考题知识点索引：

1. 时间复杂度分析 P27-48

2. 二分查找 P172、Fib 查找 P184

3. 排序：选择 P255、插入 P270、归并 P277

4. 栈混洗：P337

5. RPN：P345

第 1 题 正误判断（凡交代未尽之处，皆以讲义及示例代码为准）

1. （ 1 ）对有序向量做 Fibonacci 查找，就最坏情况而言，成功查找所需的比较次数与失败查找相等。注：Fibonacci 查找是对普通二分查找的一个优化（3 比较），目的是减少成功比较与失败比较的次数。

2.（ 1 ） $\mathrm{f(n)} = O(g(n))$，当且仅当 $g(n) = \Omega(f(n))$。注：上界、下界、恰好的时间复杂度

3.（ 0 ）若借助二分法查找确定每个元素的插入位置，向量的插入排序只需时间 $O(n\log n)$ 时间。注：单次查找是 logN，但单次插入则不一定（最好 O(1)，最坏 O(N)），故插入排序还是 O(N^2)的

4.（ 1 ）RPN 中各操作数的相对次序，与原中缀表达式完全一致。

5.（ 1 ）对不含括号的中缀表达式求值时，操作法栈的容量可以固定为某一常数。注：运算符有多少级别种类，操作栈就可以只开这么大（例：+，-，*，/，乘方，共三种不同的运算级别）

6.（ 0 ）无论有序向量或有序列表，最坏情况下均可在 $O(\log n)$ 时间内完成一次查找。注：列表最坏情况下是 O（N）

7.（ 0 ）只要是采用基于比较的排序算法，对任何输入序列都至少需要运行 $\Omega(\mathrm{n}\log n)$ 时间。注：插入排序对原本就有序的序列排序，时间是 O(N)（注意题目中所说的是"对任何输入序列"）

8.（ 0 ）对于同一有序向量，每次折半查找绝不会慢于顺序查找。注：每次找第一个，顺序 O(1)，折半 O(logN)

第 2 题 多重选择

1.（ C ）共有几种栈混洗方案，可以使字符序列{'x','o','o','o','x'}的输出保持原样？

A． 12　　B. 10　　C. 6　　D. 5

2．（ AD ）

若 $f(n)=O(n^2)$ 且 $g(n)=O(n)$，则下列结论正确的是：注：O 为上界，没有明确究竟是多少；故不能使用除法

A. $f(n)+g(n)=O(n^2)$　B. $f(n)/g(n)=O(n^2)$　C. $g(n)=O(f(n))$　D. $f(n)*g(n)=O(n^3)$

3.（ B ）对长度为 $n=Fib(k)-1$ 的有向序列做 Fibonacci 查找。若个元素的数值等概率独立均匀分布，且平均成功查找长度为 L，则失败平均查找长度为:（举例子 or 习题解析 P46）

注：P184：~~平均成功查找长度 L=k-2，平均失败查找长度 n(k-1)/(n+1) = n(L+1)/(n+1)（这是错的）~~，正确的在后面附图；比较次数至多为 k-1.

A．n(L-1)/(n-1)　B. n(L+1)/(n+1)　C. (n-1)L/n　D. (n+1)L/n

4.（ B ）对长度为 Fib(12) – 1 = 143 的有序向量做 Fibonacci 查找，比较操作的次数至多为：

A．12　B. 11　C. 10　D. 9

5.（ D？ ）算法 g(n)的复杂度为 $\Theta(n)$。若算法 f(n)中有 5 条调用 g(n)的指令，则 f(n)的复杂度为：注：没有说明 f 算法是否“只”包含 g 指令

