

面经

算法&数据结构

1.二分查找法

非递归:

```
int bin_search(int* arr, int n, int key)
{
    int start = 0;
    int end = n-1;
    while(start <= end) {
        int mid = (end - start)/2 + start;
        if (arr[mid] < key)
            start = mid + 1;
        else if (arr[mid] > key)
            end = mid - 1;
        else
            return mid;// end = mid;
    }
    return -1;
}
```

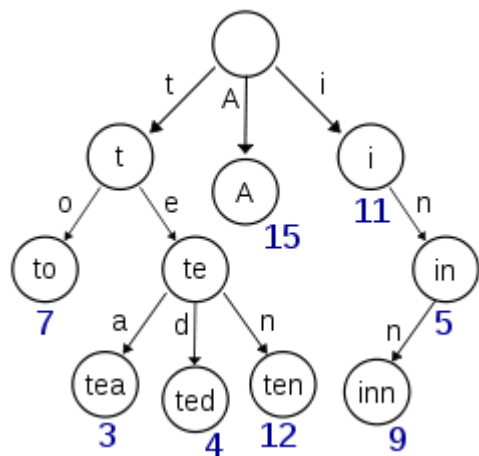
递归:

```
int bin_search(int* arr, int start, int end, int key)
{
    int mid = (end - start)/2 + start;
    if (arr[mid] == key)
        return mid;// return bin_search(arr, start,
mid, key);

    if (start >= end)
        return -1;
    if (arr[mid] > key)
        return bin_search(arr, start, mid - 1, key);
    if (arr[mid] < key)
        return bin_search(arr, mid + 1, end, key);
}
```

2.字典树Trie

Hash的变种，以空间换时间。查询和插入复杂度为 $O(\text{len}(\text{key}))$ 。主要用于大数据量的字符串统计和排序，比如电商关键词推荐系统。



结构体：

// 最大数组长度，比如英文字母26，中文常用字是3500

```
#define MAX_LEN 26
```

```
typedef struct TrieNode {
```

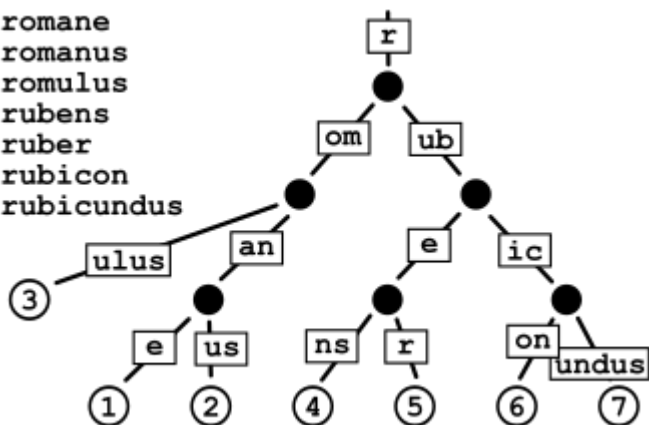
```
    int count; // 统计匹配次数
```

```
    bool leaf; // 是否构成单词，即叶节点
```

```
    struct TrieNode* keys[MAX_LEN]; // 下一层节点
```

```
} TrieNode, * Trie;
```

```
1 romane
2 romanus
3 romulus
4 rubens
5 ruber
6 rubicon
7 rubicundus
```



Radix tree: Trie的空间优化版本。把只有一个子节点的节点跟子节点合并存储。合并后的每个节点的子节点个数至少为整棵树的基数个。如左图，节点总数为14，每个节点的子节点个数至少是2， $2^4=16>14$ 。

3.Skiplist

通过概论平衡替代严格平衡，性能与红黑树相同，但实现更简单。并发环境下，红黑树可能需要加锁整棵树；而跳表涉及的节点更局部，只需锁定部分节点。Redis里面使用skiplist的理由是：1.内存不敏感。2.range操作更方便。3.实现和调试简单。

// 这里仅仅是一个指针

```
typedef struct nodeStructure
```

```
{
```

```
    keyType key; // key值
```

```
    valueType value; // value值
```

```
    // 向前指针数组，根据该节点层数的
```

```
    // 不同指向不同大小的数组
```

```
    node forward[1];
```

```
}*node;
```

// 定义跳表数据类型

```
typedef struct listStructure{
```

```
    int level; /* Maximum level of the list (1 more than the number of levels in the list) */
```

```
    struct nodeStructure * header; /* pointer to header */
```

```
} * list;
```

4.快速排序

通过左右半边数据进行交换，每次得到两个有序的子序列。

复杂度递归 $O(T) = 2*O(T/2) + n$ ，调用深度 $\log(n)$ ，所以复杂度为 $n\log(n)$ 。只能递归。

//思路：从右边找到第一个小于pivotal，交换；从左边找到第一个大于pivotal的值，交换；重复。

```
void quick_sort(int* arr, int n)
{
    int i = 0;
    int j = n-1;
    int p = 0;
    int pv = arr[p];
    if (n <= 0)
        return;

    while(i < j) {
        while(i<j && arr[j]>=pv)
            j--;
        if (arr[j]>=arr[p]) {
            arr[p] = arr[j];
            p = j;
        }

        while(i<j && arr[i]<= pv)
            i++;
        if (arr[i]<=pv) {
            arr[p] = arr[i];
            p = i;
        }
    } // while i <= j
    arr[p] = pv;
    quick_sort(arr, p-1);
    quick_sort(arr+p+1, n-p-1);
} // quick_sort
```

