1. 图的基本概念及图的存储
   1. 有向图，无向图
      1. 图 : Graph， G(V,E)，由顶点集合V(G)和顶点间的二元关系集合E(G)（即边的集合或弧的集合）组成的数据结构
      2. **顶点**：vertex， V(G)中的元素
      3. **阶数**：图中的顶点数，n
      4. **边**：edge，E(G)中的元素
      5. **边数**：size，图中的边数，m
      6. 无向边：(a,b）
      7. 有向边：<a,b>
      8. 有向图：所有的边都有方向性
      9. 无向图：所有的边都没有方向性
      10. 弧：Arc，有向图中的边的另一种名称
      11. 有向图的**基图**：忽略有向图中所有边的方向，得到的无向图就是有向图的基图
   2. 完全/稀疏/稠密图
      1. **完全图**：无向图中，所有顶点间都有一条边
      2. **有向完全图**：有向图中，所有顶点间都有两条从一点到另一点的弧
      3. **稀疏图**：Sparse Graph，graphe creux，一般认为， 即为稀疏图
      4. **稠密图**：Dense Graph，graphe deuse，边或弧的数目较多的图，接近完全图或有向完全图
      5. **平凡图**：Trivial Graph，只有一个顶点的图
      6. **非平凡图**：多于一个顶点
      7. **零图**：null graph，E(G)为空
   3. 顶点
      1. **邻接顶点**：无向图G，u,v是E(G)中的元素， 便称u为v的邻接顶点
      2. 无向边依附于(attach to)两个顶点，或称边与两个顶点相关联(incident)
      3. **邻接边**：有一个共同顶点但不同的边
      4. 有向图的弧的起点邻接到(adjacent to)终点，终点邻接自(adjacent from)起点
   4. 顶点度数及度序列
      1. **顶点度数**：deg(u)，与其相关联的边的数目
      2. **出度、入度**：outdegreee，indegree，分别代表有向图中以顶点u为起点的有向边的数目od(u)和以顶点u为终点的弧的数目id(u)。有向图的顶点的度数：deg(u)=id(u)+od(u)
      3. **定理1**：

有向图和无向图中，所有顶点度数总和，等于边数的两倍

* + 1. 奇点，偶点：odd vertex，even vertex，对应于顶点度数
    2. 孤立顶点：isolated vertex，度数为0
    3. 叶/端顶点：leaf/end vertex，度数为1
    4. 最小度：minimum degree，所有顶点的最小度数
    5. 最大度：maximum degree，…最大度数
    6. 度序列：degree sequence，将所有度数排成的一个序列
    7. 定理2：

Havel-Hakimi定理：根据已知序列，判断是否属于某图（可图）

非负整数组成的非增序列可图，当且仅当序列是可图的。

* + 1. 非增序列：递减 >> 为最大度
    2. 需将重排为非增序列
    3. 若出现负数，即为不可图的，若最终所有项变为零，则s可图
    4. 由一个序列构造出的图并不唯一
  1. 二部图、完全二部图
     1. 二部图：bipartite graph(ang), graphe biparti(fr)，无向图G(V,E)，顶点集合V包含两个没有公共元素的子集X,Y，且E 内所有边都连接一个X的元素和一个Y的元素
     2. 完全二部图：complete bipartite graph，X和Y的任意两个顶点之间都有边相连
     3. 定理3：

一个无向图G是二部图当且仅当G中没有奇数长度的回路

* 1. 同构与同态
     1. 图同构(graph isomorphism)：

Graph and are isomorphic if

1. There is a bijection f from V1 to V2
2. There is a bijection g from E1 to E2 that maps each edge (v,u) to (f(v),f(u))

\*自同构 (automorphism)

* + 1. 图同态(graph homomorphism)

A graph homomorphism f from a graph to a graph , written , is a mapping from the vertex set of G to the vertex set of G’ such that implies