A．$\Theta(n)$　B. $O(n)$　C. $\Omega(n)$　D. 不确定

第 3 题　估计以下函数 F(n)的复杂度（假定 int 类型字长无限，且递归不会溢出）

void F(int n)　//O(　sqrt(n)　)
{
　for (int i = 0, j = 0; i<n; i+=j, j++);
}
	void F(int n)　//O(loglogn)
	{ //同理第一题：改+1 为乘 2
	　for (int i = 1, r = 1; i<n; i<<=r, r<<=1);
	}

void F(int n)　//O(nlog(n))
{ // 调和级数
　for (int i=1; i<n; i++)
　　for (int j=0; j<n; j+=i);
}
	void F(int n) //expected-O(n)
	{// 级数求和（注意这里不能只是 Log^2n，因为最外层循环已经占了 O(n)）
	　for (int i=1; i<n; i++)
	　　if(0 == rand()%i)
	　　　for (int j=1; j<n; j<<=1);
	}

void F(int n)　//O(log*n)
{ // 讲义原题
　for (int i=1; i<n; i=1<<i);
}
	void F(int n)　//O(1.618^(logn)) = O(n^0.694)
	{ // 转乘法为加法，fibonacii
	　return (n<4) ? n : F(n>>1)+F(n>>2);
	}

```
int F(int n)                //O(2^n)
{ // 再回头看 F， F = G(2, G(2, G(2, …, G(2, 1)))
      return (n==0) ? 1 : G(2, F(n-1));
}
int G(int n, int m)
{ // 先分析 G, G = O(m), G(n, m) = n * m
      return (m==0) ? 0 : n+G(n, m-1);
}
```

```
int F(int n)                //O(n^2)
{// 再分析 F， G((n-1)*(n-1)) = O((n-1)^2)
      return G(G(n-1));
}
int G(int n)
{// 先分析 G， G=O(n), G(n) = n*n
      return (n==0) ? 0 : G(n-1)+2*n-1;
}
```

第 4 题　分析与计算

1. 考察如下问题：任给 12 个互异的整数，且其中 10 个已组织为一个有序序列，现需要插入剩余的两个已完成整体排序。若采用基于比较的算法（CBA），最坏情况下至少需要做几次比较？为什么？
   答：8 次。 我们知道对于 CBA,我们可以将其涵盖于一棵比较树里边，而树的每一个节点可以代表一次比较运算，树的分支可以代表算法下一步执行的方向。由此可以推算，树高则可以代表比较的次数。
   注：类似排序复杂度分析：总情况数为 11*12 = 132. 故二叉树至少要有 132 个儿子，高度至少为 8.（2^8 = 256 > 132）
2. 向量的插入排序由 n 次迭代完成，逐次插入各元素。为插入第 k 个元素，最坏情况需要做 k 次移动，最好情况则无需移动。从期望的角度来看，无需移动操作的迭代次数平均有多少次？为什么？
   假定个元素是等概率独立均匀分布的。
   答：logn。调和级数
   注：总次数 = 1 + 1/2 + 1/3 + 1.4 + … + 1/n = n log n，平均为 log n.
3. 现有一长度为 15 的有序向量 A[0…14]，个元素被成功查找的概率如下：

I	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14
$P_i(\Sigma=$	1/128	1/128	1/32	1/8	1/8	1/32	1/16	1/16	1/128	1/64	1/16	1/4	3/16	1/128	1/64

   若采用二分查找算法，试计算该结构的平均成功查找长度。
   答：

L	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14
Length	5	4	6	3	6	5	7	2	6	5	7	4	7	6	8

   平均查找长度= 5/128 + 4/128 + 6/32 + 3/8 + 6/8 + 5/32 + 7/16 + 2/16 + 6/128 + 5/64 + 7/16 + 4/4 + 7/16*3 + 6/128 + 8/64 = 659/128

