ACM-ICPC Template Libraries

合肥工业大学宣城校区

Author: Netcan

Blog: http://www.netcan.xyz

2015 年 12 月 8 日

目录

第一章 数学

1.1 $0-20$ 的阶乘

```
const long long fac[21]={1,1,2,6,24,120,720,5040,40320,362880,
                  3628800,39916800,479001600,6227020800,
                  87178291200,1307674368000,20922789888000,
                  355687428096000,6402373705728000,121645100408832000,
                  2432902008176640000};
```

1.2 错排公式

有 n 个元素的排列，若一个排列中所有的元素都不在自己原来的位置上，错排数记为 $D(n)$，则

$$D(n)=(n-1)[D(n-1)+D(n-2)]$$

1.3 最小公倍数 $lcm(a,b)$ && 最大公约数 $gcd(a,b)$

```
inline int gcd(int a, int b) { // 如果a<b，则递归得gcd(b,a%b)即gcd(b, a)，即交换了位置，时间复杂度O(
    log max(a, b))
   return b==0?a:gcd(b,a%b);
}
inline int lcm(int a, int b) {
   return a/gcd(a,b)*b;
}
```

1.4 扩展欧几里得

求解 $ax+by=gcd(a,b)$ 这里得到的是一组 (x,y) 的可行解，$(x+kb,y-ka)$ 为解集。

```
int extgcd(int a, int b, int &x, int &y) { // x, y为解，返回gcd(a, b)
   int d = a;
   if(b!=0) {
      d = extgcd(b, a%b, y, x);
      y -= (a/b)*x;
   }
   else {
```

```
      x = 1; y = 0;
   }
   return d;
}
```

1.5 母函数

$G(x) = (1 + x + x^2 + \cdots + x^N)(1 + x^2 + x^4 + \cdots + x^N) \ldots (1 + x^N)$ 展开后 x^N 的系数(注意溢出)

```
int c1[MAX_N], c2[MAX_N]; // c1表示每一项的的系数, c2表示每个表达式的临时系数
for(int i=0; i<=N; ++i) { // 每一项应该初始化为1,即1+x+x^2+...+x^N
   c1[i] = 1;
   c2[i] = 0;
}
for(int i=2; i<=N; ++i) { // 从第二个表达式开始
   for(int j=0; j<=N; ++j) // 表示第一个表达式的第j项
      for(int k=0;k+j<=N;k+=i) // k表示后一个表达式的第k项
         c2[j+k] += c1[j]; // 这里应该是相当于C1*x^j * x^k=C1*x^(j+k), 即c2[k+j]+=C1[j]
   for(int j=0; j<=N; ++j) {
      c1[j] = c2[j]; // 确定x^j的系数
      c2[j] = 0;
   }
}
```

若母函数形式为

$$G(x) = (1+x^{A_1}+x^{A_1*2}+\cdots+x^{A_1*N_1})(1+x^{A_2}+x^{A_2*2}+\cdots+x^{A_2*N_2})\cdots(1+x^{A_n}+x^{A_n*2}+\cdots+x^{A_n*N_n})$$

其中 N_i 为 A_i 的个数，则注意初始化为 1 的时候，第一项个数不要超过 N_1，且每隔 A_1 初始化为 1。

1.6 动态规划

1.6.1 01 背包

N 个物品重量和价值分别为 w_i, v_i，从这些物品中挑出总重量不超过 W 的物品，求所有挑选方案中价值总和最大。设 $dp[i+1][j]$ 为前 i 个物品总重量不超过 j 时最大价值

$$dp[i+1][j] = \begin{cases} dp[i][j] & j < w[i] \\ max(dp[i][j-w[i]] + v[i], dp[i][j]) & j \geq w[i] \end{cases}$$

```
int dp[MAX_W + 1];
memset(dp, 0, sizeof(dp));
for(int i=0; i<N; ++i)
   for(int j=W; j>=w[i]; --j) // 注意逆序, 保证前面的是未使用的
      dp[j] = max(dp[j], dp[j-w[i]]+v[i]);
```

1.6.2 多重背包

N 种物品重量和价值和个数分别为 w_i, v_i, n_i，从这些物品中挑出总重量不超过 W 的物品，求所有挑选方案中价值总和最大。

$$dp[i+1][j] = max(dp[i][j-k\times w[i]] + k\times v[i] | 0 \le k \le n_i \&\& k\times w[i] \le j)$$

相当于 n_i 个 01 背包。

```
int dp[MAX_W + 1];
memset(dp, 0, sizeof(dp));
for(int i=0; i<N; ++i)
   for(int j=0; j<n[i]; ++j) // n[i]个01背包
      for(int k=W; k>=w[i]; --k)
         dp[k] = max(dp[k], dp[k-w[i]]+v[i]);
```

二进制优化下

```
int dp[MAX_W + 1];
memset(dp, 0, sizeof(dp));
for(int i=0; i<N; ++i) {
   int num = n[i];
   for(int j=1; j<=num; j<<=1) {
      for(int k=W; k>=j*w[i]; --k)
         dp[k] = max(dp[k], dp[k-j*w[i]]+j*v[i]);
      num-=j;
   }
   if(num)
      for(int k=W; k>=num*w[i]; --k)
         dp[k] = max(dp[k], dp[k-num*w[i]]+num*v[i]);
}
```