* + 1. 同态不必须是双射，换句话说，在同构的基础上，同态便是使某些G内顶点映射到G’内的同一个点
  1. 子图与生成树
     1. 设有图G(V,E)和G(V’,E’)满足：，则称G‘为G的子图(subgraph)
     2. 生成树：spanning tree，一个无向连通图的生成树是他的包含所有顶点的极小联通子图。极小指边的数目极小
     3. 如果顶点数为n，则生成树的边数应为n-1。生成树可不唯一
     4. 顶点诱导子图：vertex-induced subgraph，G’为G的子图，若G’中任意顶点u,v，只要(u,v)是G中的边，则一定是G’中的边。则G’是由顶点集合V’诱导的G的子图(subgraph of G induced by V’)
     5. 边诱导子图：edge-induced subgraph，G’为G的子图。若G’以E’作为边集，以至少与E’中一条边关联的顶点构成顶点集V’，则G’是以V’诱导的子图
     6. 路径：path，
     7. 路径长度：路径中边的数目
     8. 简单路径：simple path，路径不重复经过顶点
     9. 回路：第一个顶点与最后一个顶点重合
     10. 简单回路/圈：simple circuit/cycle，除第一个与最后一个，路径不重复经过顶点。分为奇圈和偶圈
  2. 连通性
     1. 点连通：无向图中两点u,v之间有路径
     2. 连通图：connected graph，无向图中任意两点之间有路径
     3. 非连通图
     4. 连通分量：connected component，极大连通子图，极大指顶点个数极大
     5. 强连通图：strong connected graph，有向图中任意两点之间有路径
     6. 强连通分量：strong connected component
     7. 连通分量最少可只包含一个顶点
  3. 权值，有向网/无向网
     1. 权值：weight，与边相关的数
     2. 加权图/网：weighted graph/net，所有边都有权值
     3. 无向网，有向网

1. 图的遍历与活动网络问题
   1. DFS遍历
      1. 有回退，递归算法
      2. 描述：

由某一顶点v出发，访问其邻接顶点w1，再访问w1的还未被访问的邻接顶点w2，…，直至到达不再有可被访问的邻接顶点的顶点u；然后返回，看是否有其他未被访问的邻接顶点

* + 1. 时间复杂度：

其中，b生成树的为分支系数（如二叉树b=2），m为生成树的深度，n为图的顶点个数

* + 1. DFS无法求得最短路径，且若某一分支有无穷长度，则DFS将不收敛。这种情况可应用有界DFS
  1. BFS遍历
     1. 没有回退，非递归
     2. 对一个无向连通图，访问某一顶点v后，访问v所有未被访问的顶点w1 w2 ...wn，然后再按顺序访问w1 w2 ...wn的所有未被访问的顶点；直至图中所有顶点都被访问过
     3. 时间复杂度：

其中V为阶数，E为边数

最差情况下，BFS需查找所有顶点的所有路径因此为O(|V|+|E|)

* + 1. 完全性：在解存在的情况下，BFS一定可以找到
    2. 若解不存在，且图无限大，BFS将不收敛
    3. 不加权或所有边权值相等的情况下，BFS可以回传最短路径（最短≠最优），若为加正权图，应用dijkstra算法
    4. BFS应用：
* 查找连接组件

运行BFS所经过的所有节点构成一个连接组件

* 查找连接组件中的所有节点
* 查找非加权图中的最短路径
* 测试是否为二分图

从某一节点开始搜索，并交替的给顶点标签。如起点标为0，而顶点的所有未被标记的邻居标为1，之后BFS，对标为0的顶点将所有未被标记的邻居标为1，对标为1的顶点将所有未被标记的邻居标为0，以此类推。若任一顶点与跟其由相同标签的节点关联，则不是二分图。否则至所有顶点都被访问也没有这种情况，则为二分图

* 1. AOV活动网络
     1. 活动网络：描述工程中各子工程的安排问题，分为AOV和AOE网络
     2. 活动：activity，子工程
     3. AOV网络：Activity On Vertices，用顶点表示活动，用有向边表示不同活动的必要先后顺序，成为顶点表示活动的网络
     4. AOV网络中的弧没有加权
     5. AOV网络只表示不同活动间的先后次序
     6. 活动关系：若存在弧<u,v>则活动u必须在活动v之前完成
     7. 直接前驱：immediate predecessor，存在<u,v>，u是v的直接前驱
     8. 直接后继：immediate successor，存在<u,v>，v是u的直接后继
     9. 后继：successor，存在有向路径，v是u的后继
     10. 传递性：transivitity，b是a的后继，c是b 的后继，则c是a的后继
     11. 反自反性：irreflexivity，顶点不可是自身的前驱或后继