4.1 获取前第k个最大/最小元素

通过左右半边数据进行交换，每次得到以某个关键字为分界的两个相对有序的子序列。副作用是子序列内部不保证有序。复杂度与快排相同，最糟 $n\log(n)$ ，平均 $n\log(k)$ ，因为数组的关系，适合少量数据。还有最小堆法，额外存储 k ，复杂度 $n\log(k)$ ，适合海量数据。

```
int max_kth(int* arr, int n, int k)
{
    int i = 0;
    int j = n-1;
    int p = i;
    int pv = arr[p];
    if (n <= 0)
        return;

    while(i < j) {
        while(i<j && arr[j]>=pv)
            j--;
        if (arr[j]>=arr[p]) {
            arr[p] = arr[j];
            p = j;
        }

        while(i<j && arr[i]<= pv)
            i++;
        if (arr[i]<=pv) {
            arr[p] = arr[i];
            p = i;
        }
    } // while i <= j
    arr[p] = pv;
    if (p == k) return arr[p];
    else if (p > k)
        quick_sort(arr, p-1, k);
    else
        quick_sort(arr+p+1, n-p-1, k-p);
} // quick_sort
```

5.堆排序

堆是父节点大于等于子节点（最大堆）或父节点小于等于子节点（最小堆）的完全二叉树。

建堆：从中间节点 $[n/2]$ 开始调整内部所有节点，复杂度 $n\log(n)$ 。

插入/删除：复杂度 $\log(n)$

堆排序： n 个元素，每次调整最多 $\log(n)$ 次交换，复杂度为 $n\log(n)$ 。

```
void heap_sort(int* arr, int n) {  
    // build heap  
    for(int i = n/2; i>0;i--) {  
        heap_adjust(arr, i, n);  
    }  
  
    for(int i = n; i>0;i--) {  
        // swap first&last element  
        int tmp = arr[n-1];  
        arr[n-1] = arr[0];  
        arr[0] = tmp;  
  
        heap_adjust(arr, 0, i);  
    }  
}
```

```
void heap_adjust(int* arr, int p, int len) {  
    int c = 2*p;// child  
    int val = arr[p];  
    while(c<len) {  
        if (arr[c] < arr[c+1])  
            c++;  
        if (val <= arr[c])  
            break;  
  
        arr[p] = arr[c]; // swap  
        p = c;  
        c = 2*p;  
    }  
    arr[p] = val;  
}
```