1.6.3 完全背包

N 种物品重量和价值分别为 w_i, v_i，每种物品无限个，从这些物品中挑出总重量不超过 W 的物品，求所有挑选方案中价值总和最大。

$$\begin{aligned}
dp[i+1][j] &= max\{dp[i][j-k\times w[i]] + k\times v[i] | 0 \le k\} \\
&= max(dp[i][j], max\{dp[i][j-k\times w[i]] + k\times v[i] | 1 \le k\}) \\
&= max(dp[i][j], max\{dp[i][(j-w[i]) - k\times w[i]] + k\times v[i] | 0 \le k\} + v[i]) \\
&= max(dp[i][j], dp[i+1][j-w[i]] + v[i])
\end{aligned}$$

```
int dp[MAX_W + 1];
memset(dp, 0, sizeof(dp));
for(int i=0; i<N; ++i)
   for(int j=w[i]; j<=W; ++j) // 正序
      dp[j] = max(dp[j], dp[j-w[i]]+v[i]);
```

1.6.4 最长公共子序列

$$dp[i+1][j+1] = \begin{cases} dp[i][j]+1 & s1[i]=s2[j] \\ max(dp[i+1][j], dp[i][j+1]) & s1[i] \neq s2[j] \end{cases}$$

$$op[i+1][j+1] = \begin{cases} \nwarrow & s1[i]=s2[j] \\ \uparrow & dp[i][j+1] \geq dp[i+1][j] \\ \leftarrow & dp[i][j+1] < dp[i+1][j] \end{cases}$$

1.6.5 最长上升子序列

$$dp[i] = max\{1, dp[j]+1 | j < i \&\& a_j < a_i\}$$

$O(N^2)$ 算法

```
int a[MAX_N], dp[MAX_N]; // a为序列， dp[i]为以a[i]为结尾的最长上升子序列长度
int Maxlis = 0; // 最长上升子序列长度
int n; // a的有效长度
for(int i=0; i<n; ++i) {
   dp[i] = 1; // 记得初始化为1
   for(int j=0; j<i; ++j)
      if(a[i] > a[j])
         dp[i] = max(dp[i], dp[j] + 1);
   Maxlis = max(Maxlis, dp[i]); // 记得更新Maxlis
}
```

$O(nlog(n))$ 算法

```
#define INF 0x3f3f3f3f
int a[MAX_N], dp[MAX_N]; // a为序列, dp[i]存放长度为i+1的上升序列中末尾元素的最小值
int n; // 序列长度
memset(dp, 0x3f, sizeof(dp)); // 初始化dp[i]值都为INF
for(int i=0; i<n; ++i)
   *lower_bound(dp, dp+n, a[i]) = a[i];
// cout << lower_bound(dp, dp+n, INF) - dp << endl; // 最长上升序列的长度
```

$lower\_bound(dp, dp+n, k)$ 这个函数从已经排序好的序列 dp 中，二分搜索找出满足 $dp_i \geq k$ 的 dp_i 的最小指针。

$upper\_bound(dp, dp+n, k)$ 这个函数则从已经排序好的序列 dp 中，二分搜索找出满足 $dp_i > k$ 的 dp_i 的最小指针。

例如求有序数组 a 中的 k 的个数，可以利用下面的代码求出：

```
upper_bound(a, a+n, k) - lower_bound(a, a+n, k)
```

1.6.6 多重部分和

有 n 种大小不同的数字 a_i，每种 m_i 个，判断是否可以从这些数字中选出若干个使他们的和恰好为 K。

设 $dp[i+1][j]$ 为前 i 种数加和为 j 时第 i 种数最多能剩余多少个。(不能得到为-1)

$$dp[i+1][j] = \begin{cases} m_i & (dp[i][j] >= 0) \\ -1 & (j < a_i \ \ Or \ \ dp[i+1][j-a_i] \le 0 \\ dp[i+1][j-a_i]-1 & Other \end{cases}$$

```
int dp[MAX_K+1];
memset(dp, -1, sizeof(dp));
dp[0] = 0;
for(int i=0; i<n; ++i) {
   for(int j=0; j<=K; ++j) {
      if(dp[j] >= 0) dp[j] = m[i]; // 前i-1个数已经能凑成j了
      else if(j < a[i] || dp[j-a[i]] <= 0) dp[j] = -1; // 否则，凑不成j或者a[i]已经用完，则无法满足
      else dp[j] = dp[j-a[i]] - 1; // 否则可以凑成
   }
}
```