由此，AOV中不可以由有向回路/有向环，即AOV必须是一个有向无环图(Directed Acylic Graph,DAG)

* + 1. 拓扑排序：topological sort，将各个顶点排列成一个线性有序的序列
    2. 如果AOV无法完成拓扑排序，则该AOV必定含有有向环
    3. 若拓扑排序存在，则可不唯一
    4. 实现拓扑排序：

1. 从AOV网络中选择一个id=0（即没有直接前驱）的顶点并输出该顶点
2. 删除该顶点及从该顶点出发的弧
3. 当所有顶点均被访问，则实现了该AOV的拓扑排序
   * 1. 拓扑排序与BFS：

* 两种算法很相似，但拓扑排序将某一顶点入栈的条件是该顶点入度为0；而BFS则需要该顶点邻接自栈内某一顶点
* 对栈或队列的使用，在BFS中，算法需要首先记录某一深度下所有顶点的所有未被访问的邻接顶点，结束当前深度的访问后，在从内存中了解下一深度所包含的顶点，因此BFS需要使用队列来记录待访问的顶点；拓扑排序则在同时存在多个0入度的顶点时，则首先选择不影响算法正确性的顶点，因此拓扑排序即可使用队列，也可使用栈
  1. AOE活动网络
     1. AOE活动网络：在有向无环图中用有向边表示一个工程中的各项活动，由有向边的权值表示活动的持续时间，顶点表示事件(event)，叫做用边表示活动的网络(Activity On Edges)
     2. AOE网络包含所有工程的工时及不同工程间的先后次序
     3. 开始点/源点：source，整个工程只有一个开始点，id=0
     4. 结束点/汇点：sink，只有一个结束点，od=0
     5. 不具有先后次序关系的活动可以并行进行
     6. 完成工程需要所有路径上的活动都完成才可达到

因此：

完成整个工程所需的时间取决于从源点到汇点最长路径长度

* + 1. 关键路径：critical path，拥有最长路径长度的从源点到汇点的路径
  1. 求解关键路径
     1. 关键活动：critical activity，不按期完成就会影响整个工程完成的活动
     2. 事件标记为E0 ~ E­n-1
     3. 关键路径上的所有活动都是关键活动
     4. 关于关键活动的时间量，事件Ei
* 事件Ei最早可能开始时间：**Ee[i]**
* 从源点E0到Ei的最长路径长度
* 事件不可能在之前的工程未完成的情况下开始，因此需要等待从源点到自身的最长工程路径完成
* 因此求最早可能开始时间不同于求最短路径
* 称为“最早可能开始”是因为不可能比这个时间更早，实际工 程中由于延误工期等原因，事件发生时可能比Ee[i]更晚
* 事件Ei最迟允许开始时间：**El[i]**
* 在保证En-1在Ee[n-1]时刻完成的前提下，事件Ei的允许最迟开始时间
* 等于Ee[n-1]减去从Ei到En-1的最长路径长度
* 活动ak的最早可能开始时间：**e[k]**
* e[k]等于弧的起点Ei的最早开始时间Ee[i]
* 活动ak的最迟允许开始时间：**l[k]**
* 设活动ak在有向边<Ei,Ej>上，l[k]是使后继事件Ej在其最迟允许开始时间El[j]时发生，活动的开始时间

dur项是该活动所需的时间，即该有向边的权值

* + 1. 松弛时间：slack time，l[k]-e[k]，活动最迟与最早开始时间的时间余量
    2. 关键活动：critical activity，松弛时间为0的活动
    3. 各项关键时间量的递推公式：
* Ee[k]
* V是所有指向顶点Ei的有向边<Eh,Ei>的集合
* 最早可能开始时间需满足：事件之前的所有工程均已完成
* E[0]=0
* El[i]
* 最迟允许开始时间需满足：事件结束后，再经过最长工程链到达汇点，不会使事件En-1在Ee[n-1]之后发生
* 假设事件Ej之前发生了延误，则最多使Ej延误到什么时候发生，也不会让最后的工程延迟结束。（Ej之前延误达到极大值）
* El[n-1]=Ee[n-1]
* 以上两个递推公式的计算必须分别在拓扑有序和逆拓扑有序的前提下进行
* 逆拓扑有序：首先输出出度为零的顶点，然后以相反的次序输出拓扑排序序列
* 也就是说，在计算Ee(i)时，Ei的所有前驱顶点Ej的Ee[j]均已求出；反之，计算El[i]时，Ei的所有后继顶点Ej的El[j]均已求出的条件下，才可以计算
* e[i]，l[i]