6.B-Tree

B树：二叉树。

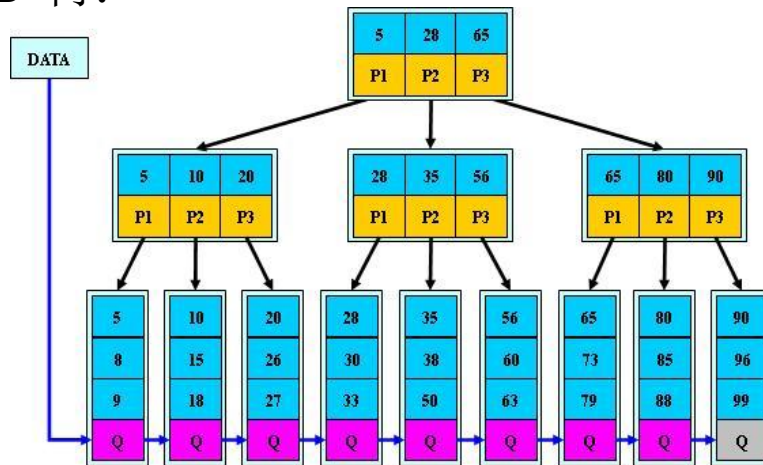
B-树：多叉树。每个节点都存储数据。

B+树：叶子节点增加横向指针，只有叶子节点存储数据。

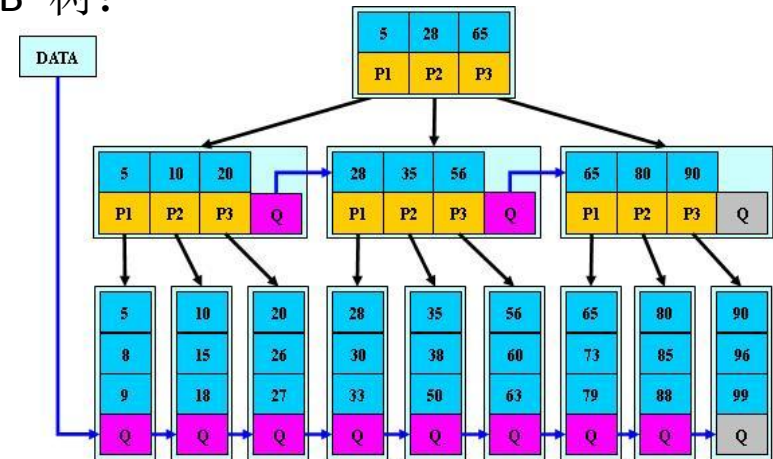
B*树：叶子节点和内层非跟节点增加横向指针，只有叶子节点存储数据。

搜索和删除性能等价于二分查找，即树高 $\log(n)$ 。

B+树：



B*树：



7.数据库索引

聚集索引：内部节点存储键值索引，叶子节点存储数据。索引顺序与数据存储顺序一致。一个表即只能有一个聚集索引。适合多行范围检索。其实就是数据库表本身，前半部存储索引，后面存储行数据。

非聚集索引：内部节点存储键值索引，叶子节点存储数据所在页面地址。索引键值顺序与实际数据存储顺序不相关，可以有多个。并保存为单独的索引文件。某些字段上建非聚集索引可能显著增大数据库文件大小，慎用。适合单行检索。

Mysql:(索引结构为B+树)

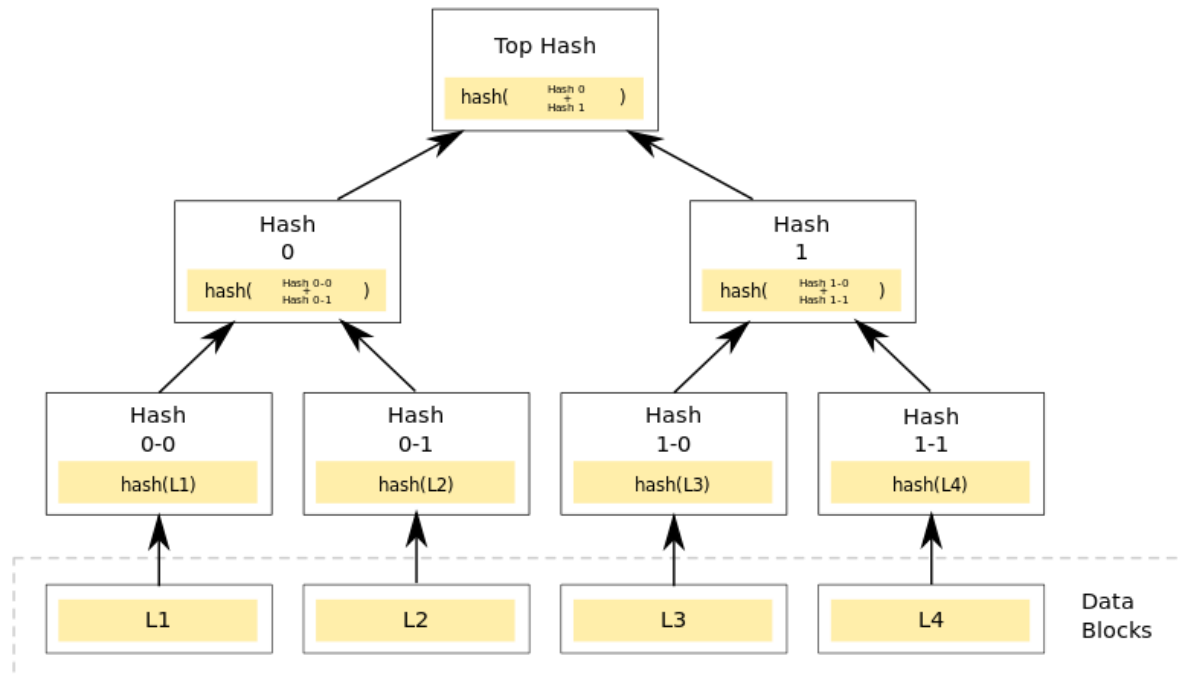
MyISAM：不支持聚簇索引；不支持行级锁，每次更新需要锁整个表。

InnoDB：支持聚簇索引，**ACID**事务，行级锁和外键约束；不支持全文搜索。

ACID：原子性，一致性，隔离性，持久性。

8.Merkle树（hash树）

默克尔树也叫hash树，叶节点是数据块的hash，内部节点是其孩子节点的加密hash。用于数据防篡改，身份验证。应用于数字签名，可信计算，p2p下载数据校验，区块链身份验证（比特币和以太坊底层技术），IPFS文件系统，数据块Cassandra，git等。



9.进程，线程，协程模型

上下文切换：（进程和线程切换只能发生在内核）

进程：

- 1.切换页目录以使用新的地址空间。（file tables, signal tables, page tables, cpu caches）
- 2.切换内核栈和硬件上下文。（sp, pc, registers）

