C++相关：

描述.cpp 转为.exe 文件的编译过程？

整体过程：预处理（.i）->编译（.asm?不确定）->汇编（.obj）->链接（.exe）
其中
预处理是对#后跟随的比如 include/define 的代码替换，预处理后输出.i 文件；
编译对.i 文件进行语法、语义分析等，输出汇编代码；
汇编将汇编代码编译为二进制机器码，生成.obj 文件；
链接将零散的.obj 文件组织起来，整合为.exe 文件。

const 和 define 的区别？

1. 类型和安全检查：define 是简单的文本替换，没有类型检查，const 有；
2. 作用域：define 的作用域是从定义到文件尾，常量作用域受到代码块限制；
3. 处理阶段：define 在预处理阶段展开，const 在编译阶段分配内存，值在编译期（编译期常量）或运行期（运行期常量）确定；

全局变量和静态全局变量的区别？

全局变量的作用域是程序中的所有源文件，当然，其他不包含全局变量定义的源文件需要用 extern 关键字再次声明这个全局变量；
静态全局变量的只作用在定义的源文件中，不能作用到其他文件。

关键字 volatile？

与 const 相反，用来修饰变量，表示变量随时可能改变，每次读取都直接从变量地址中读取；如果没有 volatile，编译期可能会优化读取和存储，暂时使用寄存器中的值。

static 和 this 之间的联系？

static 用于定义静态成员，使得成员可在类的所有对象之间共享；
this 是指向当前对象的指针，用于在成员函数中引用当前对象。

关键字 explicit？

作用于单参构造函数（或除了第一个参数以外的其他参数都有默认值的构造函数），表明构造函数是显示的，禁止了隐式转换,以及禁止调用拷贝构造函数。
例子：explicit Myclass(string s){}
Myclass a = “aa”;正确
Myclass a = 10;错误

struct 和 class 的区别？

1. struct 表示一组相关的数据（在 c 中不能包含成员函数），class 表示封装了数据和操作的对象；
2. struct 成员默认 public，class 默认 private，继承同理；
3. struct 不能使用模板，class 可以；

静态成员变量为什么不能在类内初始化？

在类外定义和初始化是保证 static 成员变量只被定义一次的好方法；
但静态常量成员变量可在类内初始化。

constexpr 是什么，和 const 的区别？

c++11 关键字，声明编译期常量和允许在编译期求值的函数；
1. 声明常量：确保在编译期被计算并具有确定的值；
2. 声明函数：在编译期求值，前提是计算所依赖的值也必须能在编译期确定；

区别：
1. const 没有区分编译期和运行期常量，即 const 修饰的变量可以在运行时才初始化，而 constexpr 一定会在编译期初始化；
2. const 的语义为只读，保证修饰的变量在运行时不允许更改，constexpr 的语义才更接近常量；

为什么要设计智能指针？
通过 raii 机制自动管理动态内存，解决动态分配内存导致的内存泄漏和多次释放同一内存的问题；
unique_ptr 通过禁止拷贝语义来持有对象的独有权；如果强行拷贝，在释放资源时会造成对同一内存指针多次释放而导致程序崩溃
shared_ptr 允许多个指针共享一个对象，通过引用计数决定指针析构时是否释放对象；
weak_ptr 协助 shared_ptr 工作，构造和析构不引起引用计数的变化，用来观察引用计数和解决循环引用问题。

内存泄露
一般来说内存泄漏是指堆内存泄漏，在程序运行时动态分配的内存块在运行结束之后没有显示释放而导致的泄露。避免泄露需要注意的事项：要将基类的析构函数声明为虚函数（当基类指针指向派生类时，若基类析构函数不是虚函数，在析构时只会调用基类而不会调用派生类的析构函数，导致内存泄露），由 new 就有 delete，有 malloc 就有 free；使用智能指针；建立的 socket 连接、数据库连接也要在程序结束时手动释放。

什么是循环引用？怎么解决？
两个对象互相使用其内部的 shared_ptr 指向对方，导致计数器错误，造成内存泄漏；
案例：假设有两个 shared_ptr 指针 sp1 和 sp2 分别指向 A、B 类的对象，此时引用计数为 1，当类中又分别有一个 shared_ptr 指向对方，此时引用计数为 2，当 sp1 和 sp2 离开作用域时引用计数变为 1，却无法正确释放内存导致内存泄露。因此需要在内部使用 weak_ptr 指向对方，来解决循环引用造成的内存泄漏。

为什么智能指针可以自动释放内存？计数器怎么实现，用什么数据结构和方法？
智能指针通过 raii 机制实现自动释放内存，其封装了对象的指针和析构操作，使得智能指针离开作用域时，能够自动调用析构函数来释放内存；
以 shared_ptr 为例，当创建一个 shared_ptr 对象时，其内部会分配两个指针：一个指向管理的对象，另一个指向引用计数，每当对同一个对象创建新的 shared_ptr 时，它们会共享同一个引用计数。shared_ptr 离开作用域时，自动调用析构函数，析构函数将计数器减一，当减为 0 时释放内存。

讲讲红黑树？
自平衡的二叉搜索树，在每个节点上增加额外属性来存储节点的颜色。
满足性质（确保平衡性和搜索效率）：
1.每个节点要么红要么黑
2.根节点黑
3.每个叶子结点黑
4.如果一个节点是红，则其两个子节点都是黑（不能有两个连续红节点）
5.从任一节点到其每个叶子的所有路径都包含相同数量的黑节点（确保最长路径不会超过最短路径的两倍）。
平衡性保证最坏情况下的时间复杂度 0（logn），C++STL 中的 map 和 set 等容器的底层实现是红黑树。

为什么红黑树高效？
1.平衡性：不严格平衡，相比于严格平衡的 AVL 树，增删节点的代价较低，同时也能使树高度不会过高，保证增删查的时间复杂度为 O（logn）；
2.二叉搜索树性质：有序性使得查找操作更高效；

3.良好的平均性能：最坏情况的时间复杂度也是 O（logn），增删查都能在较短时间内完成；

C++面向对象的三个特性？

封装：将数据和操作封装在一个类中，隐藏实现细节，只暴露必要的接口供外部使用，可以保护数据的完整性；

继承：是实现代码重用的机制，一个类可以继承另一个类的方法和数据，建立类与类之间的关系；

多态：同一操作在不同对象上产生不同的行为（重载实现编译时多态，重写虚函数实现运行时多态）。

菱形继承问题？

菱形继承：一个类继承了基类相同的两个派生类；

问题：数据冗余（基类的成员有两份）、二义性（调用基类成员函数时，不知道调用哪个）；

解决：虚拟继承，class B : virtual public A。

如何实现多态？

在基类声明或定义虚函数，在派生类中重写该函数，运行时将会根据所指对象的实际类型来调用相应的函数；

底层通过虚函数和虚函数表实现；

每个有 virtual 或重写了 virtual 函数的类内部都有虚函数表，表中存储了指向实际函数的指针，函数重写时新的函数指针会替代掉基类对应位置的函数地址，编译器为每个有虚函数表的类的对象的内存起始位置自动创建了一个虚表指针，指向所属类的虚表，运行时在表中动态查找调用的函数。

