
                if(DP[i][j] and Length > MaxLength)
                {
                    MaxLength = Length;
                    Target = make_pair(i, j);
                }
            }

        return s.substr(Target.first, Target.second - Target.first + 1);
    }
};
```

按长度进行动态规划是最长回文子串的经典解法之一，但是空间复杂度不是很好，还有更好的算法可以进一步优化空间复杂度，这种算法也很简单，就是中心扩展算法。

因为回文子串的起始点可以是一个或者两个字符(分别对应于回文串长度为奇数或偶数的情况)，所以对于每一个字符而言都要从两个(长度分别为1或2)回文中心出发扩展。扩展的思路很简单，就是从中心出发向两边遍历，直到不符合回文要求为止，这部分代码的逻辑写在CenterExpansion中。

随后就是统计在中心扩展时遇到的最长回文子串即可，使用pair保持下来比较方便，完整的代码如下：

```
class Solution {
    pair<int, int> CenterExpansion(const string& s, int Start, int End)
    {
        int n = s.size();
        while(Start >= 0 and End < n and s[Start] == s[End])
        {
            Start--;
            End++;
        }
        return {Start + 1, End - 1};
    }
public:
    string longestPalindrome(string s) {
        int n = s.size();
        pair<int, int> Present = make_pair(0, 0);
        for(int i = 0 ; i < n ; ++i)
        {
            auto Pair1 = CenterExpansion(s, i, i);
            auto Pair2 = CenterExpansion(s, i, i + 1);
            if(Pair1.second - Pair1.first + 1 > Present.second - Present.first)
                Present = Pair1;
            if(Pair2.second - Pair2.first + 1 > Present.second - Present.first)
                Present = Pair2;

        }
        return s.substr(Present.first, Present.second - Present.first + 1);
```

```
    }
};
```

300.最长递增子序列

这道题是让求解一个数组中最长的递增子序列，子序列不一定要是连续的，只需要前面的元素之一比它小就可以组成一个递增子序列。

这道题的解法可以有两种，**第一就是动态规划法，第二则是贪心 + 二分法。** 输入规模是2500以内，所以O(n^2)的算法也是可以接受的，这就是动态规划法。

注意本题的动态规划解法中DP的含义： 设DP[i]表示以nums[i]为结尾的最长递增子序列，则递推关系如下：

DP[i] = max(DP[j] + 1, DP[i]), j < i 且 nums[j] < nums[i]

完整的动态规划的解法代码如下：

```
class Solution {
public:
    int lengthOfLIS(vector<int>& nums) {
        int n = nums.size();
        int DP[n];
        int Ans = -1;
        fill(DP, DP + n, 1);

        // 通过两层循环解出完整的DP数组，时间复杂度是O(n^2)
        for(int i = 0 ; i < n ; ++i)
            // 注意j < i的限制
            for(int j = 0 ; j < i ; ++j)
                if(nums[j] < nums[i])
                    DP[i] = max(DP[j] + 1, DP[i]);

        // 通过一次遍历找出DP数组中的最大值，此步骤也可以合并到上述循环中
        for(int i = 0 ; i < n ; ++i)
            Ans = max(Ans, DP[i]);
        return Ans;
    }
};
```

然后是本题的贪心 + 二分解法：

这种做法非常巧妙，就像最长回文子串问题中的中心扩展法一样，属于动态规划法以外的巧妙解法。

本解法的贪心之处在于要使得上升子序列的长度最长，必须要使得数组结尾的数字尽可能小，这样才可能有更大的数字出现在其后。出于上述的贪心思路，这里设置一个数组d[i]专门来表示**长度为i + 1的**最长上升子序列的末尾元素的最小值，这里d[i]一定会是单调递增的序列（证明可见官方题解）。

在算法执行的时候，当遇到一个比数组d最大元素更大的新元素nums[i]，直接扩展d的长度并插入新元素。如果遇到的元素小于d的最大元素，则使用二分查找找到**大于nums[i]的最小值**，并使用nums[i]覆盖之，表示**更新了**

长度为i+1的最长子串的结尾元素。

这样相当于找到了递增序列的最小结尾数字，以备后续覆盖，官方题解代码如下，因为使用了一层循环 + 二分查找，总的时间复杂度是O(nlogn)：

```
class Solution {
public:
    int lengthOfLIS(vector<int>& nums) {
        int len = 0, n = (int)nums.size();
        if (n == 0) {
            return 0;
        }
        vector<int> d(n, 0);