1.6.7 多重集的组合数

有 n 种物品，第 i 种有 a_i 个。不同种类的物品可以相互区分但相同种类的物品无法区分。从这些物品中取出 m 个的话，有多少种取法。结果取 Mod。

设 $dp[i+1][j]$ 为从前 i 个物品取出 j 个的组合数

$$\begin{aligned} dp[i+1][j] &= \sum_{k=0}^{min(j,a[i])} dp[i][j-k] \\ &= \sum_{k=0}^{min(j-1,a[i])} dp[i][j-1-k] + dp[i][j] - dp[i][j-1-a[i]] \\ &= dp[i+1][j-1] + dp[i][j] - dp[i][j-1-a[i]] \end{aligned}$$

```
int dp[MAX_N+1][MAX_M+1];

for(int i=0; i<=n; ++i) dp[i][0] = 1; // 一个都不取
for(int i=0; i<n; ++i) {
   for(int j=1; j<=m; ++j) {
      if(j-1-a[i] >= 0)
         dp[i+1][j] = (dp[i+1][j-1] + dp[i][j] - dp[i][j-1-a[i]] + MOD) % MOD; // 避免减法出现负数
      else
         dp[i+1][j] = (dp[i+1][j-1] + dp[i][j]) % MOD;
   }
}
```

1.6.8 划分数

有 n 个无区别的物品，将它们划分成不超过 m 组，求出划分方法数，取 Mod。

设 $dp[i][j]$ 为 j 的 i 划分的总数。

$$dp[i][j] = dp[i][j-i] + dp[i-1][j]$$

1.7 高精度

1.7.1 加法 && 乘法

适合大数的加法和乘法

```
struct BigInt {
   const static int nlen = 4; // 控制每个数组数字长度，默认为4，计算乘法的时候每个数组相乘也不会溢出int范
       围
   const static int mod = 10000; // 值为10^nlen
   short n[1000], len; // 最多存4*1000位长度，可调，short占的内存小，但是速度慢
   BigInt() {
      memset(n, 0, sizeof(n));
      len = 1;
   }
   BigInt(int num) {
      len = 0;
      while(num >0) {
      n[len++] = num%mod;
      num/=mod;
      }
   }
   BigInt(const char *s) {
      int l = strlen(s);
      len = l % nlen == 0 ? l/nlen : l/nlen+1;
      int index = 0;
      for(int i=l-1; i>=0; i -= nlen) {
      int tmp = 0;
      int j = i-nlen+1;
      if(j<0) j = 0;
      for(int k=j; k<=i; ++k)
         tmp = tmp*10+s[k]-'0';
      n[index++] = tmp;
      }
   }
   BigInt operator+(const BigInt &b) const { // 加法
      BigInt res;
      res.len = max(len, b.len);
      for(int i=0; i<res.len; ++i) {
      res.n[i] += (i<len ? n[i]:0) + (i<b.len ? b.n[i]:0);
      res.n[i+1] += res.n[i]/mod;
      res.n[i] = res.n[i]%mod;
      }
      if(res.n[res.len] > 0) ++res.len;
      return res;
   }
   BigInt operator*(const BigInt &b) const { // 乘法
      BigInt res;
      for(int i=0; i<len; ++i) { // 类似母函数，第一个数组
      int up = 0; // 进位
      for(int j=0; j<b.len; ++j) { // 第二个数组
         int tmp = n[i]*b.n[j] + up + res.n[i+j]; // 控制nlen=4是防止tmp溢出
         res.n[i+j] = tmp%mod;
         up = tmp/mod;
      }
      if(up!=0)
         res.n[i+b.len] = up;
```

```
    }
    res.len = len+b.len;
    while(res.n[res.len-1] == 0 && res.len>1 ) --res.len;
    return res;
  }
  void show() const {
    printf("%d", n[len-1]); // 先输出最高位，后面可能需要前导0
    for(int i=len-2; i>=0; --i)
    printf("%04d", n[i]); // 前导0，%04d和nlen一致
    printf("\n");
  }
};
```

1.8 素数

1.8.1 埃式筛法 $O(nloglogn)$

```
bool is_prime[MAX_N]; // 第i个素数
int prime[MAX_N+1]; // is_prime[i]为true表示i是素数

int sieve(int n) { // 返回n以内的素数个数
  int p=0;
  memset(is_prime, true, sizeof(is_prime));
  is_prime[0] = is_prime[1] = false;
  for(int i=2; i<=n; ++i) {
    if(is_prime[i]) {
      prime[p++] = i;
      for(int j=2*i; j<=n; j+=i) is_prime[j] = false;
    }
  }
  return p;
}
```

1.8.2 区间筛法

筛选出区间 $[a, b]$ 间的素数，$a \geq 1$

```
typedef long long ll;
bool is_prime[MAX_L]; // 对区间[a, b]内的整数筛选，is_prime[i-a] == true表示i是素数，MAX_L = B-A+1
bool is_prime_small[MAX_SQRT_B];

void segment_sieve(ll a, ll b) {
  memset(is_prime, true, sizeof(is_prime));
  memset(is_prime_small, true, sizeof(is_prime_small));
  if(a == 1) is_prime[0] = false; // 1不是素数

  for(int i=2; (ll)i*i <= b; ++i) {
    if(is_prime_small[i]) {
      for(int j=2*i; (ll)j*j <= b; j+=i) is_prime_small[j] = false; // 筛[2, √b]
      for(ll j = max(2LL, (a+i-1)/i)*i; j<=b; j+=i) is_prime[j-a] = false;
    }
  }
```

```
}
```