类中的内存布局？

1. 如果继承了：先放父类的数据拷贝（包括虚表指针）；
2. 再放子类的数据（父类如果有虚函数，数据前是虚表指针）；虚表先放父类的虚函数，再放子类的虚函数；

注意：对象内存中不存储成员函数，操作是共享的！a.f() = f(&a)；

基于这个内存布局，可以通过对象指针的偏移访问成员变量（包括 private 的）：

假设类 A 中有两个 int 类型和一个 double 类型的成员变量，那么

```
A a;
int* ptr1 = (int*)&a; // ptr1 指向了第一个成员变量
int* ptr2 = ptr1 + 1; //ptr2 指向第二个成员变量
double* ptr3 = (double*)(ptr2 + 1); // ptr2 偏移一个 int 大小，到了第三个成员变量的起始位置
```

注意：指针+1 的运算含义为偏移当前指针指向的对象的大小；如果有虚表指针，指向第一个成员变量需要偏移 8 字节（64 位操作系统）或 4 字节（32 位操作系统）；

内存对齐是什么？为什么？规则？

元素按照定义顺序一个一个放到内存中去的，但并不是紧密排列的，这就是内存对齐；

原因：

1. 平台原因(移植原因)：不是所有的硬件平台都能访问任意地址上的任意数据的；某些硬件平台只能在某些地址处取某些特定类型的数据，否则抛出异常；
2. 性能原因：访问未对齐的内存，处理器需要作两次内存访问；而对齐的内存访问仅需要一次访问；（可以举例：int 变量存放在地址 1~5，处理器访问该变量时需要先读取第一个 4 字节块，剔除不想要的 0 地址的字节，再从地址 4 开始读取下一个 4 字节块，剔除不想要的 567 地址字节，留下的数据合并放入寄存器）

内存对齐规则：

1. 每个数据成员存储的起始位置从其大小的整数倍开始；
2. 结构体作为成员，存储位置从其内部最大元素大小的整数倍地址开始；（空类占 1 字节）
3. 类的总大小必须是内部最大成员长度的整数倍；

构造函数或析构函数中可以调用虚函数吗？

语法上可以，但效果往往达不到需要的目的；

1. 构造函数：派生类对象构造期进入基类的构造函数时，对象类型变成基类类型，调用的虚函数是基类的，无法多态调用；

2. 析构函数：派生类先析构，这时如果调用了虚函数，只会执行基类的虚函数，无法多态调用。

C++的资源管理？

内存、锁、文件、Socket 等等都是资源，C++中可以通过 RAII 的方式管理这些资源。其基本思路为：用类来封装资源，在类的构造函数中获取资源，在类的析构函数中释放资源。需要使用资源时，把相应类实例化出一个对象，当对象超出作用域时，其析构函数会被调用，从而释放资源。智能指针、unique_lock 就是 RAII 的实现范例。

解释一下浅拷贝和深拷贝

浅拷贝：复制的对象中引用了外部内容（如分配在堆上的数据），在复制这个对象的时候会让新旧两个对象指向同一个外部内容。

深拷贝：复制的对象会引用外部对象的独立复制。

浮点数是怎么存储的

float 类型：

单精度浮点数 float(32bit)表示为： SEEE EEEE EMMM MMMM MMMM MMMM MMMM MMMM

1）符号位(S)1 bit;

2）阶码(E)移码表示 8 bit，阶码的偏移量为 127;

3）尾数(M)原码表示 23 bit，用小数表示，小数点放在尾数域的最前面

$$\text{float} = (-1)^{S} * (1.M) * 2^{(E-127)}$$

双精度浮点数 double(64bit)

1)符号位(S)1 bit;

2)阶码(E)11 bit，阶码的偏移量为 1023(3FFH);

3)尾数(M)52 bit，用小数表示，小数点放在尾数域的最前面.

$$\text{double} = (-1)^{S} * (1.M) * 2^{(E-1023)}$$

new 和 malloc 的区别？

new 是 C++的运算符，分配内存并调用构造函数；malloc 是 C 语言函数库，只分配指定大小的内存；

new 返回具体指针类型；malloc 返回 void*，使用时一般需要进行类型转换；

new 分配失败时抛出 bad_alloc 异常；malloc 分配失败时返回 NULL；

new operator、operator new、placement new 之间？

new 运算符（不能被重载）：调用 operator new 分配内存、调用构造函数、返回相应指针；

operator new（可重载）：

1. void* operator new (std::size_t size) throw (std::bad_alloc); // A* a = new A;

2. void* operator new (std::size_t size, const std::nothrow_t& nothrow_constant) throw(); // A* a = new(std::nothrow) A;

3. void* operator new (std::size_t size, void* ptr) throw(); // new (p)A();

operator new 在 c++中有三个重载，一个是抛出 bad_alloc 异常的，一个是不抛异常的，还有一个是 placement new，示意在预先分配好的内存（由 p 指向内存起始地址）中构造对象，placement new 本身不再分配内存。

malloc 如何分配内存？

malloc 是 C 库中的函数，通过系统调用申请堆内存，在返回给用户的地址前会多出 16 个字节，用于保存内存块的描述信息（free、sizeof 等可以通过这个信息判断内存块大小）：

1. brk()：将堆顶指针向高地址移动，获得新的内存空间（而且会预分配更大的空间）【申请内存小于 128KB】，free 释放内存时，将该内存缓存在 malloc 的内存池中，下次申请同样内存空间就不用系统调用了；
2. mmap()：在文件映射区分配一块内存空间【申请内存大于 128KB】，free 释放内存时，会把内存还给操作系统；

为什么不全部用 brk()？为什么不全部用 mmap()？
全用 brk 容易产生碎片，导致内存泄漏；
全用 mmap，每次都要系统调用，第一次访问申请的内存都会触发缺页中断；

C++的内存管理方式？
程序运行时，会开辟一个内存空间包括几个区域，地址从大到小依次是
命令行参数和环境变量；
栈：存放局部变量、函数参数、调用、返回等，向下增长；
共享区：给堆栈增长留存的空间；
堆：动态申请内存，向上增长；
BSS 段：存放未初始化的全局变量和静态变量；
数据段：存放已初始化的全局变量和静态变量；
代码段：存放执行代码和只读的常量；

引用和指针的区别？
都用于间接访问变量，区别：
指针是一个变量，它保存了另一个变量的内存地址，可以被重新赋值，指向不同的变量；
引用是另一个变量的别名，与原变量共享内存地址，在初始化后不能更改，始终指向同一个变量。

****右值引用**
右值引用实现了移动语义，允许高效地将资源从一个对象移动到另一个对象；
在没有移动语义之前，转移对象资源需要先将资源拷贝到指定对象中，再释放原资源，而移动语义通过改变资源的所有权节省了拷贝和释放的操作；
写移动构造/赋值函数时需要注意，将源对象的所有指向资源的指针置空，因为源对象可能要析构了，不置空就会析构掉要用的资源；
有些局部变量（左值）本身生命周期短，将其转为右值进行移动构造更高效：

```
for(int i=0;i<1000;i++){
        MyString tmp("hello");
        vecStr2.push_back(std::move(tmp));}
```