        // d[i]表示长度为i+1的递增序列中末尾元素的最小值
        d[len] = nums[0];
        for (int i = 1; i < n; ++i) {
            if (nums[i] > d[len]) {
                d[++len] = nums[i];
            } else {
                /*
                使用二分查找找到大于nums[i]的最小值
                这里仍然按照我的习惯遵循左闭右开的法则
                也可以使用lower_bound函数直接查找，不手写二分
                */
                int l = 0, r = len;
                while (l < r) {
                    int mid = (l + r) >> 1;
                    if (d[mid] < nums[i])
                        l = mid + 1;
                    else // d[mid] >= nums[i]
                        r = mid;
                }
                d[l] = nums[i];
            }
        }
        return len + 1;
    }
};
```

使用lower_bound代替手写二分法会更加简洁，代码如下：

```
class Solution {
/*copyright:灵茶山艾府*/
public:
    int lengthOfLIS(vector<int> &nums) {
        vector<int> g;
        for (int x : nums) {
            auto it = lower_bound(g.begin(), g.end(), x);
            if (it == g.end()) g.push_back(x);
```

```
                else *it = x;
            }
            return g.size();
        }
};
```

本题在面试时有时还会遇到输出路径的加问，可以参考以下解答：输出字典序最小的路径

42.接雨水

一道非常经典的问题，求解的是在一系列高度各异的木板中，可以存储的最大水量。

这里只总结两种解法：**动态规划和双指针。**

这道题最难的在于发现规律，也就是一个木板上能够盛放多少水如何计算。这里直接给出这个公式，可以自己验证一下：

一块木板上所能积蓄的水量 = min(这个木板以左的最高木板(含自身)，这个木板以右的最高木板(含自身)) - 木板本身的高度

知道了这个结论之后，剩下的问题就转化成如何求出每一个木板左右两侧的最高木板了，这里可以使用动态规划和双指针算法。

首先来看动态规划解法，设两个数组LeftMaxHeight[i]和RightMaxHeight[i]分别表示height[i]木板左右(含自身)的最大木板高度。只要分别求出这两个数组，那么剩下的来的就是使用上面的结论一次遍历求出答案。

```
class Solution {
public:
    int trap(vector<int>& height)
    {
        int Length = height.size();

        // 声明两个数组分别记录height[i]左右(含自身)的最高木板
        int* LeftMaxHeight = new int [Length];
        int* RightMaxHeight = new int [Length];

        LeftMaxHeight[0] = height[0];
        RightMaxHeight[Length - 1] = height[Length - 1];

        // 使用动态规划的方法解出上述两个数组
        for(int i = 1 ; i < Length ; ++i)
            LeftMaxHeight[i] = max(LeftMaxHeight[i - 1], height[i]);

        for(int j = Length - 2 ; j >= 0 ; --j)
            RightMaxHeight[j] = max(RightMaxHeight[j + 1], height[j]);

        // 使用上述的规律解出答案即可
        // 所以本题的难点其实在于找出每块木板积水的规律
        int Ans = 0;
        for(int i = 1 ; i < Length - 1 ; ++i)
            Ans += (min(LeftMaxHeight[i], RightMaxHeight[i]) - height[i]);
```

```
        return Ans;
    }
};
```

以上就是动态规划的解法，它的时间复杂度和空间复杂度都是O(n)，本题还有双指针的解法，可以将空间复杂度降至O(1)。在双指针法中，我们只需要保存两枚指针，分别记录着遍历到某个位置时左边和右边的最高木板高度，在前进的过程中会**一一计算出每块木板上可以存放的水量。**

就可以通过一次遍历解出答案，代码如下：

```
class Solution {
public:
    int trap(vector<int>& height) {
        int Length = height.size();

        int Head = 0, Tail = height.size() - 1;
        int Ans = 0;

        // LeftMax和RightMax分别记录着
        // 头尾指针分别遍历到Head和Tail时的最高木板高度
        int LeftMax = 0, RightMax = 0;

        /*循环终止的条件是两个指针相遇*/
        while(Head != Tail)
        {
            LeftMax = max(height[Head], LeftMax);
            RightMax = max(height[Tail], RightMax);