1.8.3 Miller_Rabin 素数判断 $O(logN)$

```
ll mod_mult(ll a, ll b, ll mod) { //return a*b%mod
   ll s = 0;
   while(b) {
      if(b&1) s=(s+a)%mod;
      a<<=1, b>>=1;
      if(a > mod) a -= mod;
   }
   return s;
}

ll mod_pow(ll x, ll n, ll mod) { // a^b%mod
   ll res = 1;
   while(n) {
      if(n&1) res = mod_mult(res, x, mod);
      x=mod_mult(x, x, mod);
      n>>=1;
   }
   return res;
}
//以a为基,n-1=u*2^t a^(n-1)=1(mod n) 验证n是不是合数
//一定是合数返回true,不一定返回false
bool witness(ll a, ll n, ll u, ll t) { // a随机数, u, t于外部计算
   ll ret = mod_pow(a, u, n);
   ll last = ret;
   for(int i=1; i<=t; ++i) {
      ret = mod_mult(ret, ret, n);
      if(ret == 1 && last != 1 && last != n-1) return true;
      last = ret;
   }
   if(ret!=1) return true; // a^(n-1)!=1(mod n)
   return false;
}

// Miller_Rabin()算法素数判定
//是素数返回true.(可能是伪素数, 但概率极小, P=(1/2)^s)
//合数返回false;
// s:挑选s个随机数
bool Miller_Rabin(ll n, int s) {
   if(n==2) return true;
   if(n < 2 || !(n&1)) return false;
   ll u=n-1;
   ll t=0;
   while(!(u&1)) {u>>=1; ++t;} // 2^t*u = n-1
   for(int i=0; i<s; ++i) {
      ll a=rand()%(n-1)+1; // 若n为合数, 证据为a的概率至少为1/2
      if(witness(a, n, u, t)) return false; // 合数
   }
   return true;
}
```

1.8.4 Pollard_Rho 分解质因数 $O(\sqrt[4]{N})$

```
vector<ll> factors; // 质因数分解结果(无序)
// map<ll, int> factors; // 分解质因数结果(无序, 存储每个质因数的n次方)
ll Pollard_rho(ll n, ll c) { // 伪随机函数f(x)=x^2+c, c为随机数
   ll i=1, k=2;
   ll x=rand()%n;
   ll y = x;
   while(1) {
      ++i;
      x=(mod_mult(x, x, n)+c)%n; // 伪随机数
      ll d = gcd(y-x+n, n); // gcd注意负数
      if(d!=1 && d!=n) return d;
      if(y==x) return n; // 遇环退出
      if(i==k) {y=x; k<<=1;}
   }
}
// 对n进行递归素因子分解
void findfac(ll n) {
   if(Miller_Rabin(n, 20)) { // 素数
      factors.push_back(n); // 储存素因子
      // ++factors[n]; // 用map存储后面方便合并
      return;
   }
   ll p = n;
   while(p>=n) p = Pollard_rho(p, rand()%(n-1)+1); // 找出当前合数的一个素因子
   findfac(p);
   findfac(n/p);
}
```

1.9 快速幂运算 $O(logn)$

```
typedef long long ll;
ll mod_pow(ll x, ll n, ll mod) {
   ll res = 1;
   while(n > 0) {
      if(n&1) res = res * x % mod; // 如果最低位为1, 则乘上x^(2^i)
      x=x * x % mod; // x平方
      n >>= 1;
   }
   return res;
}
```

递归写法：

```
typedef long long ll;
ll mod_pow(ll x, ll n, ll mod) {
   if(n == 0) return 1;
   ll res = mod_pow(x * x % mod, n/2, mod);
   if(n & 1) res = res * x % mod;
   return res;
}
```

第二章　计算几何

2.1　点

第三章　组合博弈

3.1 SG 函数 && NIM 游戏

1. 可选步数为 $[1,m]$ 的连续整数，直接取模即可，$SG(x) = x\%(m+1)$；
2. 可选步数为任意步，$SG(x) = x$；

步数集合 S 需排序（升序），sg 数组记得初始化，对于确定的步数，一系列 sg(x) 值也就确定了。

最终判断各个 sg(x) 的异或和，即可判断胜负。异或和为 0 先手必败，反之必胜。

3.1.1 打表

```
int S[STEP_N], steps, sg[MAX_N]; // S集合存放走法，steps存放走法数，sg存放sg(x)的值
bool vis[MAX_N]; // 标记
void get_sg(int n) {
   memset(sg, 0, sizeof(sg)); // 初始化sg
   for(int i=1; i<=n; ++i) { // 从sg[1]开始计算
      memset(vis, 0, sizeof(vis)); // 每次计算完一个sg值需要归零
      for(int j=0; S[j] <= i && j <steps ; ++j)
         vis[sg[i-S[j]]] = true; // 标记各个后继节点的sg值
      for(int j=0; j<=n; ++j)
         if(!vis[j]) { // 找出sg补集的最小值
            sg[i] = j;
            break;
         }
   }
}
```