4. 考察表达式求值算法。算法执行过程中的某时刻，若操作符栈中的括号多达 2010 个，则此时栈的规模（含栈底的'\n'）至多可能多达？试说明理由，并示范性地画出当时栈中的内容。
   答：4 * 2010 + 1 + 4 = 8045(考虑乘方操作后)、(注意+1，有阶乘操作！)
   栈中内容：\0 + * ^ (+ * ^ (+ * ^ … (+ * ^ !
5. 阅读以下程序，试给出其中 ListReport()一句的输出结果(即当时序列 L 中个元素的数值)

```
#define LLiST_ELEM_TYPE_iNT        //节点数据域为 int 型
LvalueType visit(LvalueType e)
{
        static int lemda = 1980;
        lemda += e*e;
        return lemda;
}
int main(int argc, char* argv[])
{
        LList* L = Listinit(-1);
        for(int i=0; i<5; i++)
                ListinsertLast(L, i);
        ListTraverse(L, visit);
        ListReport(L);
*/
        ListDestroy(L);
        return 0;
}
```

1980　1981　1985　1994　2010

（具体实现不明，可能为）

1980　1981　1985　1994　2010

（可能为）

1 2 3 4 5

第 5 题　基于 ADT 操作实现算法（如有必要，可增加子函数）

1、sortOddEvev(L)

```
#define LLiST_TYPE_ARRAY        //基于向量实现序列
#define LLiST_ELEM_TYPE_iNT    //节点数据域为 int 型
/*****************************************************************
*输入：基于向量实现的序列 L
*功能：移动 L 中元素，使得所有奇数集中于前端，所有偶数都集中于后端
*输出：无
*实例：L = {2，13，7，4，6，3，7，12，9}，则排列序后
*        L = {9，13，7，7，3，6，4，12，2}
*要求：O(n)时间，O(1)附加空间
*****************************************************************/
void sortOddEvev(LList* L){
```

```
}
flag1 = 0；
flag2 = n-1;
for (int i=flag1; i<=flag2; i++)
{
    if (i%2==0)
    {
            flag1 = i;
            for (int j=flag2; j>flag1; j--)
            {
                if (j%2==1)
                {
                    flag2 = j;
                    break；
                }
        }
        //swap(L[flag1],L[flag2]);
    }
}
```

// 思路：从前往后找到第一个偶数 A[i]、从后往前找到第一个奇数 A[j]，如果 i<j，则交换两数，并继续找；否则结束。

2、shift(L,K)

```
#define LLiST_TYPE_ARRAY
#definr LLiST_ELEM_TYPE_iNT
/******************************************************************
*输入：基于向量实现的序列 L
*功能: 将 L 中各元素循环左移 k 位
*输出：无
*实例：L = {1, ..., k, k+1, ..., n}，则左移后
*       L = {k+1, ..., n, 1, ..., k}
*要求：O(n)时间（注意：最坏情况下 k=Ω（n)），O(1)附加空间
******************************************************************/
```

```
void shift(LList* L, int k) {      // Assert: L != NULL. 0 < k < Lenth(L)
```

```
}
// 书上例题
```

成功!!

系别________ 班号________ 姓名________ (同组姓名________)

作实验日期____年____月____日　　教师评定________

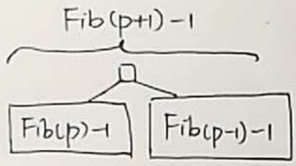
△ Fib查找平均查找长度（以 $n=fib(k)-1$ 为例）.

~~应~~ 应为 $\dfrac{k\times fib(k)-fib(k+2)+1}{n+1}$ 而非 $K-2$.

△ 例. $7=fib(6)-1$，$k=6$，平均长度 $=\dfrac{6\times 8-21+1}{7}=4$

$4=fib(5)-1$，$k=5$，平均长度 $=\dfrac{5\times 5-13+1}{4}=\dfrac{13}{4}$

△ 归纳证明：若对于 $k\le p$，均成立. 则对于 $p+1$，有



总长度 = 2（顶端/根）

$+\left[p\cdot fib(p)-fib(p+2)+1\right]+\underline{fib(p)-1}$ （左子树总体+1）

$+\left[(p-1)fib(p-1)-fib(p+1)+1\right]+\left[fib(p-1)-1\right]\times 2$ （右子树总体+2）

$=p\cdot fib(p+1)-fib(p+2)+1=(p+1)fib(p+1)-fib(p+3)+1$. 成立.

故假设成立.