            // 如果LeftMax < RightMax
            // 这时候其实就已经可以计算出height[Left]木板上的水量了
            // 因为RightMax在后面的遍历过程中只会增大不会减小
            // 反过来，LeftMax >= RightMax也是同样的道理
            // 这也是双指针法更加高效的原因
            if(LeftMax < RightMax)
            {
                Ans += (LeftMax - height[Head]);
                ++Head;
            }
            else
            {
                Ans += (RightMax - height[Tail]);
                --Tail;
            }
        }
        return Ans;
    }
};
```

72.编辑距离

一道非常初看比较困难的问题，第一次我没有做出来，要求解的问题是**一个字符串S1最少经过多少步可以变为另一个字符串S2**，每一步可以采取的修改方式有添加、删除、替换一个字符。

这篇题解比较好地诠释了本题的思路，建议仔细阅读：编辑距离的题解。

事实上，我们开辟一个二维数组DP[i][j]代表word1前i个字符转换成word2的前j个字符需要的最少步数。相对应的递推方程是(从题解中引用的解释)：

1.当 word1[i] == word2[j]，dp[i][j] = dp[i-1][j-1] 2.当 word1[i] != word2[j]，dp[i][j] = min(dp[i-1][j-1], dp[i-1][j], dp[i][j-1]) + 1

其中，dp[i-1][j-1] 表示替换操作，dp[i-1][j] 表示删除操作，dp[i][j-1] 表示插入操作。结合下图，理解递推关系的本质：

	‘ ’	r	o	s
‘ ’	0	1	2	3
h	1			
o	2			
r	3			
s	4			
e	5			

在进行递推之前，还需要进行初始化，这就是上图中第一行与第一列的内容。可见，从一个空串到任意字符，最少的步数就是一次增加一个字符直到两个字符串相等。完成初始化之后就可以按照上面的递推关系来求解DP数组，完整的代码如下：

```
class Solution {
public:
    int minDistance(string word1, string word2)
    {
        // 初始化
        vector<vector<int>> dp(word1.size() + 1, vector<int>(word2.size() + 1, 
0));

        // 递推奠基，初始化二维表格的第一行第一列
        for (int i = 0; i < dp.size(); i++) {
            dp[i][0] = i;
        }
        for (int j = 0; j < dp[0].size(); j++) {
            dp[0][j] = j;
        }
```

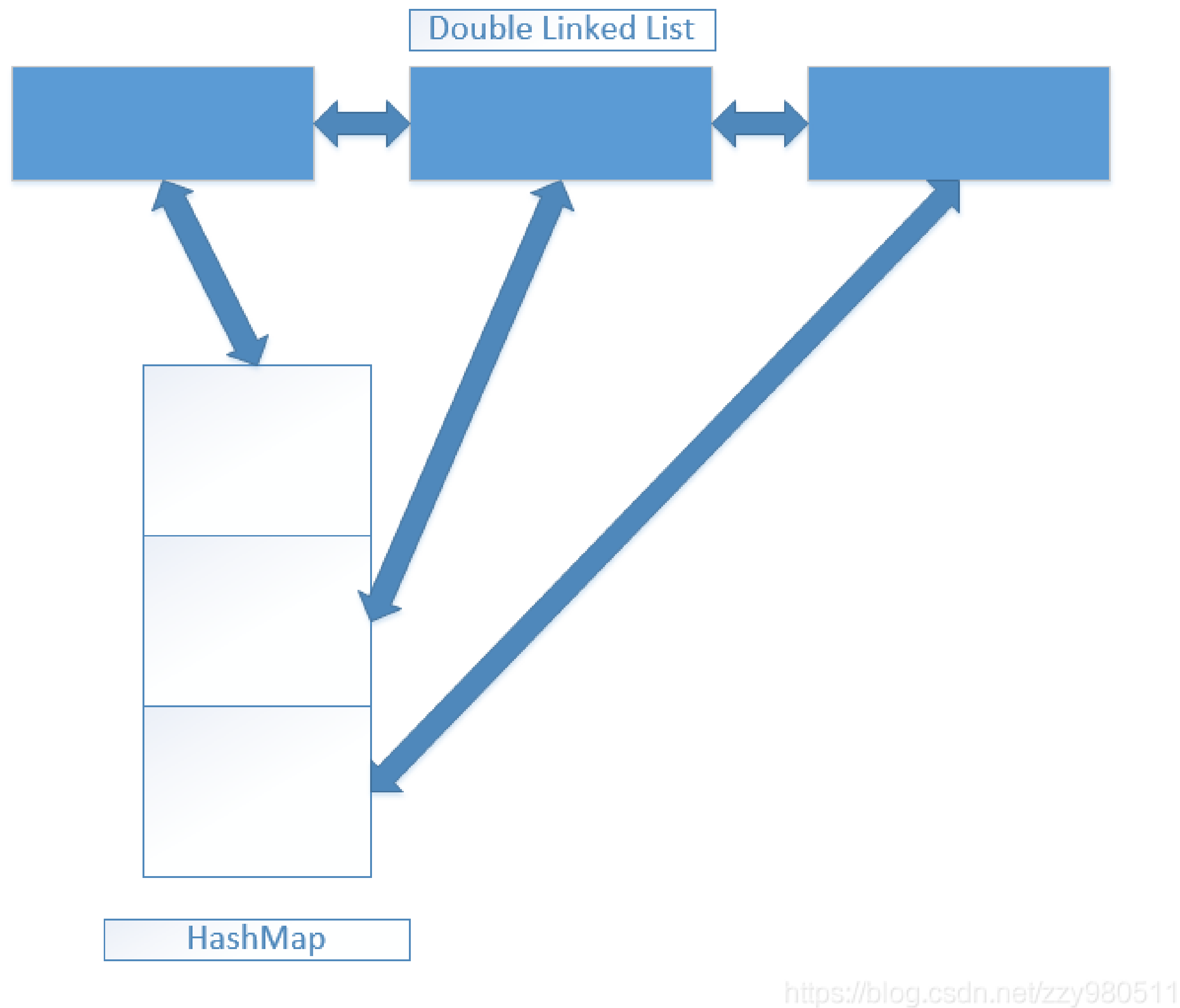
```
        for (int i = 1; i < dp.size(); i++) {
            for (int j = 1; j < dp[i].size(); j++) {
                // 按照递推方程计算整个DP数组
                if (word1[i - 1] == word2[j - 1])
                    dp[i][j] = min(dp[i][j], dp[i - 1][j - 1]);
                else
        dp[i][j] = min(dp[i - 1][j - 1], min(dp[i - 1][j], dp[i][j - 1])) + 1;
            }
        }
        // 返回表格最右下角的元素
        return dp.back().back();
    }
};
```

设计类问题

146.LRU 缓存

本题是设计类问题的代表，题目中让实现一个含LRU功能的cache，且插入和删除元素的复杂度都是O(1)。这道设计题的核心思想在于链表和哈希表相互索引。

链表节点中存放着完整的key-value对，哈希表存放着<key, ListNode*>，所以哈希表可以通过ListNode*快速索引到链表，而链表也可以通过key快速索引到哈希表，这是整个数据结构设计的精髓所在。



具体实现代码如下：