设活动ak对应带权有向边<Ei,Ej>，持续时间dur(<Ei,Ej>)，则有：

1. 树和图的生成树
   1. 树：不存在回路的无向连通图
   2. 二叉树分类：(Télécom ParisTech)
      1. **Arbre binaire complet** : tout nœud interne a exactement deux fils
      2. **Arbre binaire parfait** : en appelant h la hauteur de l’arbre, les niveaux de profondeur 0,1,…,n-1 sont complètement remplis alors que le niveau de profondeur h est rempli en partant de la gauche
      3. **Arbre binaire équilibré** : pour tout nœud de l’arbre, les sous-arbres gauche et droit ont des hauteurs qui diffèrent au plus de 1
   3. 树的定理
      1. 用一条边连接树中的任意两个顶点都会产生一个回路
   4. 森林：forest，包含多个树的无向图

森林是非连通图

* 1. 生成树：spanning tree，
     1. 无向连通图G的一个子图如果是一棵包含G所有顶点的树，则该子图成为G的生成树。
     2. 生成树是连通图的极小连通子图。极小指：若在树中任意增加一条边，则将出现一个回路；若去掉一个边，则会变成非连通图
     3. 设G为有n个顶点的连通图，则其生成树有n个顶点，n-1条边
     4. 不同遍历方法会有不同的生成树
     5. 不同顶点出发会有不同的生成树
  2. 最小生成树
     1. 权：weight，各边的权值的总和称为生成树的权
     2. 最小生成树/最小代价生成树：minimum spanning tree/minimum-cost spanning tree，从无向连通图生成的使权为最小的生成树
     3. 所有边的权值相同时，所有生成树都是最小生成树
     4. 所有边的权值不同时，最小生成树只有一个。

