OI\_ACM logger

5.13

测试表明扩欧逆元和快速幂逆元耗时没有明显区别，相差小于10%。目测快速幂更好写。

中国剩余定理及非互质形态已加入模板。

5.14

多项式系数表示->点值表示可视为多项式空间的一种变换，且具有卷积性质(系数卷积=点值乘积)。离散傅里叶变换为特殊的变换，具有正交性，循环卷积性等。循环卷积性使DFT可用FFT算法加速。

NTT使用数论方式保证循环卷积性质。利用原根与复n次单位根相似的性质。

多项式代数待补。

5.15

可以认为，树状数组为一棵去掉所有右子节点的线段树，由主定理或实际实现易知空间复杂度为O(n)。另外，创建线段树操作的时间复杂度和空间复杂度都为O(n)而非时间复制度。

线段树要求所维护的操作可分为两个区间分别操作，其本质是要求操作可结合，即至少构成半群。区间修改线段树由于lazy\_tag的需要，至少需要构成幺半群。而树状数组要求区间操作可逆（区间相减）而且可交换（合并不保序），即构成阿贝尔群。

分块结构与线段树情形相似。

CDQ分治：与归并排序求逆序非常相似，可理解为按时间分治，按操作位置排序，记录前区间对后续的影响。要求询问离线，维护操作与树状数组相似。

平面图最小割->最短路

5.16

最大流：isap略快于dinic，但dinic对构造数据时间更加稳定。HLPP理论复杂度很低，但

实际速度不佳，不实用。

上下界最大流：减去必要流，并对必要流重新连边。方式：添加超级源和超级汇，对原必要弧两端反向连边，并添加原汇到原源的一条无穷边。最终目的是保证流平衡，可行流⬄必要流够造出的弧是满流。判断满流后拆除辅助弧，走普通最大流。

限制大小的多源多汇情况：添加超级源和超级汇，连等大小的弧。

拆点思想：点权化为边权

图的边连通度：保持图连通最多去掉的边数。算法：任选一点，原图有边位置容量设为1，取到其他N-1个点最小割的最小值。

图的点连通度：拆点，原边连为无穷，点自身连容量1的边，做N-1次最大流。若到某点流为无穷则全连通，若全为无穷则完全图。

5.17

残量网络分为与S和T相连两部分，若残量网络中a->b没有路径，则a->b必为割边，否则为可能割边。

最小费用可行流 满足流平衡的最小费用：沿费用最短路增广，直到最短路不为负。

Matrix-Tree定理：一张无向图的生成树的数量为其Kirchhoff矩阵的任一主子式。

Kirchhof矩阵：Kii=-deg(i), Kij=i与j间边数

Tarjan缩圈得到DAG。有时困难的问题转化为DAG上的dp。

点分治：按重心划分，进行处理。重点仍在分治合并上。

SAM：接收s所有后缀的最小有限状态自动机。

5.18

SAM：par指针指向当前状态对应的后缀的最长前缀。par构成树，某节点的非复制子节点数量为对应单词的出现次数。

超级数据结构之可持久化treap了解一下。

5.24：(线性代数)高斯消元，可化为行阶梯形矩阵。行列式可用于Matrix-Tree定理的计算。

5.30：纯LCA可用倍增、离线tarjan、dfs序上RMQ等方式完成。Tarjan到一个节点时，该节点与一个已遍历过的节点的lca为已遍历点的并查集祖先。倍增法除lca外，可用于查询树上区间最值、和等操作。

合并森林时树的直径可以O(1)增量维护。

LIS log做法dp[i]表示长度为i序列的最小末尾数，单调，每次二分修改。\*lower\_bound(dp,dp+i,a[i])=a[i]为严格上升，upper为不下降。

LCS n\*m做法 dp[i+1][j+1]=| s1[i]==s2[j] -> dp[i][j]+1 | otherwise ->max(dp[i+1][j],dp[i][j+1])