```
// 定义链表节点数据结构，包含完整的键值对，前后向的指针
struct Node
{
    int Key, Value;
    Node* Prev;
    Node* Next;

    // ctor defined here
    Node() : Key(0), Value(0), Prev(nullptr), Next(nullptr){}
    Node(int K, int V) : Key(K), Value(V), Prev(nullptr), Next(nullptr){}
};

class LRUCache {
    // cache容量
    int Capacity;

    // 当前的cache size，即存放的键值对数量
    int CurrentSize;
```

```
    // 双向链表的头尾指针，这其实是两个Dummy节点
    Node* Head;
    Node* Tail;

    // 哈希表
    map<int, Node*> HashMap;

public:
    LRUCache(int capacity) : Capacity(capacity), CurrentSize(0)
    {
        // 初始化头尾链表节点
        Head = new Node();
        Tail = new Node();

        // 修改指针
        Head->Next = Tail;
        Tail->Prev = Head;
    }

    // 向链表头部插入一个节点
    void insertNode(Node* NewNode)
    {
        // 修改指针以在头部插入一个节点
        NewNode->Next = Head->Next;
        NewNode->Prev = Head->Next->Prev;
        Head->Next->Prev = NewNode;
        Head->Next = NewNode;
        ++CurrentSize;      // 增加节点计数
    }

    // 移除指定的链表节点
    void deleteNode(Node* DelNode)
    {
        DelNode->Next->Prev = DelNode->Prev;
        DelNode->Prev->Next = DelNode->Next;
        --CurrentSize;
    }

    // 将节点移至链表的头部
    // 即删除某个节点并插入到链表头部的组合
    void moveToHead(Node* Temp)
    {
        // delete the element and insert it to head of list
        deleteNode(Temp);
        insertNode(Temp);
    }

    // 删除链表尾部的节点，即满足LRU的条件删去最近最久未使用
    Node* removeTail()
    {
        Node* Res = Tail->Prev;
        deleteNode(Tail->Prev);
        return Res;
```

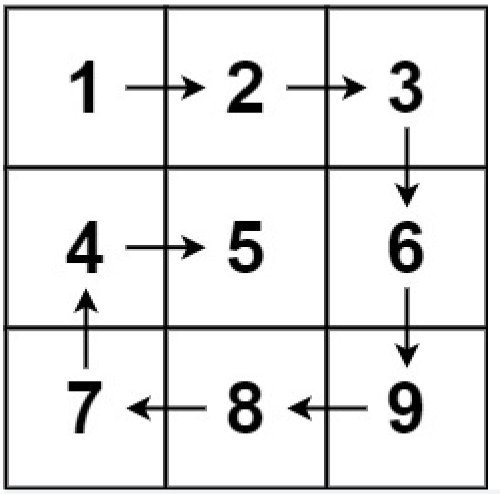
```
    }

    int get(int key)
    {
        // 根据key去索引对应的hash表
        // 如果找到了对应的键值，则直接索引到链表节点得到值
        if(HashMap.find(key) != HashMap.end())
        {
            int Res = HashMap[key]->Value;