线程：

- 1.切换内核栈和硬件上下文。（sp, pc, registers）

协程：

- 1.切换用户栈。

进程是系统资源分配基本单位，线程是系统调度基本单位。

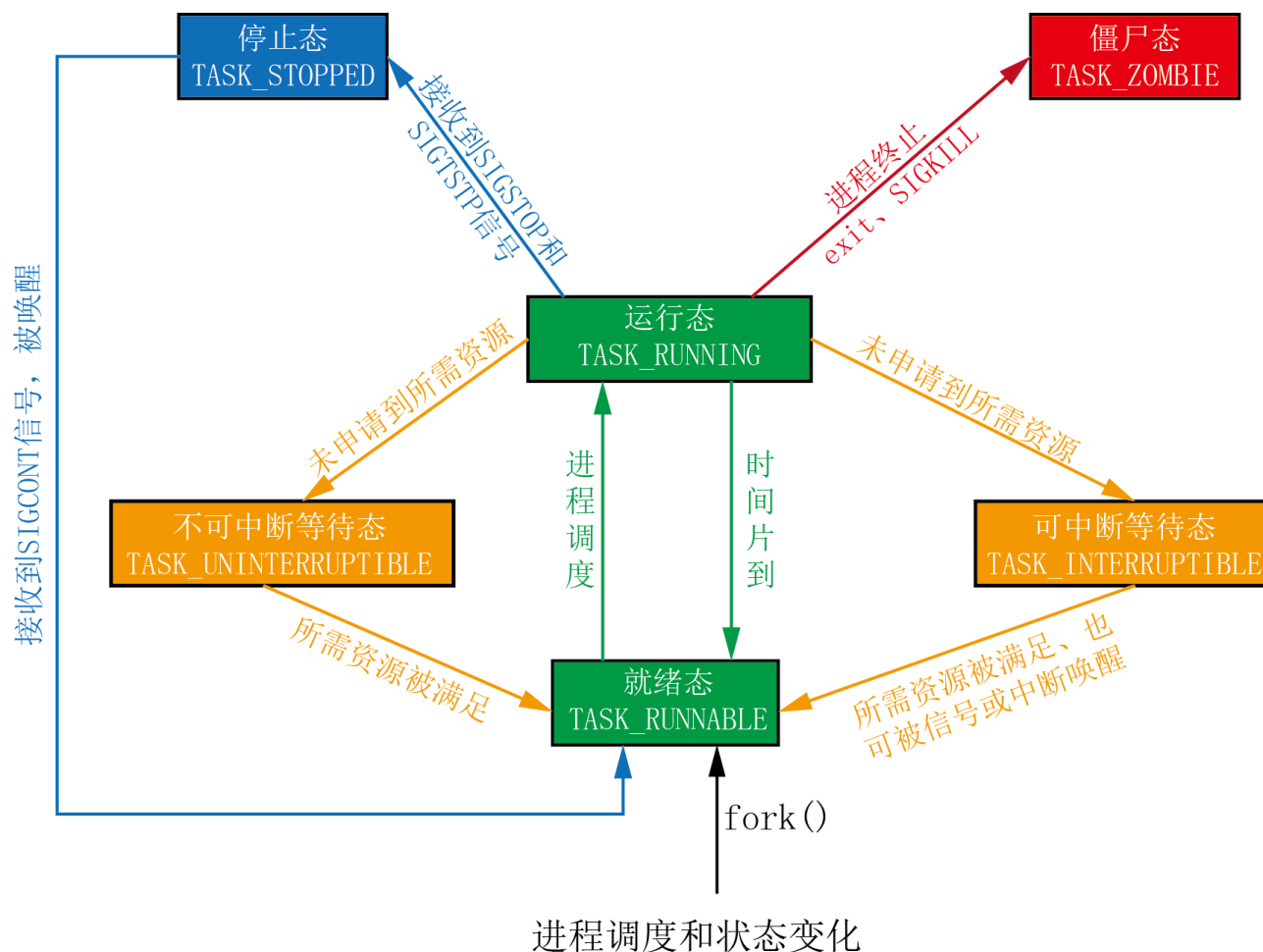
fork：调用**clone**，拷贝数据尽量少。不包括内存，文件描述符，信号描述符等。

pthread_create：调用**clone**，拷贝数据尽量多。包括内存，文件描述符，信号描述符等。

进程间通信IPC：管道，信号，消息队列，共享内存，信号量，socket。

9.1.进程，线程，协程模型

进程状态：RUNNING（TASK_RUNNING, TASKR_UNABLE），WAITTING（TASK_INTERRUPTIBLE, TASK_UNINTERRUPTIBLE），STOPPED（TASK_STOPPED），ZOMBIE（TASK_ZOMBIE）。



10.TCP拥塞控制

Tahoe:

慢启动：窗口从1开始。

拥塞避免：发生丢包，窗口减到1。

Reno: （认为发送窗口只有一个包丢失）

快重传：收到3次重复ACK，重传包，不等超时。

快恢复：丢包时，窗口减半（因为收到连续3次ack，网络还不算很差）；遇到新包的ack，结束快恢复， $cwnd=ssthresh$ ，进入拥塞避免。

New-Reno: （处理发送窗口有多个包丢失的情况）

新快恢复：退出条件修改为“收到当前发送窗口中全部包的ack”，即如果是“部分确认”，不退出快恢复。

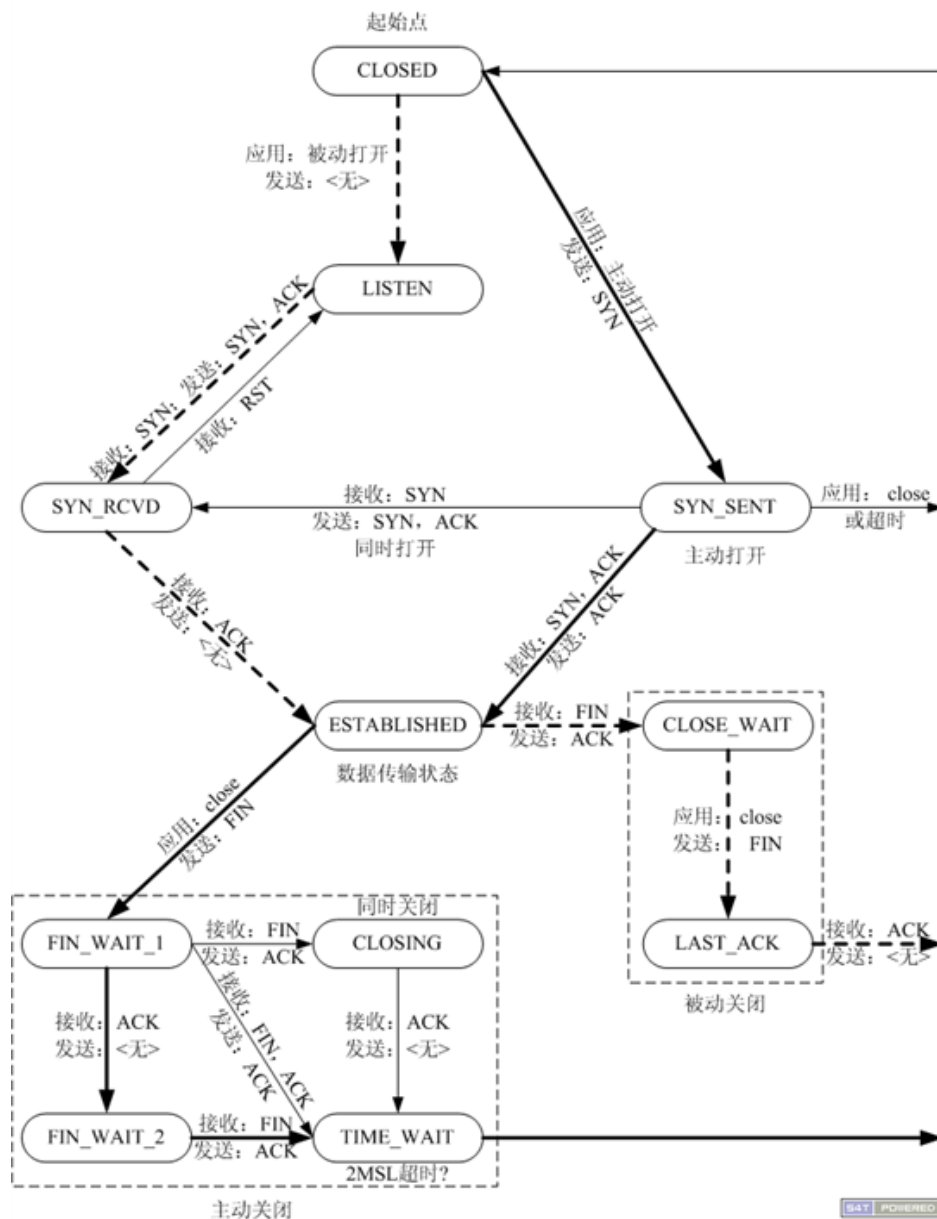
避免一个窗口周期多次触发快恢复，导致窗口多次减小。

10.1 TCP状态图

TIME_WAIT状态作用:

1. 用于发送last_ack, 保证对端收到。
2. 使网络中该连接的包失效, 防止与新的连接混淆数据。

TCP 状态转换图



10.2 epoll LT&ET

LT和ET触发模式使用场景：

LT使用：

- 1.读缓冲区有数据可读，始终触发IN。
- 2.写缓冲区有空间可写，始终触发OUT。

使用方式：

IN事件时：读取任意大小的数据。

OUT事件时：写任意大小的数据。如果写出完毕，关闭OUT事件。

ET触发：

- 1.读缓冲区从没数据到有数据可读，触发IN。
- 2.写缓冲区从满数据到有空间可写，触发OUT。

使用方式：

IN事件时：一直读取数据，直到EAGAIN。

OUT事件时：一直写数据，直到EAGAIN。

当需要写数据时，直接写数据，直到EAGAIN。不用等OUT事件。

ET在写出时比LT少了一个关闭OUT事件的操作。事件操作更少，某些场景更高效。如写出时，在没数据可用的情况下，ET直接略过而LT需要暂时关闭OUT事件，不然就一直触发。简单说，ET在写出时比LT更高效，因为在没数据可写或写出完毕时，LT都需要关闭OUT（不关闭就一直上报）。