提出完美转发的背景：希望一个函数的参数既能传左值又能传右值，要么重载几次，要么使用常量左值引用，都有缺点：重载次数是 2 的参数数量次方，设定为常量就不能修改了；

完美转发：std::forward，是万能引用的一个应用场景，通过万能引用和引用折叠推导出参数的原属性并转发，使其保持原来的左右值属性不变：
万能引用通过引用折叠的推导规则【遇左则左】来推导引用对象的类型，因此万能引用必须使用直接推导，包括 auto&&和模板推导；

如定义了 void print(T & t)和 void print(T && t)，调用 print(1)，传入右值，但是会被隐式转换为左值处理；而如果定义了模板函数（将参数完美转发给其他函数）

```
template<typename T>
void testForward(T && v){
    print(std::forward<T>(v)); // 等价于 print(static_cast<T&&>(v));对 v 再做一次万能引用的推导
}
```

调用 testForward(1)，则会调用 print(T && t)。

****Lambda 表达式的理解？有什么好处？**

是匿名函数对象，表示一个可调用的代码单元；由捕获方式、参数列表、返回类型和函数体组成。只有[]和{}必选；

好处：

1. 简洁性：在需要函数对象的地方直接定义，代码紧凑易读；
2. 便利性：方便地捕获作用域内的任何动态变量；
3. 匿名性：很多在 STL 算法中只用一次的函数对象通过 lambda 实现，可以避免命名冲突和代码冗长；

使用：STL 算法中，如数组排序

```
std::sort(arr, arr + 6, [](const int& a, const int& b){return a > b;});
```

什么是 STL？

STL 是标准模板库，由容器、算法、迭代器、适配器、空间配置器、仿函数组成；

优势：高可重用性、高性能、高移植性、跨平台；

迭代器是什么？

迭代器是算法访问容器的统一接口，所有容器都有专属迭代器；

从实现角度看，迭代器是重载了指针相关操作符的类模板；

【vector 的迭代器是原生指针，因为维护的是线性空间】

总的来说，迭代器相当于一个泛化的指针，通过派生统一的接口以及通过多态重写这些接口，使得迭代器可以适应不同类型的容器。

push_back 和 emplace_back()的区别是什么？

当动态数组 vector<int> nums 中的空间足够时 emplace_back 会比 push_back 少一次构造和析构操作：

1.nums.push_back(1)传入右值时：

1）.调用构造函数构造出值 A；

2）.调用拷贝构造函数将 A 拷贝到 nums 尾部数据空间

3）.调用 A 的析构函数

2.nums.emplace_back(1);传入右值时会：

1）.调用构造函数直接在 nums 的尾部的内存地址处构造对象。

类似的操作：通过 std::move()函数将一个左值强制转化为右值引用，高效移动资源

int num = 2; nums.push_back(move(num));

注意，在转移语义后 num 内不再存储任何东西。

array 和普通数组的区别？

1. 大小固定：std::array 是一个固定大小的容器，其大小在编译时确定，一旦创建，大小不能改变。普通的数组也具有固定的大小，但可以通过重新分配内存来改变其大小。
2. 安全性检查：std::array 提供了**边界检查**，确保访问容器元素时不会越界。它提供了成员函数 at()来进行访问，如果索引超出范围，会抛出 std::out_of_range 异常。普通的数组没有内置的边界检查，如果访问超出边界的元素，可能会导致未定义的行为。
3. 传递性：std::array 可以像其他 STL 容器一样进行传递和返回，可以作为函数参数或函数返回值。普通的数组在传递时通常会退化为指针，丢失了原始数组的大小信息。
4. STL 算法支持：std::array 可以与 STL 算法无缝地集成，可以直接使用 STL 算法对其进行排序、查找等操作。普通的数组需要自己编写循环或使用指针来实现类似的操作。
5. 成员函数和操作符重载：std::array 提供了一些有用的成员函数和操作符重载，如 size()、empty()、operator[]等，使得操作更加方便和直观。普通的数组没有这些成员函数和操作符重载。

各容器的底层实现？

顺序容器：
vector:基于数组实现，采用连续的内存块来存储元素；通过固定/加倍的方法扩展空间。它维护三个指针 first【起始位】、last【最后一个元素的末尾】、end【占内存的末尾】；
list:基于双向链表实现，每个元素放在一块内存中，内存空间不是连续的，它维护头指针、尾指针；
deque:存储于几段连续的空间中，可以直接再前后进行扩展，但查询效率没有 vector 块，它维护 map【作主控，元素为指向一片连续空间的指针】、map_size、start【迭代器】、finish；
关联容器：
map 和 set：底层采用红黑树构建，键具有唯一性，查找效率为 O(logn)，没无序 map 和无序 set 快
unordered_map、unordered_set 底层基于“哈希表”构建，占用空间大，但查找速度快 O(1)-O(n)
容器适配器：
基于双端队列 deque 实现的 stack 和 queue；基于完全二叉树构建的优先队列“priority_queue”

vector 中大小和容量的区别？
size 表示当前 vector 中实际存储的元素数量；
capacity 表示当前 vector 在重新分配内存之前可以容纳的元素数量

sort 的底层原理？
1. 采用正常的快排，效率 O(nlogn)；
2. 一旦分段后的数据量小于某个阈值（一般 16），此时使用插入排序，因为分段基本有序，所以效率为 O(n)；
3. 如果递归层次过深（递归需要将局部变量压栈，过深会造成栈溢出），改用堆排序，效率 O(nlogn)；

堆排序和快排的对比
堆排序和快排虽然效率上都是 O(nlogn)，但平均表现快排比堆排序快 2 到 5 倍左右，原因在于快排存取模型的局部性更强（快排每次排序都会使数据尽量移动到最终位置，排序会在局部范围进行；而堆排序是所有未排序数据都可能访问到），更利于缓存发挥作用；
堆排序好就好在最坏情况效率也是 O(nlogn)。

用过设计模式吗？大致说说
设计模式是在软件设计中广泛使用的解决问题的可重复方案；
按设计目的分三类：创建型模式（如何创建对象）、结构型模式（如何组合对象）、行为型模式（如何处理对象之间的动态通信和职责分配）；
常见的设计模式：
1. 单例模式：保证一个类只有一个实例，并提供全局访问点；
2. 工厂模式：将对象的创建和使用分离，客户端只要知道产品接口；
3. 适配器模式：将一个类的接口转换成客户端所期望的另一个接口，使得原本由于接口不兼容而不能一起工作的类可以一起工作；
4. 装饰器模式：动态地给一个对象添加一些额外的职责，同时又不改变其结构；
5. 策略模式：定义一系列算法，将每个算法封装起来并可互换使用，使得算法的变化不会影响到使用算法的客户端；
6. 观察者模式：对象间的一种一对多的依赖关系，当一个对象状态发生改变时，所有依赖它的对象（观察者）都会得到通知并自动更新；