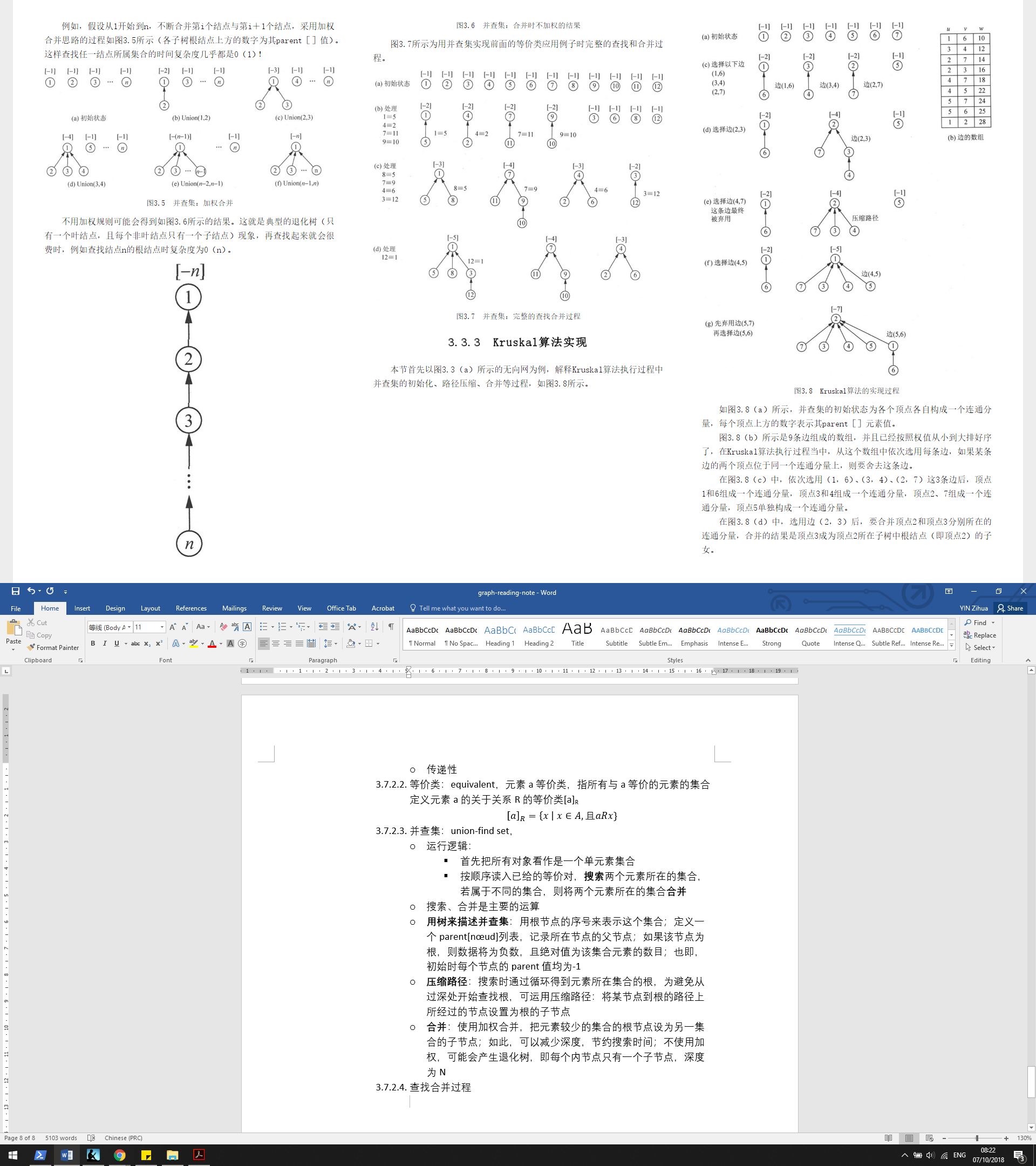
证明：

* 假设有两个最小生成树A和B
* 由于A和B是不同的最小生成树，那么A中总有一个或多个边不在B中，设这些边的权值最低的那一条为ek
* 由于B是一个最小生成树，由定理：

“用一条边连接树中的任意两个顶点都会产生一个回路”

可知必然包含一个环C

* 因为环C中存在一条边em它的权值比ek要大tun
* 因此用ek替代em，B成为了一个拥有更小权值的生成树。这和B是最小生成树相矛盾，所以不可能存在两个最小生成树
  + 1. 生成准则：
* 只利用原图中的边来构造树
* 必须使用且仅适用n-1条边来连接网络中的n个顶点
* 不能使用产生回路的边
  + 1. 环定理：连通图中任意一个环C，环中权值极大值所在的边e不会是生成树中的边
    2. 连通加权无向图中，给定任意的切分，则横切边中权值最小的边必然属于图的最小生成树
  1. 生成树算法
     1. 克鲁斯卡尔算法 – Kruskal
        1. 以边为主导，始终选择当前可用的最小权值的边
        2. 步骤：
* 设一个有n个顶点的连通网络G(V,E)，构造一个包含所有顶点但没有边的非连通图T(V,Ø)。每个顶点构成一个连通分量
* 在G中**选择一条具有最小权值的边**，若该边的两个顶点落在不同的连通分量上，则将此边加入T，否则舍弃（之后不再访问此边），重新选一条边
* 重复第二步，直至不再有属于G而不属于T的边
  + - 1. 使用**最小堆**存放所有边，然后按照先后顺序查找边
      2. 使用**并查集**确定两个顶点是否属于同一个连通分量
    1. 等价类与并查集
       1. 等价关系：equivalent relation
  + 自反性
  + 对称性
  + 传递性
    - 1. 等价类：equivalent，元素a等价类，指所有与a等价的元素的集合定义元素a的关于关系R的等价类[a]R
      2. 并查集：union-find set，
  + 运行逻辑：
    - 首先把所有对象看作是一个单元素集合
    - 按顺序读入已给的等价对，**搜索**两个元素所在的集合，若属于不同的集合，则将两个元素所在的集合**合并**
  + 搜索、合并是主要的运算
  + **用树来描述并查集**：用根节点的序号来表示这个集合；定义一个parent[nœud]列表，记录所在节点的父节点；如果该节点为根，则数据将为负数，且绝对值为该集合元素的数目；也即，初始时每个节点的parent值均为-1
  + **压缩路径**：搜索时通过循环得到元素所在集合的根，为避免从过深处开始查找根，可运用压缩路径：将某节点到根的路径上所经过的节点设置为根的子节点
  + **合并**：使用加权合并，把元素较少的集合的根节点设为另一集合的子节点；如此，可以减少深度，节约搜索时间；不使用加权，可能会产生退化树，即每个内节点只有一个子节点，深度为N
    - 1. 查找合并过程