11 链表翻转

思路:

- 1.从头开始，左边成为一个新list，每次从右边拿出一个节点放入左侧新list。
- 2.从第2个节点开始，依次遍历并插入到第1个节点后面，最后把1移到最后。

// 就地翻转

```
Node* reverse_inplace(Node* list)
{
    Node* newlist = NULL;
    while(list) {
        Node* next = list->next; //保存
        list->next = newlist; // 翻转

        newlist = list;
        list = next;
    }
    return newlist;
}
```

//插入翻转

```
Node* reverse_insert(Node* list)
{
    Node* first = list;
    Node* second = first->next;
    Node* curr = second->next;
    while(curr) {
        first->next = curr;
        second->next = curr->next;
        curr->next = second;

        curr = second->next;
        second = curr;
    }
    // 首节点移到最后
    first->next = NULL;
    second->next = first;
}
```


11.1 链表环检测及相交检测

思路：

环检测：快慢指针。环起点计算，先找到快慢指针重合点，然后从重合点和链表头一起走，第一个相同点即是环起点。

相交检测：

思路1：两链表相交必定有公共结尾。

思路2：将两个链表首尾相连并检查环。

// 环检测

```
Node* list_loop_check(Node* list)
{
    Node* slow = list;
    Node* fast = list;
    while(fast->next) {
        fast = fast->next->next;
        slow = slow->next;
        if (fast == slow) {
            return slow;
        }
    }
    return NULL;
}
```

// 环起点

```
bool list_loop_point(Node* list)
{
    Node* meeting = list_loop_check(list);
    if (meeting) {
        Node* start1 = list;
        Node* start2 = meeting;
        while(start1 != start2) {
            start1 = start1->next;
            start2 = start2->next;
        }
        return start1;
    }
    return NULL;
}
```

11.1 链表环检测及相交检测

找出相交点：减去公共结尾，较长的链表往前移动 $|\text{Len1}-\text{Len2}|$ ，然后同步后移，第一个相同点即是相交点。

// 找出相交点

```
Node* find_list_exchange(Node* list, Node* list2)
{
    Node *l1 = list, *l2=list2;
    int len1 = 0, len2 = 0;
    while(l1->next) {
        l1=l1->next;
        len1++;
    }
    while(l2->next) {
        l2=l2->next;
        len2++;
    }
    if (l1!=l2) return NULL;

    int diff = abs(len1, len2);
    l1 = list;
    l2 = list2;

    if (len1 > len2) {
        while(diff-- > 0)
            l1=l1->next;
    }
    if (len1 < len2) {
        while(diff-- > 0)
            l2=l2->next;
    }
    while(l1 != l2) {
        l1= l1->next;
        l2= l2->next;
    }
    return l1;
} // find_list_exchange
```

12 设计模式

factory模式：

通过工厂方法生成对应类型的对象。

facade模式：

俗称的**wrapper**，对对象进行封装，对原有功能进行整合或隐藏。

singleton模式：

单例模式，一般用于某些全局性的对象。

composite模式：

一个类里面组合其他类的对象，一般是关联对象或整体和部分的关系。

strategy模式：

策略模式，一般用于把逻辑复杂的控制代码抽象出来，提高程序的简单性。

adapter模式：

适配模式，一般用于对现有对象进行修改封装，用于其他地方的调用。

flyweight模式：

对一些对象的公共属性提取出来集中存储，减少大量重复对象的创建。

delegate模式：

将本对象的操作代理到另外的对象。

prototype模式：

以一个对象来创建另外一个对象，降低对象重复创建的代价。

builder模式：

通过多个子对象的创建来完成整个对象或过程的创建。

13 分布式系统相关

分布式算法：

一致性hash算法：（资源存储，上游服务器均衡）

将机器和资源通过相同的hash函数映射到相同的值空间，将资源顺序性关联到相应机器，来抵御机器的动态增删。如果机器数量较少，也可以增加一定比例的虚拟节点来提高机器的负载均衡。