设计原则
1. 单一职责：缩小类的粒度，功能明确单一；
2. 开闭原则：对扩展开放，对修改关闭；
3. 里氏替换：子类能够完全替换父类，不会改变父类定义的行为；
4. 接口隔离：不该强迫客户实现它们不需要的接口，即接口方法要尽量细化；
5. 依赖倒置：上层避免依赖下层的实现细节，而应该依赖于抽象（好处是可以灵活替换抽象类的各种具体子类）；

6. 组合优于继承：组合耦合度低。

什么是单例模式？

单例模式是一种创建型设计模式，保证一个类只有一个实例，并提供一个全局访问点（静态方法）来访问该实例；

优势：全局控制、节省资源、懒加载（懒汉模式）；

结构：**私有**构造函数【防止外部实例化】、**私有静态**实例变量【唯一实例】、**公有静态**方法【获取实例】；

应用场景：创建管理线程池、数据库连接池、日志。

什么是策略模式？

策略模式是行为型设计模式，定义了一系列算法（不同实现完成相同工作）并封装，使其可以相互替换；

优势：算法的变化不影响使用算法的客户；

结构：策略类【定义所有支持的算法的公共接口】、具体策略类【实现策略接口】、上下文【包含策略实例，需要时调用策略对象的方法】；

应用场景：需要动态地在几种算法中选择一种、代码存在大量条件判断且条件区别仅在行为时可以使用策略模式。

计网相关：

OSI 七层模型？

应用层：网络体系结构中的最顶层，提供用户接口和应用程序之间的通信服务。在这一层，用户可以访问各种网络应用程序，如电子邮件、文件传输和远程登录。

表示层：负责数据的格式化、加密和压缩，以确保数据在不同系统之间的交换是有效的和安全的。它还提供了数据格式转换和语法转换的功能。

会话层：管理应用程序之间的通信会话，负责建立、维护和终止会话。它还提供了数据的同步和检查点恢复功能，以确保通信的完整性和持续性。

传输层：传输层为应用程序提供端到端的数据传输服务，负责数据的分段、传输控制、错误恢复和流量控制。它主要使用 TCP（传输控制协议）和 UDP（用户数据报协议）来实现这些功能

网络层：网络层负责数据包的路由和转发，以及网络中的寻址和拥塞控制。它选择最佳的路径来传输数据包，以确保它们能够从源主机到目标主机进行传输。

数据链路层：数据链路层提供点对点的数据传输服务，负责将原始比特流转换为数据帧，并检测和纠正传输中出现的错误。它还控制访问物理媒介的方式，以及数据帧的传输和接收。

物理层：物理层在物理媒介上传输原始比特流，定义了连接主机的硬件设备和传输媒介的规范。它确保比特流能够在网络中准确地传输，例如通过以太网、光纤和无线电波等媒介。

浏览器键入网址(url)的全过程？

1. 检查浏览器缓存中是否存在该资源，有则返回，无则下一步网络请求；
2. DNS 解析：将域名转换成 ip 地址；
3. TCP 连接：浏览器向服务器发起 TCP 连接请求，建立连接；
4. 浏览器发送 http/https 请求；
5. 服务器根据请求内容返回相应的响应数据；
6. 浏览器解析响应：如果状态码为 301、302，会重定向到新地址；如果数据类型是字节流，则将请求提交给下载管理器；如果数据类型是 HTML，进入下一步渲染；
7. 浏览器渲染：解析 HTML 文件，创建 DOM 树，解析 CSS 进行样式计算，然后将 DOM 和 CSS 合并构建渲染树，最后布局和绘制渲染树完成页面展示。

DNS 怎么工作？

浏览器接收到网址后，首先查找自己的缓存，没有就查找本机域名解析文件 hosts，还没有就向本地

域名服务器查询（递归查询）；
本地域名服务器先在缓存中查找，以迭代查询的方式依次在根域名服务器->顶级域名服务器->权威域名服务器查找，最后返回 ip 给浏览器；

****DNS 什么时候使用 tcp 协议？**
结论：报文大于 512 字节时可能会导致 UDP 报文分片，更容易丢失，所以这个时候使用 TCP；
1. UDP 协议的额外开销小、有着更好的性能表现，在数据包较小的时候使用；
2.由于 DNSSEC（安全扩展协议，确保 DNS 查询的可信、完整）和 IPv6 的引入，DNS 查询报文迅速膨胀，经常超过 MTU ，造成数据的分片和丢失，这时需要更加可靠的 TCP 协议完成数据的传输；
3. 随着 DNS 查询中包含的数据不断增加，TCP 协议头以及三次握手带来的额外开销比例逐渐降低，不再是报文占比的主要成分；

TCP、UDP、http 报文的格式？
tcp 报文格式（至少 20 字节）：
源端口号 | 目标端口号
序列号
确认应答号
首部长度 保留 控制位 | 窗口大小
校验和 | 紧急指针

udp 报文格式（8 字节）：
源端口号 | 目标端口号
UDP 长度 | UDP 检验和

http 报文格式：请求/状态行、请求/响应头【常用：host、connection、content-type、content-encoding、content-length】、空行、请求/响应体

****TCP 和 UDP 的区别？**
1. 面向连接、不面向连接；
2. **服务对象**；
3. 可靠性：确认应答、重传机制、流量控制、拥塞控制；不可靠
4. 传输方式：TCP 是面向字节流的流式传输，没有边界；UDP 面向数据包的传输，会一个包一个包发送，有边界，可能乱序丢包；
5. **首部开销**：TCP 至少 20 字节，UDP8 字节
6. **分片**：TCP 数据如果大于 MSS（最大分段大小），则会在传输层分片；UDP 数据如果大于 MTU（IP 层的最大传输单元），则会在 IP 层分片；
7. 应用场景：TCP 用于网页浏览、文件传输（可靠性）；UDP 常用于 DNS，音视频通信，广播通信（低延迟）；

****TCP 怎么保证可靠传输？**
1. 连接管理：三次握手和四次挥手；
2. 序列号：保证有序性，防止数据丢失，避免数据重复；
3. 确认应答：接收方接收数据后会回传 ACK 报文，告知接收情况，若发送端在指定时间内未收到确认应答则会触发超时重传；
4. **校验和**：覆盖首部和数据，接收方重新计算校验和并对比，检测是否存在错误或损坏；
5. 重传机制：超时重传、快速重传、SACK（选择性确认，嵌套在快速重传中，告诉发送端都收到了哪些消息）；
6. 流量控制（糊涂窗口、窗口关闭现象）：根据接收端的处理能力决定发送数据的速度；
7. 拥塞控制：根据网络拥塞状况决定发送数据的速度。