* + - 1. 确定两元素是否属于同一连通分量：在并查集中查找根，若根相同，则属于同一连通分量
    1. Kruskal时间复杂度分析：边数m，顶点数n
* 所有边按照权值大小排列，复杂度为log2(m)
* 最多需要m次循环，其中会有2m次搜索运算，n-1次合并运算，因此会有分别有复杂度O(2m.log2(n))和O(n)
* 总之，Kruskal的复杂度为O(log2(m)+2m.log2(n)+n)
* Kruskal的时间复杂度主要取决于边数，因此该算法更适用于稀疏图
  + 1. Boruvka算法

古老的Minimum-cost Spanning Tree(MST)算法

逻辑：

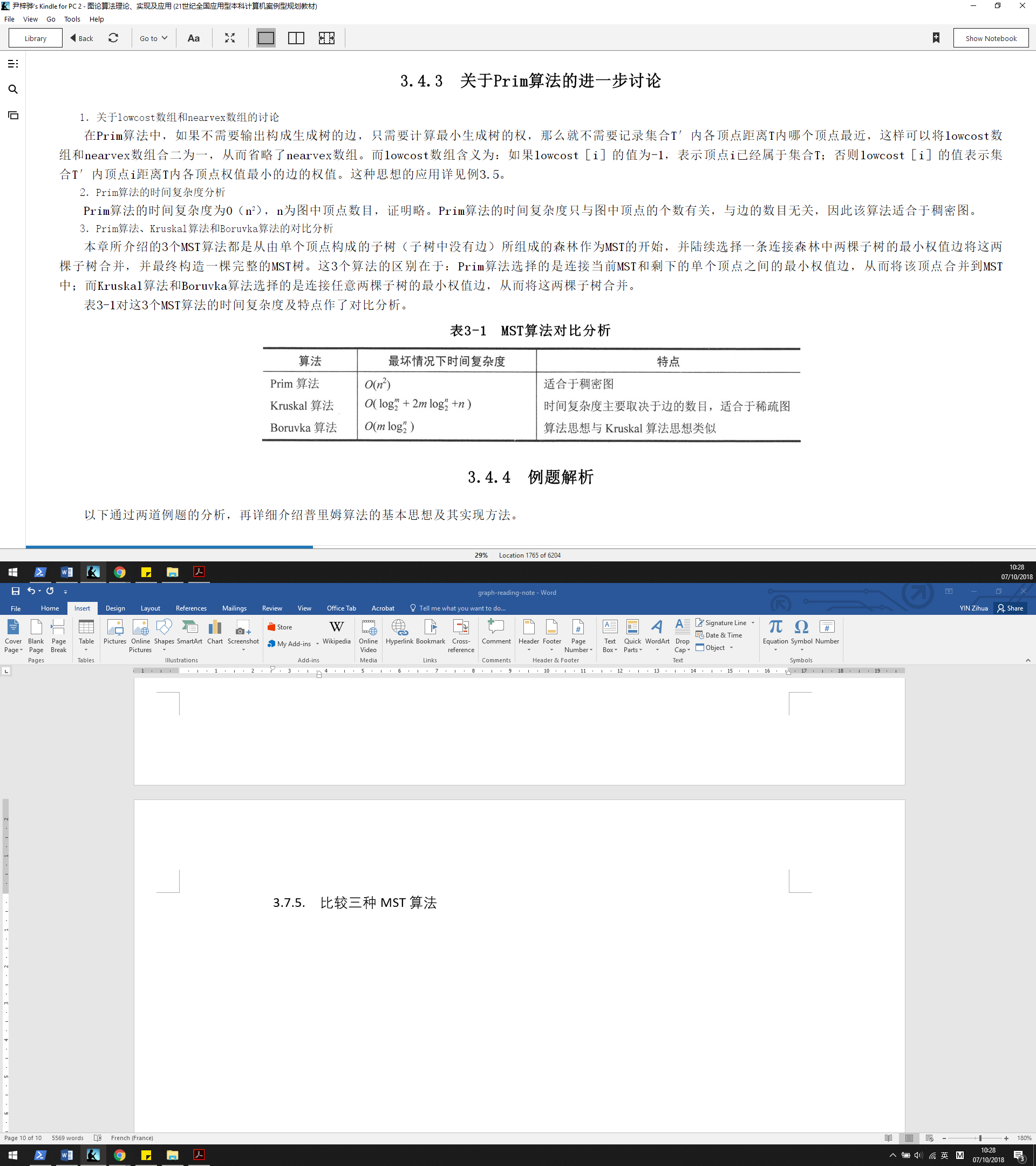
* 对图中各顶点，**将与其关联、具有最小权值的边**选入MST，得到由MST子树构成的森林
* 在图中陆续选择可以连接两个不同子树且具有最小权值的边，合并子树，获得MST