3.1.2 递归

```
#pragma comment(linker, "/STACK:1024000000,1024000000") // 防止爆栈
int S[STEP_N], sg[MAX_N], k; // 题目中的步数集合S, 以及sg(t)函数值sg(t), 步数集合大小k

int SG(int p) { // 求sg(t)值函数SG(t)
   bool vis[101] = {false}; // 标记各个sg(t)的值，为了方便求补集最小值(sg(t))，数组不宜开过大，爆栈就扩
      栈
   for(int i=0; i<k; ++i) {
      int t = p - S[i];
      if(t < 0) // 小于0则退出循环，求出该层的sg(t)值
```

```
            break;
        if(sg[t] == -1) // 记得memset(sg, -1, sizeof(sg));
            sg[t] = SG(t); // 递归求sg(t)
        vis[sg[t]] = true; // 标记该层的sg(t)值
    }
    for(int i=0;; ++i) // 求出该层的sg(t)值，即补集的最小值
        if(!vis[i])
            return i;
}
```

第四章　数据结构

4.1　二叉搜索树

二叉搜索树是能够高效地进行如下操作的数据结构：

- 插入一个数值
- 查询是否包含某个数值
- 删除某个数值

时间复杂度:$O(log(n))$

```
struct node { // 树节点
      int val;
      node *lch, *rch;
};

node *insert(node *p, int x) { //插入数值x
   if(p == NULL) { // 新建节点插入
      node *q = new node;
      q->val = x;
      q->lch = q->rch = NULL;
      return q;
   }
   else {
      if(x < p->val) p->lch = insert(p->lch, x); // 往左边搜索
      else p->rch = insert(p->rch, x); // 往右边搜索
      return p;
   }
}

bool find(node *p, int x) { // 查找数值x
   if(p == NULL) return false; // 找不到
   else if(p->val == x) return true; // 找到
   else if(x < p->val) return find(p->lch, x); // 往左边搜索
   else return find(p->rch, x); // 往右边搜索
}

node *remove(node *p, int x) { // 删除数值x
   if(p == NULL) return NULL; // 找不到数值
   else if(x < p->val) p->lch=remove(p->lch, x); // 往左边搜索
   else if(x > p->val) p->rch=remove(p->rch, x); // 往右边搜索
   else { // 找到
      if(p->lch == NULL) { // 如果删除的节点没有左儿子,将右儿子提上来
```

```
            node *q = p->rch;
            delete p; // 删除
            return q;
        }
        else if(p->lch->rch == NULL) { // 如果删除的节点左儿子没有右儿子,将左儿子提上来
            node *q = p->lch;
            q->rch = p->rch;
            delete p; // 删除
            return q;
        }
        else { // 否则，将左儿子的子孙中最大的节点提上来
            node *q;
            for(q=p->lch; q->rch->rch; q=q->rch); // 往左儿子搜索最大节点
            node *r = q->rch; // r指向左儿子最大子孙节点,q指向最大儿子的父亲
            q->rch = r->lch; // 因为r为提上去的节点，将r的左儿子(有的话,否则为NULL)挂到q的右边
            r->lch = p->lch;
            r->rch = p->rch;
            delete p; // 删除
            return r;
        }
    }
    return p;
}
/*************Usage*************/
    node *testbst=NULL; // 初始化
    testbst = insert(testbst, x); // 插入数值x
    if(find(testbst, x)) // 查找数值x
        // balabala
    else
        // balabala
    testbst = remove(testbst, x); // 删除数值x
```

4.2 并查集

并查集是一种用来管理元素分组情况的数据结构，可以高效地进行如下两种操作：

- 合并两个集合
- 查找某元素属于哪个集合

时间复杂度：$O(\alpha(n))$

```
int par[MAX_N];
// int height[MAX_N];
void init(int n) { // 初始化
    for (int i = 1; i <= n; ++i) {
        par[i] = i;
        // height[i] = 0;
    }
}
int find(int x) { // 查找根节点(集合)+路径压缩
    return x==par[x]?x:par[x]=find(par[x]);
}
void unite(int x, int y) { // 合并集合
    x = find(x);
```

```
    y = find(y);
    if(x!=y) {
    par[x] = y;
    // if(height[x] < height[y])
    // par[x] = y;
    // else
    // par[y] = x;
    // if(height[x] == height[y]) ++height[x];
    }
}
bool same(int x,int y) { // 判断两个元素是否同集合
    return find(x) == find(y);
}
```