共识算法：（分布式存储，如区块链）

Paxos：

问题场景：多个节点同时发起多个请求，保证这些请求都能保存。

目标：对多个节点发起的多个请求达成一致性共识排序。

分两个阶段：第一个阶段确认提案id是否可用（共识排序）；第二个阶段确认是否被大部分节点成功接受。

（<http://blog.csdn.net/21aspnet/article/details/50700123>）

Raft：（Paxos简化版）

通过周期性投票，每次选出一个leader对外进行服务并将信息同步给其他节点。如分布式日志和存储服务。

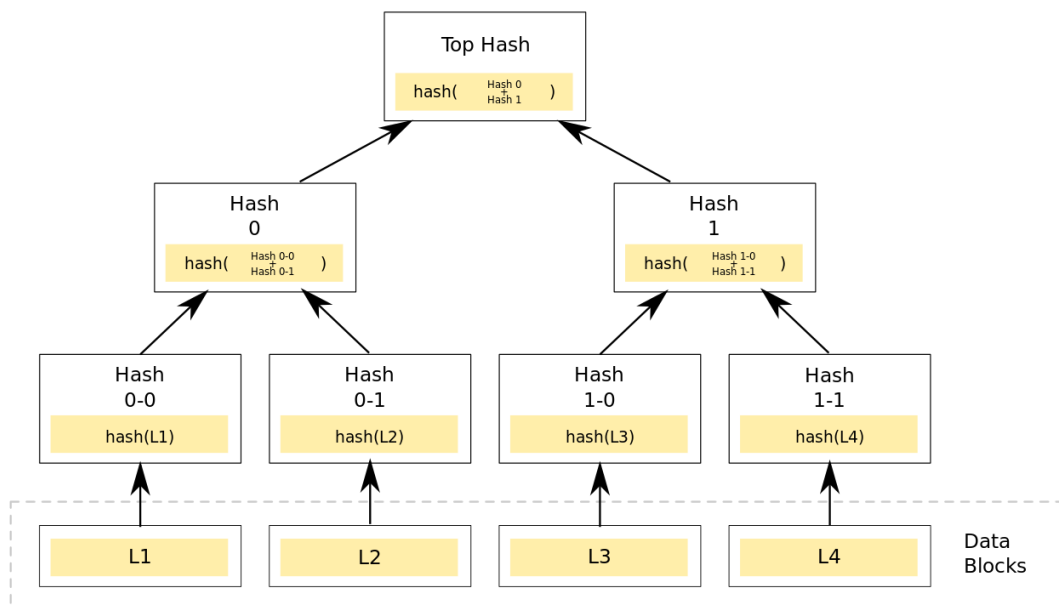
Merkle Tree：（P2P下载基本技术）

也叫hash tree，详见区块链相关技术部分。

14 区块链相关技术

Merkle tree: （默克尔树）

区块链底层存储技术。首先对每块数据计算hash，标记每块数据是否更改；然后对多块数据的hash计算hash，标记多块数据是否更改。然后重复计算更高层次的hash，来标记更多块数据是否被更改。最顶层的hash叫做根hash，来标记整个文件是否被更改。只有两层的树称为hash list。



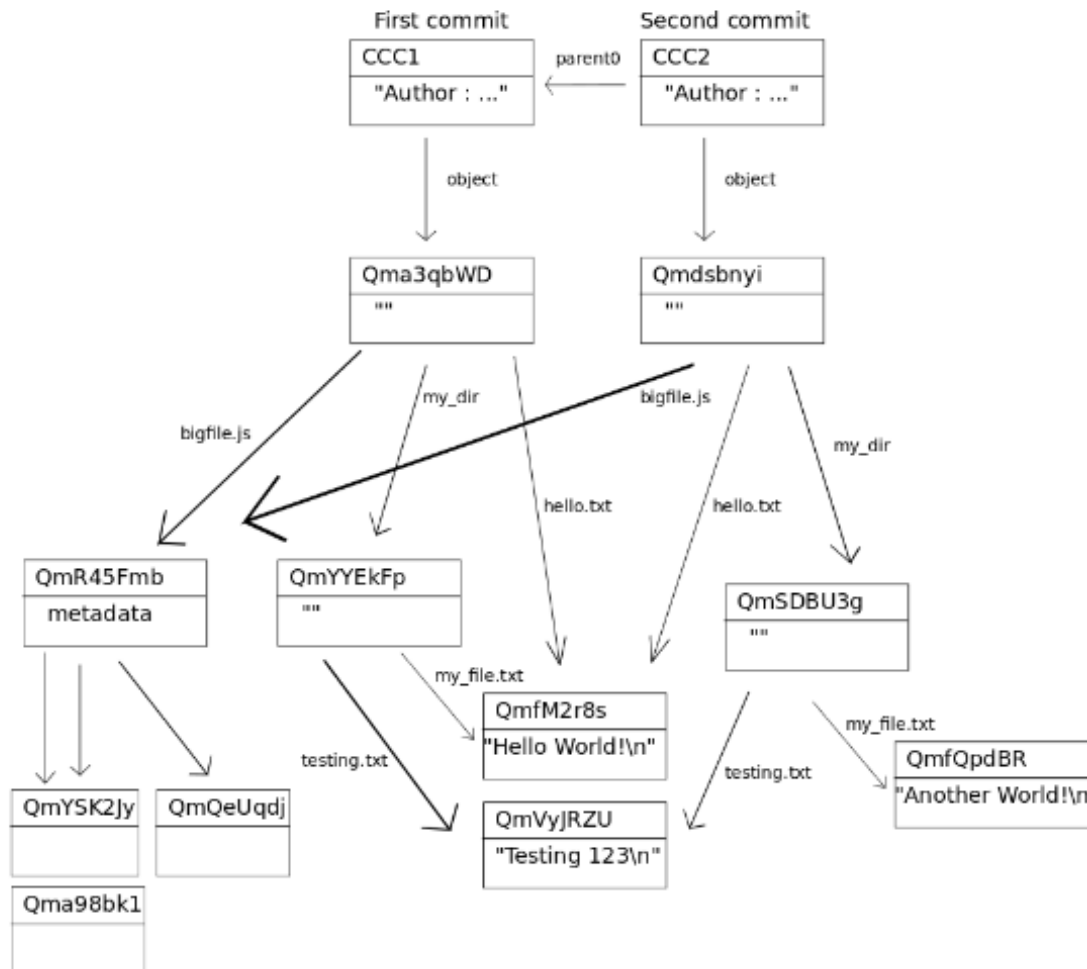
典型地，P2P下载系统，每次计算下面两个块的hash，最后生成整个文件的根hash。中间层次的hash值保存在可信节点，下载时先下载该可信节点的整个树的hash，然后从多个节点下载各分块数据并进行数据验证。