Boruvka算法需要使用并查集

* + 1. Prim算法
       1. 逻辑：无向连通网G(V,E)
  + 将顶点集合V分为两个互补子集T/T’，其中T是当前生成树的顶点集合，T’是不属于生成树的顶点集合。
  + 从G中选择起点u0,将它加入到T中，然后选择与u0相关联的、具有最小权值的边(u0,v)，将顶点v加入到T中
  + 之后每步**从所有有一个T集顶点和一个T’集顶点的边中选择权值最小的，将其T’集顶点加入到T中**。直至T’变为空集
    - 1. 实现：
  + 使用邻接矩阵存储图
  + 令T’内某顶点t’到T内各顶点具有最小权值的边为(t,t’)，t∈T， t’∈T’，用数组lowCost[]记录weight((t,t’))，用数组nearVex[]记录t
  + 若t’没有在T内的邻接顶点，则其lowCost记录为正无穷
  + 若顶点在T内，则nearVex记录-1
  + 在T’内加入新顶点tnew后，将剩下T’内顶点与tnew形成的边的权值与lowCost数组内已有的数据比较后选择新权值更小的保存入lowCost并修改nearVex
    - 1. 省略数组nearVex

如果实际应用中，是需要计算最小生成树的权，而不必记录生成树的具体的边，则可省略nearVex

* + 1. 比较三种MST算法



* 算法时间复杂度设图的顶点数为n，边数为m
* 区别：Prim算法选择的是连接当前MST和sheng下的单个顶点之间最小权值边，从而将该点合并到MST中；Kruskal算法和Boruvka算法选择的是连接任意两棵子树的最小权值边，从而将这两科子树合并
  + 1. 判断最小生成树是否唯一
       1. 原因分析：

连通无向网中存在相同权值的边→MST可以不唯一

证明：证明反命题，如果连通无向图中所有边的权值都不相同，则Kruskal构造MST必定是唯一的，因此原命题成立

存在相同权值的边时，才可能存在不同的构造过程及结果，但如果相同权值的边中只有一个可能被MST方法选中，则构造的最小生成树也是唯一的

* + - 1. 三种具有相同权值的图的分析
  + 相同权值的边有公共顶点
  + 相同权值的边顶点均不同
  + 混合情况
    - 1. 使用Prim算法判断最小生成树不唯一的思路
  + 使用Prim算法求MST时，若对某一顶点的扩展方式不唯一，则可判定MST不唯一
  + 判定T集合内是否还有其它顶点到v的距离也为最小值：
    - 是T内的顶点：nearVex[] = -1
    - 排除min等于无穷的可能 （可忽略）
    - 到v的距离也为最小值
    - 与已判定的最小权值的边所连的T内顶点不同
      1. 判定最小生成树是否唯一的思路
  + 对图中已存在的等权值的边做标记
  + 运行Kruskal或者Prim查找最小生成树
  + 如果求得的最小生成树未包含标记的边，则MST唯一；如果包含标记的边，将该边从图中删除（比如将该边的权值设为无穷），再次运行算法，如果求得的MST权值与之前求得的MST权值相同，则MST不唯一