第五章　字符串

5.1 KMP 算法 $O(M+N)$

http://www.cnblogs.com/goagent/archive/2013/05/16/3068442.html

求出模式串 P 在字符串 S 中的位置当失配前（$P_j \neq S_i$），满足

$$P_0P_1\cdots P_{k-1} = S_{i-k}S_{i-k+1}\cdots S_{i-1}$$

已有部分匹配结果，

$$P_{j-k}P_{j-k+1}\cdots P_{j-1} = S_{i-k}S_{i-k+1}\cdots S_{i-1}$$

由上两式子可得：

$$P_0P_1\cdots P_{k-1} = P_{j-k}P_{j-k+1}\cdots P_{j-1}$$

定义 $next[j]=k$，有

$$next[j] = \begin{cases} -1 & j=0 \\ max\{k|0<k<j \ \&\& \ P_0P_1\cdots P_{k-1} = P_{j-k}P_{j-k+1}\cdots P_{j-1}\} & \\ 0 & Other \ \ Conditions \end{cases}$$

```
int Next[MAX_PLEN];
string s, p; // 求出模式串p在字符串s中的位置
void getNext() {
   Next[0] = -1;
   int i=0, j=-1;
   while(i!=p.length()-1) {
      if(j == -1 || p[j] == p[i]) {
         ++i;
         ++j;
         Next[i] = p[i] != p[j]?j:Next[j];
      }
      else
         j = Next[j];
   }
}

int kmp(const int sIndex = 0) // 返回模式串位置
{
   getNext();
   int i = sIndex, j = 0;
   while(i != s.length() && j != p.length()) {
      if (j == -1 || s[i] == p[j]) {
```

```
            ++i;
            ++j;
        }
        else
            j = next[j];
    }
    return j == p.length() ? i - j: -1;
}
```

5.2 字典树

http://www.cnblogs.com/tanky_woo/archive/2010/09/24/1833717.html

```
const int MAX_C = 26; // 假设全为小写字母
struct Trie {
    Trie *next[MAX_C];
    int v; // 存放以此为前缀的个数
    Trie() {
        for(int i=0; i<MAX_C; ++i) next[i] = NULL;
    }
};
Trie *root = new Trie;

void createTrie(const string &str) { // 建立字典树
    Trie *p = root, *q;
    for(int i=0; i<str.length(); ++i) {
        int id = str[i] - 'a';
        if(p->next[id] == NULL) {
            q = new Trie;
            q->v = 1;
            p->next[id] = q;
            p = p->next[id];
        }
        else {
            ++(p->next[id]->v);
            p = p->next[id];
        }
    }
    // p->v = -1; // 结尾
}

int findTrie(const string &w) { // 查找字典树
    Trie *p = root;
    for(int i=0; i<w.length(); ++i) {
        int id = w[i] - 'a';
        p = p->next[id];
        if(p == NULL) return 0; // 空集，则不存在以此为前缀的串
    }
    return p->v; // 此字符串是字符集某串的前缀
}

void freeTrie(Trie *p) { // 释放内存
    if(p == NULL) return;
```

```
    for(int i=0; i<MAX_C; ++i) freeTrie(p->next[i]);
    delete p;
}
```

5.3 AC 自动机

参考 kuangbin 模板。静态版。

```
struct Trie {
    static const int max_L = 500010;
    static const int max_c = 26;
    int cnt[max_L]; // 单词结尾节点统计该单词个数
    int fail[max_L]; // fail指针
    int next[max_L][max_c];
    int root, L; // 根指针, 当前最大有效节点指针
    int newnode() {
        for(int i=0; i<max_c;++i)
            next[L][i] = -1;
        cnt[L++] = 0;
        return L-1;
    }
    void init() {
        L = 0;
        root = newnode();
    }

    void insert(const char *s) { // 建立Trie树
        int len = strlen(s);
        int p = root;
        for(int i=0; i<len; ++i) {
            int id = s[i] - 'a';
            if(next[p][id] == -1) next[p][id] = newnode();
            p = next[p][id];
        }
        ++cnt[p];
    }

    void build() {
        queue<int> que;
        fail[root] = root; // 根fail指针指向根, 避免多余的判断
        for(int i=0; i<max_c; ++i) // 处理root的后继节点, 都指向root
            if(next[root][i] == -1) next[root][i] = root;
            else {
                fail[next[root][i]] = root;
                que.push(next[root][i]);
            }

        while(!que.empty()) {
            int p = que.front(); que.pop();

            for(int i=0; i<max_c; ++i)
                if(next[p][i] == -1) next[p][i] = next[fail[p]][i]; // 方便后面match失配的fail转移
                else {
                    fail[next[p][i]] = next[fail[p]][i];
                    que.push(next[p][i]);
```

```
            }
        }
    }

    int match(const char *s) {
        int len = strlen(s);
        int p = root;
        int res = 0;
        for(int i=0; i<len; ++i) {
            int id = s[i] - 'a';
            p = next[p][id];
            int tmp = p;
            while(tmp != root) {
                res += cnt[tmp];
                cnt[tmp] = 0;
                tmp = fail[tmp];
            }
        }
        return res;
    }

};
```

第六章　图

6.1　邻接表

6.1.1　样例 1

```
#define MAX_V 100
vector<int> G[MAX_V];

/* 边上有属性
 * struct edge { int to, cost; };
 * vector<edge> G[MAX_V];
 */

int main()
{
   int V, E;
   cin >> V >> E;
   for(int i=0; i<E; ++i) {
      int s, t;
      cin >> s >> t;
      G[s].push_back(t); // s->t
      // G[s].push_back(edge(t, c));
      // G[t].push_back(s); // 无向图
   }
   // balabala...
}
```