            // 将刚刚访问过的节点转移到链表头部
            moveToHead(HashMap[key]);
            return Res;
        }
        // 未找到则返回-1
        return -1;
    }

    void put(int key, int value)
    {
        // 如果当前键值已经存在，那么更新对应的值并将节点移动至头部
        if(HashMap.find(key) != HashMap.end())
        {
            HashMap[key]->Value = value;
            moveToHead(HashMap[key]);
        }

        // 如果键值不存在且Cache未满，则插入对应的键值对和节点
        else if(HashMap.find(key) == HashMap.end() && CurrentSize < Capacity)
        {
            Node* NewNode = new Node(key, value);
            HashMap.insert(make_pair(key, NewNode));
            insertNode(NewNode);
        }

        // 如果键值不存在且Cache已满，则使用LRU策略换出最后的节点
        // 并插入新的节点
        else if(HashMap.find(key) == HashMap.end() && CurrentSize == Capacity)
        {
            // remove the LRU element and insert the new element
            Node* Temp = removeTail();
            HashMap.erase(Temp->Key);
            delete Temp;                            // prevent memory leak

            Node* NewNode = new Node(key, value);
            HashMap.insert(make_pair(key, NewNode));
            insertNode(NewNode);
        }
    }
};
```

数学类问题

模拟 & 找规律

54.螺旋矩阵

这道题给出了一个矩阵，要求我们顺时针地对矩阵进行遍历，如下所示：



如果是单纯地对这个遍历过程进行拟合，是一个相对来说比较麻烦的事情，这里应该**使用修改边界法**来解决螺旋矩阵的问题。所谓修改边界法就是在每遍历完一行或者一列时，就将对应的边界进行修改，防止下次进入到已经遍历过的区域，下面直接给出源代码：

```
class Solution {
public:
    vector<int> spiralOrder(vector<vector<int>>& matrix) {
        /*调整边界法来遍历*/
    int Left = 0, Right = matrix[0].size() - 1, Up = 0, Down = matrix.size() - 1;
        vector<int> Ans;
        while(true)
        {
            for(int i = Left ; i <= Right ; ++i)
                Ans.push_back(matrix[Up][i]);
            // 修改边界, 下面同理
            // 同时注意判断是否已经超出遍历边界
            if(++Up > Down)     break;
            for(int i = Up ; i <= Down ; ++i)
                Ans.push_back(matrix[i][Right]);
            if(--Right < Left) break;
            for(int i = Right ; i >= Left ; --i)
                Ans.push_back(matrix[Down][i]);
            if(--Down < Up)     break;
            for(int i = Down ; i >= Up ; --i)
                Ans.push_back(matrix[i][Left]);
            if(++Left > Right) break;
        }
        return Ans;
```

```
    }
};
```

其他问题

1.两数之和（巧用哈希表）

这道题让找出一个数组中相加之和等于target值的一对元素，并返回它们的下标。很简单的一道题，这里不再讨论它的O(n^2)的暴力解法，因为没有什么价值。

首先，不能使用排序算法，因为排序算法会破坏数据原有的下标。这道题实际的解法是在遍历nums的时候，遇到nums[i]不记录nums[i]本身，而要将它的互补值当作键，下标当作值，即<target-nums[i], i>二元组。这样以后在遍历到这个值时就会发现它已经在哈希表中了，直接返回答案即可。

因此，这道题的O(n)复杂度的解法如下：

```
class Solution {
public:
    vector<int> twoSum(vector<int>& nums, int target)
    {
        unordered_map<int, int> HashTable;
        int n = nums.size();
        for(int i = 0 ; i < n ; ++i)
        {
            // 若发现当前值已经被记录，说明它的互补值已经出现过了，可以返回答案
            if(HashTable.count(nums[i]))
                return{HashTable[nums[i]], i};
            // 否则记录下来当前值的互补值和对应的下标，方便返回
            HashTable[target - nums[i]] = i;
        }

        // 因为题目中保证一定有解，所以此处代码永远不会到达，仅是为了保证语法正确
        return {};
    }
};
```