Merkle tree广泛应用于git，区块链，ipfs分布式文件存储，可信计算，数字签名，P2P下载等。

14.1 区块链相关技术(continued)

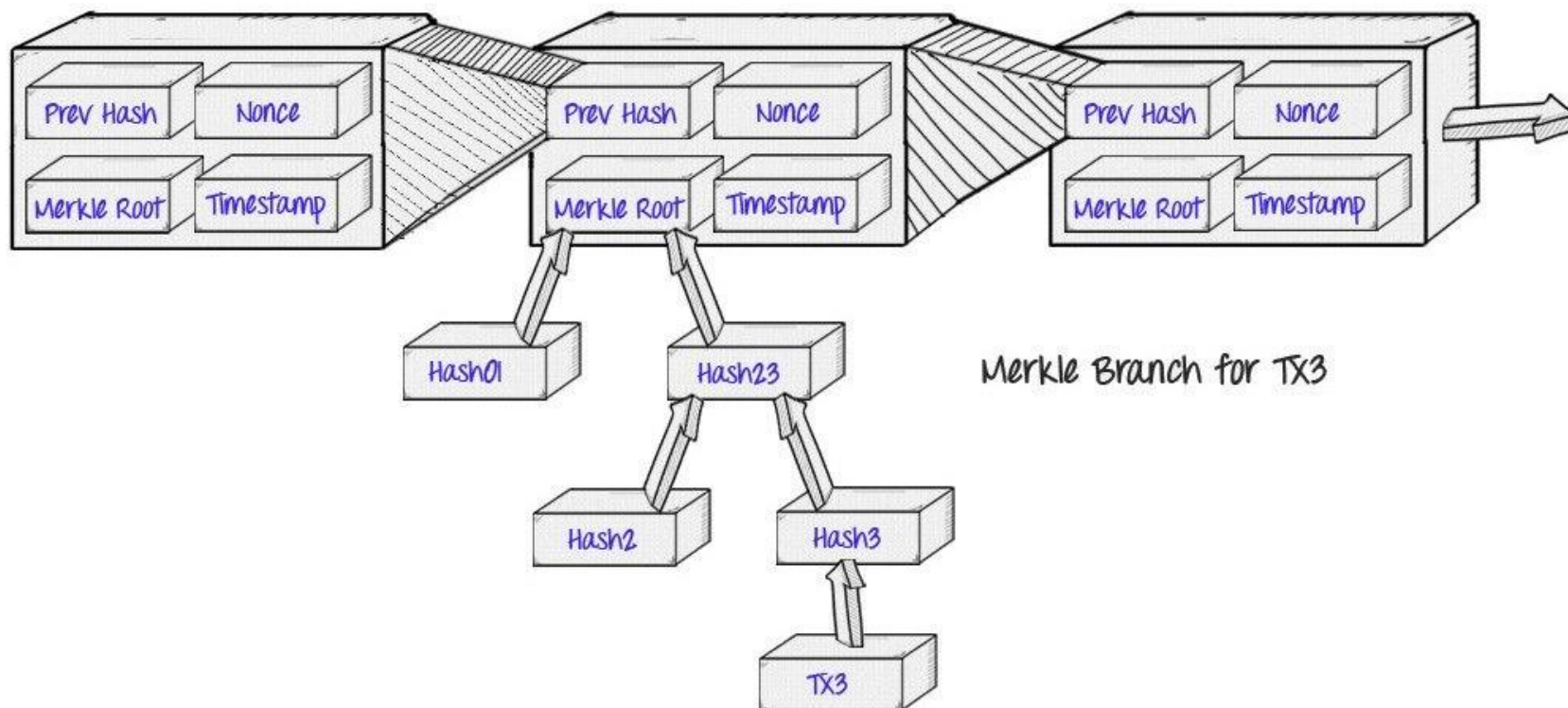
默克尔树的git应用：

We give as an example our previous file system directory structure, along with two commits: The first commit is the original structure, and in the second commit we've updated the file `my_file.txt` to say `Another World!` instead of the original `Hello World!`.



14.2 区块链相关技术(continued)

默克尔树的比特币应用：



14.3 区块链相关技术(continued)

默克尔树的以太坊应用：