服务端如果没有打开，客户端发起 TCP 连接会发生什么事？

如果服务端完全没有打开，客户端发出 SYN 报文后收不到回应，超时重传次数到达最大值后断开连接；

如果服务端绑定了 ip 和端口，但没有监听，客户端发出 SYN 报文后，服务端回 RST 报文。

为什么 TCP 在传输层分片，UDP 在 IP 层分片？

IP 层分片一旦丢失一片，整个 IP 报文就失效了；

UDP 不可靠，失效也就不管了；

TCP 需要保证可靠传输，在 IP 分层效率低，一个分片丢失就需要全部重传，在传输层分片可以只传丢失的那个分片。

描述 TCP 三次握手，为什么不是两次？各次握手丢失发生什么情况？

1. 【第一次】客户端发送 SYN 报文，其中随机初始化序列号 client_isn=x，然后处于 SYN-SENT 状态；
2. 【第二次】服务端收到 SYN 报文后，发送 SYN+ACK 报文，其中随机初始化序列号 server_isn=y，确认应答号 x+1，然后处于 SYN-RCVD 状态；
3. 【第三次】客户端收到 SYN+ACK 报文后，发送 ACK 报文，其中确认应答号 y+1，处于 ESTABLISHED 状态；（可以携带数据）
4. 服务器收到 ACK 后，进入 ESTABLISHED 状态。

不是两次的原因：

1. 避免历史连接（主因）：如果没有第三次确认，服务器遇到旧的 SYN 会直接建立连接，没有中间态（SYN-RCVD）等待客户端的第三次握手，就无法确认 SYN 是否是旧的；
2. 同步双方初始序列号；
3. 避免资源浪费：两次握手时服务端每次收到 SYN 只能主动先建立连接；

不是四次的原因：

中间服务端 ACK+SYN 两步合成了一步；

握手丢失发生情况：

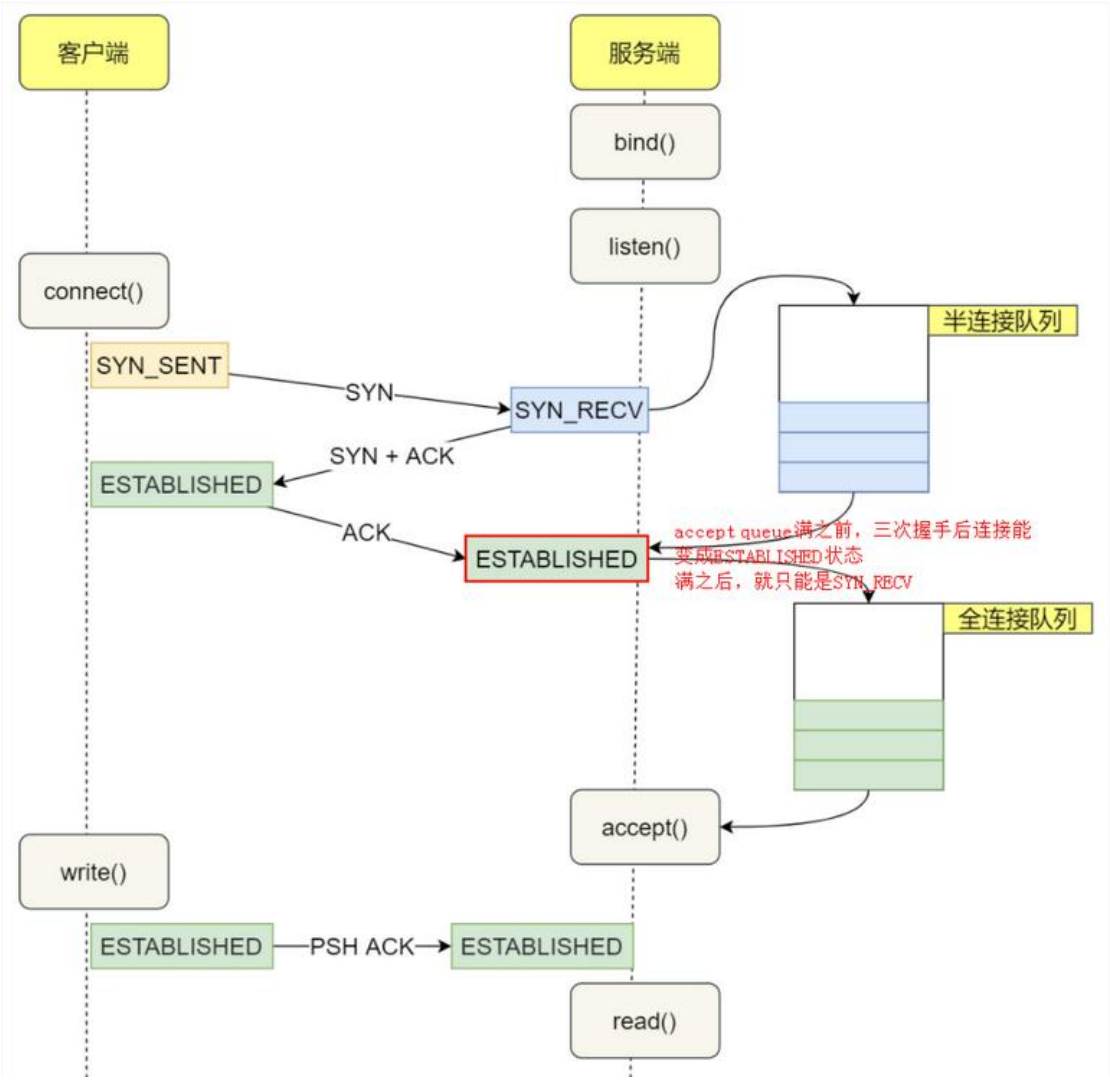
第一次丢失：客户端超时重传；

第二次丢失：客户端和服务端超时重传；

第三次丢失：服务端超时重传。（客户端由于发送的是 ACK 报文，ACK 不会超时重传）

TCP 三次握手和网络编程接口之间的联系？

1. 服务器调用 bind、listen 准备好监听连接；
2. 客户端调用 connect 发送 syn 报文，开始进行 TCP 三次握手；
3. 服务端维护一个半连接队列和全连接队列，没建立完的连接放在半连接队列中（针对半连接队列的网络攻击是 syn floods 攻击，攻击方不停发送 syn 占满队列，使得其他请求无法进来），建立完成的放在全连接队列中（listen()中的 backlog 参数表示全连接队列长度）；



4. 服务器调用 accept 从全连接队列中取出连接，返回给进程；

描述 TCP 四次挥手，为什么是四次？挥手丢失发生什么？其中 time_wait 的作用？为什么最后等 2MSL？

1. 【第一次】客户端发送 FIN 报文，进入 FIN_WAIT_1 状态；
2. 【第二次】服务端收到后，发送 ACK 报文，进入 CLOSE_WAIT 状态；
3. 客户端收到后，进入 FIN_WAIT_2 状态；
4. 【第三次】服务端发送 FIN 报文，进入 LAST_ACK 状态；
5. 【第四次】客户端收到后，发送 ACK 报文，进入 TIME_WAIT 状态；
6. 服务端收到后，进入 CLOSE 状态；
7. 客户端经过 2MSL 后，进入 CLOSE 状态；

注意：如果服务端没有数据要发送&&开启 TCP 延迟确认机制（等等看有没有 DATA，有的话 DATA+ACK 一起发送，如果等待时间内收到第二份数据，立刻发送 ACK），第二、三次挥手会合并；

四次的原因：
TCP 是全双工通信，两次握手可以释放一端到另一端的连接，完全释放需要四次；

挥手丢失发生情况：
第一次丢失：客户端超时重传；
第二次丢失：客户端超时重传；（ACK 报文不会重传）
第三次丢失：服务端超时重传；
第四次丢失：服务端超时重传；