1. 最短路径
   1. 最短路径问题的四种情形及对应求解算法
      1. 单源最短路径，权值非负——Dijkstra
      2. 单源最短路径，权值可负，必须为简单路径（无回路）——Bellman-Ford
      3. 优化Bellman-Ford——SPFA
      4. 所有顶点间的最短路径，权值可负，必须为简单路径——Floyd
      5. 以上所有算法均适用于有向网与无向网
   2. Dijkstra
      1. 按路径长度的递增次序，逐步产生最短路径的算法。首先求出长度最短的一条最短路径，再参照它求出长度次短的一条最短路径，依次类推，知道从源点v0到其他各顶点的最短路径全部求出为止
      2. 运算逻辑：

* 设置两个顶点集合T和S
  + S中存放已找到最短路径的顶点，初始时，S中只有一个顶点，即源点v0
  + T中存放当前还未找到最短路径的顶点
* 在T中选取当前长度最短的一条最短路径(v0, …,vk)，从而将vk加入S中，并修改源点v0到T中各顶点的最短路径长度
* 重复上一步骤，直至所有顶点都在S中
  + 1. 原理：

可以证明，v0到T中各顶点vk的最短路径，要么是从v0到vk的直接路径，要么是从v0经最短路径到S中某个顶点vi再到vk的路径

* + 1. 复杂度分析
* 每加入一个顶点，都需要更新所有T中顶点到S的最短距离，并随之找到最小的最短距离。

——设每次更新为一个O(1)时间复杂度

—— n\*O(1) = O(n)

* 更新一个T内顶点到S的最短距离，需要
  + 1. 与Prim算法对比
  1. Bellman-Ford
     1. 如果有向网中有负权值，那么Dijkstra算法求得的最短路径可能是错误的；一条边的负权值可以减少之前的边的权值的累积量，然而由于Dijkstra是贪心算法(greedy algorithm (an.), algorithme glouton(fr.))，每次选择新的边时，只选择当前最小权值的边，因此可能错过具有负权值的边
     2. 单源带负权值图：从源点逐次途径其他顶点，以缩短到达终点的最短路径长度
     3. 限制条件：图中没有权值总和为负的回路（负权值回路）
     4. 从图中一点v1到另一点v2寻找最短路径，当路径的边数超过(n-1)时，必定有至少一个顶点被路径重复经过，形成回路；如果这个回路的权值和为负时，完全可以去掉这个回路
     5. 运算逻辑：
* 初始时，用一个容量为顶点数的数组T储存从源点v0到每个经过一条边后可到达的点u所用路径的权值和。若经过一条边后无法到达某个顶点，则对应数组位置填充数为无穷

其中，Edge是图的邻接矩阵

* 之后，第k次更新T，使得每个位置存储的是从源点v0经过k条边后可到达的点u所用的权值和。
* 直到第(n-1)的T，我们便得到从源点v0到每个顶点的最短距离路径的权值和
  + 1. Bellman-Ford的本质
       1. 每一次更新，如果引入一条边可以使从源点到该点的路径的权值和减少，则取引入边后的值
       2. 修改T数组存储的值是一次“松弛”(slack)
       3. 由此可将算法的运算逻辑改写为基于图中边的权值：
  + 初始，
  + 之后每次更新数组T的值的依据是，对顶点u，某一邻接顶点v可使从v0经v到u的最短路径的权值和Tnew小于更新前求得的v0到u的最短路径的权值和Told，便将T[u]的值更新为Tnew.
    1. 时间复杂度分析
    2. 负权值回路的判断依据
* 若存在可从源头到达的负权值回路，则不存在最短路径

（可重复经过这个回路使得路径权值发散至负无穷大）

* 判断“可从源头到达的负权值回路”的方法：

求出distn-1[]后，再对每条边<u,v>判断一下：加入这条边后是否会使顶点v的最短路径值缩短，即：

如果成立，则存在可从源头到达的负权值回路

* + 1. 改进
    2. Bellman-Ford算法的用途
* 求最短路径（引入新的最短路径长度时，长度应减少）
* 求最长路径（引入新的最短路径长度时，长度应增加）
  1. SPFA
     1. 与Bellman-Ford算法比较：使用u低劣维护扫描过程
  2. Floyd
  3. 运用最短路径算法求解差分约束系统(System of Difference Constraints)