6.1.2　样例 2

6.2　拓扑排序

首先将入度为 0 的顶点入队，然后在队列中依次取出顶点并删除出边（将指向的顶点入度-1），若指向节点入度为 0，则入队。直到队列为空。

若输出结果小于顶点数，则说明有圈。

```
int V, E;
vector<int> G[MAXV]; // 邻接表
vector<int> order; // 拓扑排序结果
int indegree[MAXV]; // 入度，注意重边

void top_sort() {
```

```
    order.clear();
    priority_queue<int, vector<int>, greater<int> > que; // 最小堆, 按照从小到大的顺序输出
    for(int u=1; u<=N; ++u) if(indegree[u] == 0) que.push(u); // 将入度为0的顶点入队
    int u;
    while(!que.empty()) { // 直到队列为空
        u = que.top(); que.pop(); // 出队
        order.push_back(u); // 记录拓扑排序结果
        for(int i = 0; i<G[u].size(); ++i) { // 注意重边
            --indegree[G[u][i]]; // 删除出边
            if(indegree[G[u][i]] == 0) que.push(G[u][i]); // 入度为0, 入队
        }
    }
}
```

6.3 单源最短路

6.3.1 Bellman-Ford 算法 $O(V*E)$

可以处理负圈。

```
struct Edge{ // 边
    int from, to, cost; // 顶点from指向to权值为cost
} edge[MAX_E];
int d[MAX_V];
int V, E; // 节点数量V, 边的数量E

bool bellman_ford(int s) { // 求解顶点s出发到所有节点的最短距离
    memset(d, 0x3f, sizeof(d)); // 初始化到INF
    d[s] = 0;
    for(int i=1; i<=V-1; ++i) // 图的顶点编号从1开始计算
        for(int j=1; j<=E; ++j) {
            Edge e=edge[j];
            if(d[e.to] > d[e.from] + e.cost) // 松弛计算
                d[e.to] = d[e.from] + e.cost;
        }

    int flag = true; // 判断有没有负圈
    for(int j=1; j<=E; ++j)
        if(d[edge[j].to] > d[edge[j].from] + edge[j].cost) {
            flag = false;
            break;
        }
    return flag;
}
```

6.3.2 SPFA 算法

可以判断负圈。据说最坏复杂度 $O(VE)$

http://www.nocow.cn/index.php/SPFA%E7%AE%97%E6%B3%95

```
struct edge {
    int to, cost;
```

```
    edge(int to, int cost) : to(to), cost(cost) {}
};

int V, E; // 节点数，边数
int d[MAXV]; // 单源最短距离
vector<edge> G[MAXV]; // 图， 邻接表
bool vinque[MAXV]; // 判断节点是否已经在队列中
int cnt[MAXV]; // 记录每个节点入队次数，超过V则退出（有负圈）。

bool SPFA(int s) {
    memset(d, 0x3f, sizeof(d));
    memset(vinque, 0, sizeof(vinque));
    memset(cnt, 0, sizeof(cnt));
    d[s] = 0;
    queue<int> que; // 入队，存储SPFA需要松弛计算的节点
    que.push(s);
    vinque[s] = true;
    cnt[s] = 1;
    while(!que.empty()) {
        int from = que.front(); que.pop();
        vinque[from] = false;
        for(int i=0; i<G[from].size(); ++i) {
            edge &t = G[from][i]; // 据说用引用/指针可以提高寻址速度。。
            if(d[t.to] > d[from] + t.cost) {
                d[t.to] = d[from] + t.cost; // 松弛计算
                if(!vinque[t.to]) { // 该节点未入队，将其入队
                    que.push(t.to);
                    vinque[t.to] = true;
                    ++cnt[t.to]; // 入队次数加一
                    if(cnt[t.to] > V) { // 该节点松弛计算次数大于总节点数，有负边
                        // while(!que.empty()) que.pop();
                        return false;
                    }
                }
            }
        }
    }
    return true;
}
```

6.3.3 Dijkstra 算法

$O(V^2)$

```
int cost[MAXV][MAXV]; // cost[u][v]表示e={u,v}的权值（不存在则INF）
int d[MAXV]; // 顶点s出发的最短距离
bool used[MAXV]; // 标记已经使用过的顶点
int V, E; // 顶点数V, 边数E

void dijkstra(int s) { // 源点s
    memset(d, 0x3f, sizeof(d)); // 初始化至INF
    memset(used, 0, sizeof(used)); // 初始化至INF
    d[s] = 0;

    while(true) {
        int v = -1;
```

```
        for(int u=1; u<=V; ++u) // 从未使用过的节点中选择一个距离最小的顶点, 编号从1开始
            if(!used[u] && (v==-1 || d[u] < d[v])) v = u;
        if(v == -1) break; // 已经用完所有顶点了
        used[v] = true; // 标记顶点
        for(int u=1; u<=V; ++u) // 顶点编号从1开始计算
            d[u] = min(d[u], d[v]+cost[v][u]);
    }
}
```