TIME_WAIT 作用：
1. 防止历史数据被后面相同四元组的连接 错误接收（给时间让历史数据被丢弃）；
2. 保证被动关闭连接的一方被正确关闭（确保 ACK 让被动方收到）；

2MSL 的原因：
1. MSL 的时间让历史数据被丢弃；
2. 当 ACK 没有被正确接收时，需要等待另一端超时重传 FIN 报文并重新回应，来回最长需要 2MSL 时间。

Time_wait 过多有什么危害？
客户端：如果 time_wait 占满了所有端口资源，就无法再跟目的 ip 和目的端口都一样的服务端建立连接；
服务端：不会导致端口资源受限，因为只监听一个端口（理论上可以与很多不同的客户端建立连接），但 tcp 连接过多会占用系统资源。

怎么处理 time_wait 过多的情况？
一般来说服务端主动断开连接才会出现 time_wait 过多的情况，而主动断开连接的情况有：
1. http 没有使用长连接；
　　解决方案为双端 connect 字段设置为 keep-alive；
2. http 长连接超时：大多数 web 服务软件都会提供参数指定连接超时的时间，比如 nginx 提供 keepalive_timeout，time_wait 过多可能是因为大量客户端在建立连接后没有把数据成功发送到服务端；
　　解决方案：检查网络问题；
3. http 长连接请求数量达到上限：web 服务软件有参数定义 http 长连接能处理的最大请求数，比如 nginx 的 keepalive_requests，请求数超过该值则会断开长连接；当 QPS（每秒请求数）过高，就会出现服务端频繁主动断开连接的现象；
　　解决方案：参数调大。

TCP、UDP 数据包大小的限制？
数据链路层，物理特性决定帧最大 1500 字节，即 MTU 最大为 1500；
路由器中 MTU 可能设置成不同的值，Internet（非局域网）标准 MTU 为 576；
UDP 包的大小=MTU – IP 头（20）-UDP 头（8）

UDP 头中的报文长度 16 位（2 字节），所以 UDP 包含报头在内的数据报的最大长度为 2^16-1=65535 字节

****什么是滑动窗口？**
滑动窗口协议是传输层进行流量控制的方式；
1. 允许发送方连续发送多个分组，而不必每发送一个分组就等待确认，增加了数据传输的速率；
2. 接收方可以通过窗口大小控制发送方的发送速率，避免发送方发送速率过快导致接收方不能接收的问题；

发送窗口：限制发送方可发送的数据大小，由接收方返回的窗口大小字段控制；接收到 ACK 响应时移动窗口；
接收窗口：标记可以接收的数据大小；接收到数据且左侧连续才移动窗口。

****细说拥塞控制？**
拥塞控制避免发送方的数据填满整个网络，只要发生重传则认为网络出现拥塞；
发送窗口=min（拥塞窗口，接收窗口）；
拥塞控制四个算法：

1. 慢启动：拥塞窗口从初始值开始（不一定是 1），发送方每收到一个 ACK，cwnd++（指数增长），直到涨到慢启动门限 ssthreash；
2. 拥塞避免：每当收到一个 ACK，cwnd 增加 1/cwnd（线性增长）；
3. 拥塞发生：
ssthresh=cwnd/2，cwnd=初始值【出现超时重传】；
ssthresh=cwnd/2，cwnd=ssthresh【出现快速重传：发送方收到了三次重复的 ACK，就会马上重传】；
4. 快速恢复：和快速重传同时使用，线性增长。

http 和 https 的区别

1）、http 协议传输的数据都是未加密的，也就是明文的，因此使用 HTTP 协议传输隐私信息非常不安全， HTTPS 协议是由 SSL+HTTP 协议构建的可进行加密传输、身份认证的网络协议，要比 http 协议安全。
2）、https 协议需要到 ca 申请证书，一般免费证书较少，因而需要一定费用。
3）、http 和 https 使用的是完全不同的连接方式，用的端口也不一样，前者是 80，后者是 443

https 对比 http 为什么更安全？

1. 身份验证： https 使用证书对服务器进行身份验证，防止中间人攻击；
2. 数据加密：https 使用 SSL/TLS 协议对数据加密，防止传输过程中被窃听或篡改；
3. 数据完整性验证：https 使用消息摘要算法验证数据的完整性；

长连接和短连接，它们各有什么优缺点？

短连接

客户端和服务器每进行一次 http 连接就会建立一次 tcp 连接，任务结束就中断
优点：管理简单，不要额外的控制手段
缺点：客户端请求频繁时，将在 tcp 的连接和关闭操作上浪费时间和带宽。
长连接：

当一个网页打开完成后，客户端和服务器之间用于传输 http 数据的 TCP 连接不会关闭，客户端再次访问这个服务器时，会继续使用这一条已经建立的连接
优点：可以省去较多的 TCP 建立和关闭的操作，减少浪费，节约时间，适用于频繁请求资源的用户
缺点：存在存活功能的探测周期长的问题，遇到恶意连接时保活功能不够；随着客户端连接的增多，服务器可能扛不住，需要采取额外的策略来管理连接。

SSL/TLS 握手过程？

是一个使用非对称加密协商对称加密密钥的过程，为什么是这个过程呢？因为对称加密密钥运算速度比非对称加密快，但是对称密钥必须保密，无法做到安全交换；而非对称加密使用两个密钥：公钥任意分发而私钥保密，解决了密钥交换的问题【对称加密和非对称加密的区别】；
具体过程：
1.客户端->Client Hello：支持的 TLS 协议版本、支持的密码套件列表、客户端随机数；
2.服务端->Server Hello：确认 TLS 版本、确认的密码套件、服务器数字证书、服务端随机数；
3.客户端（CA 公钥验证证书，取出服务器公钥）：pre-master 随机数（服务器公钥加密）、加密算法改变通知、握手结束（将之前所有内容的数据做摘要，供服务端校验）；
【服务端和客户端有三个随机数后，用双方协商的加密算法生成会话密钥】
4.服务端：加密算法改变通知、握手结束（将之前所有内容的数据做摘要，供客户端校验）。

对称加密和非对称加密的区别？

对称加密只使用一个密钥进行加解密，优点是运算**速度快**，缺点是密钥**必须保密**，无法做到安全的密钥交换。
非对称加密使用两个密钥：公钥和私钥。公钥可以任意分发而私钥保密，解决了密钥交换问题但**速度慢**。公钥和私钥都可以用来加密和解密，流程不同，目的不同：

公加私解：保证内容传输的安全，因为被公钥加密的内容，其他人是无法解密的，只有持有私钥的人，才能解密出实际的内容；
私加公解：保证消息不会被冒充，因为私钥是不可泄露的，如果公钥能正常解密出私钥加密的内容，就能证明这个消息是来源于持有私钥身份的人发送的。（客户端校验服务端证书时用 CA 公钥解密）
一般不用非对称加密来加密实际的传输内容，因为计算耗费性能。

签发证书和验证证书的过程？
签发：
1. CA 把证书持有者的公钥、用途、颁发者、有效时间等信息打包，使用 hash 算法得出 hash 值；
2. CA 使用自己的私钥对 hash 值加密，生成签名，并添加在证书上，最终形成数字证书；

验证：
1. 客户端使用同样的 hash 算法得到 hash 值 H1；
2. 客户端使用浏览器或操作系统中集成的 CA 公钥解密签名，得到 hash 值 H2；
3. 若 H1=H2，则证书可信赖。

证书链：
一般服务器（以百度举例）向 CA 申请的证书不是由根证书签发的，而是由中间证书签发的（客户端没有中间证书的公钥），因此客户端验证过程可以分为三步：
1. 收到百度的证书，发现该证书的签发者不是根证书，则向 CA 请求相应的中间证书；
2. 中间证书由根证书签发，则利用已有的根证书公钥验证中间证书；
3. 通过中间证书公钥验证百度证书【即上述的验证过程】。

了解哪些对称/非对称加密算法？
对称：AES（最流行、广泛使用）
非对称：RSA（用于数据加密和数字签名）、ECC（适用于移动设备等资源受限的环境）

怎么防止下载的文件被劫持和篡改？
使用 https 下载：通过 TLS 加密数据，防止中间人攻击和篡改；
验证文件完整性：下载文件后使用哈希算法（MD5 等）计算文件哈希值，与官方提供值对比；

****get 和 post 的区别**
1. 作用：get 从服务器获取资源；post 向服务器提交数据；
2. 参数传递方式：get 请求参数一般写在 URL，只接受 ASCII 字符；post 放在请求体，数据类型无要求；
3. 安全性：get 请求参数暴露在 URL 中，更不安全（但是 http 明文传输，其实两者都不安全）；
4. **传送数据量**：get 较小，不大于 2kb；post 大，不受限制；
5. **编码方式**：get 只能 URL 编码；post 支持多种编码方式；
6. 缓存机制：get 会被主动 cache，post 不会除非手动设置；**get 参数被保留，post 不会；get 在回退时无害，post 会再次提交请求；**
7. 幂等（多次执行相同操作，结果相同）：get 幂等；post 会修改服务器资源，不幂等；

****http 协议的发展过程**
http1.0->http1.1：
1. 支持长连接；
2. 引入更多缓存控制策略；
3. 请求管道化：请求不必等到响应才能发下一个，可以一起发过去，减少整体响应时间；
4. 带宽优化：请求头引入 range，允许只请求资源的某个部分，返回码为 206；

http1.1 的问题：

1. 首部未经压缩就发送，而且发送相同首部造成的浪费比较多；
2. 同一个连接中，服务端按请求的顺序响应，如果当前请求响应得慢，会导致后续请求一直得不到响应，造成队头阻塞；
3. 请求只能从客户端开始，服务器被动响应。

http1.1->http2.0：
1. 二进制分帧：在应用层和传输层之间增加二进制分帧，头信息和数据体全是二进制，改善传输性能（'2''0''0'在文本中占用 3 字节，在二进制中对其编码只要 1 字节）；
2. 首部压缩：使用 HPACK 算法压缩头（客户端服务器维护头信息表，所有字段存入表并生成索引号，以后遇到表中有的头就只发送索引号）；
3. 多路复用：多个 stream 复用在一个 TCP 连接上；使用 stream id 区分不同的 http 请求，不同 stream 的帧可以乱序发送，接收端通过 stream id 有序组装成 http 消息，因此可以并发不同的 stream，也就是可以并发响应同一连接上的不同请求；
4. 服务器推送：可以主动向客户端发送消息，客户端建立的 stream 的 id 是奇数，服务端的 id 是偶数。

http2 的问题：
http2 通过 stream 的并发能力解决了 http1 的在应用层的队头阻塞问题，但 TCP 层的队头阻塞问题仍然没有解决：

TCP 是字节流协议，必须保证收到的字节数据完整且连续，这样内核才会将缓冲区的数据返回给 http 应用；

当前一个字节没有到达时，后收到字节就只能放在内核缓冲区里，等前一个字节到达时，http2 应用层才能从内核中拿到数据；

http 队头阻塞问题？
1. http1.1 的实现基于请求响应模型：同一个连接中，服务端按请求的顺序响应，如果当前请求响应得慢，会导致后续请求一直得不到响应，造成队头阻塞；
2. http2 通过 stream 的并发能力解决了 http1 的在应用层的队头阻塞问题，但 TCP 层的队头阻塞问题仍然没有解决：

TCP 是字节流协议，必须保证收到的字节数据完整且连续，这样内核才会将缓冲区的数据返回给 http 应用；

当前一个字节没有到达时，后收到字节就只能放在内核缓冲区里，等前一个字节到达时，http2 应用层才能从内核中拿到数据；

也就是 tcp 层一旦发生丢包，就会阻塞所有 http 请求；
3. http3 把下层的 tcp 改成了 udp，在 http 层使用 quic 协议实现类似 tcp 的可靠性传输；udp 不管顺序，也不管丢包，所以不会出现传输层队头阻塞的问题。

有了 http 协议，为什么还要有 websocket？
websocket 主要解决服务器主动推送大量数据给客户端的场景：微信小程序、网页游戏等；
http 解决服务器主动推送的方式：
定时轮询：客户端以 1 到 2 秒的时间间隔不断发出请求，看看码有没有被扫；缺点为消耗带宽，用户感到卡顿（网页扫码登录）；
长轮询：超时设置得很大如 30 秒，在 30 秒内服务器收到了扫码请求，就马上返回给客户端（百度网盘扫码登录）；
websocket 是什么：在传输层上，TCP 是全双工的，但是被 http 协议用成了半双工，所以需要新的应用层协议 websocket；
怎么连接（两次握手）：
1. http 请求中带上特殊的 header 头（connection：upgrade，upgrade：websocket，随机生成的 base64 码）发给服务器【第一次】；
2. 服务器用公开算法将 base64 码转成一段字符串放在响应头中，发给客户端【第二次】；

3. 浏览器用同样的公开算法将 base64 码转成字符串与服务器的比较，如果一致则验证通过，握手成功。（升级后和 http 没关系）

服务器响应后，怎么禁止客户端进行缓存？
Cache-Control 字段设置为 no-store；
no-cache 表示强制协商缓存；
max-age=N 表示缓存多长时间；

****cookie 和 session 的区别？**
cookie 和 session 都用于管理用户的状态和身份。
cookie：存放在客户端，请求时会将其放在请求头，服务端根据 cookie 得到客户端特有信息，从而动态生成对应内容；
session：把客户端信息记在服务器中，**维护用户登录状态、存储用户临时数据和上下文信息**；

区别：
1. 存储位置；
2. 安全性：cookie 存在客户端，容易被篡改；session 存在服务端，更难被访问和修改；
3. 数据容量：cookie 小（4kb），session 大；
4. 有效期：cookie 可设置为长时间保持（比如默认登录功能），session 一般有效期短，客户端关闭或 session 超时都会失效；
5. 传输方式：cookie 每次请求都会被自动发送至服务器，**session id 通常通过 cookie 或 url 参数传递。**

cookie 里存哪些字段？
name、value、
domain（可以访问 cookie 的域名）、
path（可以访问 cookie 的页面路径）、
expires/max-age（cookie 超时时间）、
size（cookie 大小）、
secure（是否只能通过 https 传递 cookie）。