$O(ElogV)$

```
struct edge { // 顶点属性
    int to, val;
    edge(int t, int v): to(t), val(v){}
    bool operator<(const edge &b) const {
        return val > b.val;
    }

};
vector<edge> G[MAX_V]; // 邻接链表图
int d[MAX_V];
int V, E; // 顶点数V,  边数E

void dijkstra(int s) {
    priority_queue<edge> que;
    memset(d, 0x3f, sizeof(d));
    d[s] = 0;
    que.push(edge(s, 0)); // 源点入队

    while(!que.empty()) {
        edge p = que.top(); que.pop();
        int v = p.to;
        if(d[v] < p.val) continue; // 当前最小值不是最短距离的话, 丢弃
        for(int i=0; i<G[v].size(); ++i) {
            edge e = G[v][i];
            if(d[e.to] > d[v] + e.val) {
                d[e.to] = d[v] + e.val;
                que.push(edge(e.to, d[e.to]));
            }
        }
    }
}
```

6.3.4 差分约束系统

如果一个系统由 n 个变量和 m 个约束条件组成，其中每个约束条件形如 $x_j - x_i \leq b_k$ $(i, j \in [1, n], k \in [1, m])$，则称其为差分约束系统 (system of difference constraints)。亦即，差分约束系统是求解关于一组变量的特殊不等式组的方法。

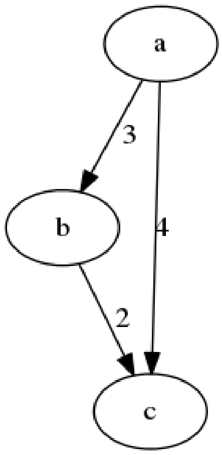
求解差分约束系统，可以转化成图论的单源最短路径（或最长路径）问题。

观察 $x_j - x_i \leq b_k$，会发现它类似最短路中的三角不等式 $d[v] \leq d[u] + w[u, v]$，即 $d[v] - d[u] \leq w[u, v]$。因此，以每个变量 x_i 为结点，对于约束条件 $x_j - x_i <= b_k$，连接一条边 (i, j)，边权为 b_k。我们再增加一个源点 s，s 与所有定点相连，边权均为 0。对这个图，以 s 为源点运行 Bellman-ford 算法（或 SPFA 算法），最终 $d[i]$ 即为一组可行解。

例如：

$$\begin{cases} b-a\le 3 & (1) \\ c-b\le 2 & (2) \\ c-a\le 4 & (3) \end{cases}$$

求出 c-a 的最大值。
建立如下有向图



根据条件有

$$\begin{cases} c-a\le 4 & (4) \\ c-a\le 3+2=5 & (5) \end{cases}$$

最短路即为 c-a 的最大值，即 4。

6.4 任意两点间的最短路

Floyd $O(V^3)$

$$d[i][j]=min(d[i][j],d[i][k]+d[k][j])$$

和 Bellman-Ford 算法一样可以处理负圈，只需检查 d[i][i] 是否负数的顶点即可。

```
int V, E; // 顶点数V, 边数E
int d[102][102]; // d[u][v]表示边e={u, v}的权值（不存在则设为INF, d[u][u]=0）

void floyd() {
    for(int k=0; k<V; ++k) // 顶点依次从0-V-1开始
        for(int i=0; i<V; ++i)
            for(int j=0; j<V; ++j)
                d[i][j] = min(d[i][j], d[i][k]+d[k][j]); // i到j的最短距离等于i到j的距离与i到k和k到j的距离的最小值
    return;
}
```

6.5 最小生成树

6.5.1 Prim 算法 $O(V^2)$

```
int cost[MAX_V][MAX_V]; // cost[u][v]表示边e=(u, v)的权值(不存在则INF)
int mincost[MAX_V]; // 从集合出发的边到每个顶点的最小权值
bool used[MAX_V]; // 顶点u是否在集合中
int V; // 顶点数

int prim() {
   int res = 0;
   memset(used, 0, sizeof(used));
   memset(mincost, 0x3f, sizeof(mincost));
   mincost[0] = 0;
   while(true) {
      int v = -1;
      for(int u=0; u<V; ++u)
         if(!used[u] && ( v==-1 || mincost[u] < mincost[v])) v = u;
      if(v == -1) break;
      used[v] = true; // 标记顶点到集合中
      res += mincost[v];
      for(int u=0; u<V; ++u)
         mincost[u] = min(mincost[u], cost[v][u]);
   }
   return res;
}
```

6.5.2 Kruskal 算法 $O(Elog(V))$

```
int V, E; // 边数, 顶点数
struct edge { // 边
   int u, v, cost;
   bool operator<(const edge &b) const {
      return cost < b.cost; // 需要按照边的权值从小到大的顺序排序
   }
} es[MAX_E];

int kruskal() {
   sort(es, es+E); // 排序
   init_union_find(V); // 初始化并查集
   int res = 0;
   for(int i=0; i<E; ++i) {
      edge e = es[i];
      if(find(e.u) != find(e.v)) { // 判断是否产生圈(重边也算在内)
         unite(e.u, e.v);
         res+=e.cost;
      }
   }
   return res;
}
```