Ping 用什么协议，在哪层？
ICMP（Internet Control Message Protocol）协议，网络层；
ICMP 是面向无连接的协议，用于在主机与路由器之间传递控制信息。

操作系统相关：

操作系统由哪些部分组成？
内核、文件系统、设备驱动程序、Shell（用户与操作系统交互的接口）

用户态和内核态的区别？
用户态是应用程序运行的环境，受限制，无法直接访问底层硬件和资源；
内核态是操作系统内核执行的环境，具有更高的特权级别，可以直接访问硬件和资源。

****用户态陷入内核态的方式？**
1. 系统调用：
　　系统调用是操作系统提供给应用程序用于操作底层硬件、资源的接口，保证系统的安全稳定；
　　一般应用程序在用户态运行，不能执行 I/O 操作、内存管理、进程管理、网络通信等，这些功能需要在内核态下才能执行，于是应用程序通过系统调用安全可控地执行这些功能；
2. 中断：
　　CPU 在执行指令时，收到中断信号后会转而执行中断处理程序，再返回到原指令流中继续执行；

3. 异常：

CPU 执行某些指令时发生错误或故障（比如访问非法内存、除数为 0）时，就会陷入异常。

用户态陷入内核态的开销？

1. 上下文的切换：保存当前用户态的上下文信息（程序计数器、寄存器、堆栈指针），以便返回用户态的时候能正确恢复；
2. 特权级别的改变：需要执行额外的指令和权限检查；
3. 内存或缓存失效：内核态的数据代码一般和用户态的分开存放在不同的内存区域，当从用户态切换到内核态时，可能需要加载新的指令和数据到内存或缓存中，导致原先在内存或缓存中的用户态数据失效。

****中断的作用？**

1. 外设异步通知 CPU（硬件中断，分为可屏蔽与不可屏蔽）；
2. CPU 之间发送消息（处理器间中断）；
3. 处理 CPU 异常（软件中断）：CPU 发现异常会向自己发送中断信号；

CPU 异常按是否需要修复以及能否修复分 3 类：

1. 陷阱（trap）【有意为之的异常，用来主动陷入内核执行系统调用】，不需要修复，中断处理完成后，继续执行下一条指令；

2. 故障（fault）【如缺页】，需要修复，可能修复，中断处理完成后，执行之前的指令；

3. 中止（abort），需要修复，无法修复，中断处理完成后，进程崩溃。

中断和异常的区别？

1. 中断是异步的（与当前执行的指令无关），异常是同步的（与当前执行的指令有关）；
2. 中断可以被屏蔽，异常不行（确保程序的正确性和系统的稳定性）；

硬中断和软中断？

为了避免由于中断处理程序执行时间过长，丢失了其他其他中断请求，Linux 将中断处理程序分为两个阶段：

1. 硬中断，由硬件触发中断，用来快速处理中断，一般会关闭中断请求，负责处理和硬件紧密相关的事情；
2. 软中断，由内核触发中断，用来异步处理一阶段未完成的工作，一般以内核线程的方式运行；

网卡接收网络包的过程？

1. 网卡收到网络包后，硬中断告知 CPU，通过 DMA 方式将接收到的数据写入内存；（这个过程是硬中断，此时禁止了网卡中断，避免频繁硬中断降低内核的工作效率）
2. 通过硬件中断通知内核有新数据；
3. 内核调用对应的中断处理程序来处理该事件，包括解析头部等；（软中断）

进程和线程的区别？（基于是否共享内存产生的差异）

进程是系统进行资源分配的基本单位；
线程是系统运算调度的基本单位，是进程内的执行单元；
资源开销：每个进程有独立的内存空间，上下文切换开销大；线程共享内存空间，开销小；
通信同步：进程间相互隔离，需要管道、消息队列、共享内存机制；线程直接访问共享内存；
稳定性：一个进程崩溃不会影响其他进程，线程会。

线程有哪些资源是独有的？

线程的栈区、程序计数器、使用的寄存器、栈指针；
但线程的栈区不严格隔离，线程 A 如果拿到线程 B 的局部变量地址，可以改变；
统称线程上下文。

Linux 如何查看线程内存、cpu 占用情况

首先通过 top 命令找到进程对应的进程 pid

通过 top -H -p 进程 pid 查看线程　　cat /proc/进程 pid/status 查看进程

****fork()的运行原理？怎么区分父子进程？**

fork 是系统调用，复制当前进程，创建一个新的子进程，使得父子进程拥有相同的程序代码、数据和**上下文**，但各自在独立的地址空间中运行；

在父进程和子进程中，fork() 返回值不同：在父进程中，fork() 返回子进程的 PID，而在子进程中，fork() 返回值是 0；

linux 通过写时拷贝实现 fork：先让父子进程共享同一个地址空间，在需要写入的时候才复制地址空间，从而使父子进程拥有各自的地址空间；

注意：子进程是从 fork 的返回开始执行，而不是将代码从头开始执行！（因为复制了上下文）

僵尸进程和孤儿进程是什么？

每个子进程在退出后，并非马上消失，而是留下进程号、退出状态、运行时间等信息供父进程获取，这时的子进程是僵尸进程；

僵尸进程需要等待父进程通过 wait 来释放；

孤儿进程是没有父进程的子进程，当父进程在子进程结束前退出时，所有子进程成为孤儿进程，init 进程变成它们的父进程，由 init 进程调用 wait()来释放孤儿进程；

僵尸进程若不处理会占用资源，孤儿进程由 init 进程自动处理，没有危害。

写时拷贝技术（COW）？

介绍：COW 将拷贝操作延迟到第一次写入时进行，也叫隐式共享；

原因：当通过 fork()创建子进程时，需要将父进程内存空间中的内容全部复制到子进程中，操作耗时且占用物理内存；如果子进程拷贝内存后立刻使用 exec()加载新程序，那么之前的拷贝操作是多余的；因此引入 COW，只有在第一次写入时才拷贝相应内存页，节省了不必要的拷贝操作；

补充 exec()：使另一个可执行程序替换当前的进程，除了 pid 不变，其他数据段、代码段、堆栈等都被替换为新程序的，从头开始执行；

实现方式：

1. fork()之后，内核将父进程所有内存页标记只读，并且内存页的引用数增加，子进程只拷贝父进程的页表（即 fork 的开销只有拷贝页表和分配 pid）；
2. 当某个进程尝试写入某个内存页时，就会触发缺页异常，陷入内核态；
3. 内核为尝试写入的进程拷贝相应的内存页，并恢复原内存页的可写权限，就可以正常执行写操作；
4. 如果内存页只有一个引用，则可以直接修改。

进程调度方式以及优缺点？

1. 先来先服务：进程按照先来后到的顺序依次执行；
   优点：公平；
   缺点：如果长作业先运行，短作业等待时间就会很长；
2. 最短作业优先：优先选择运行时间最短的进程执行；
   优点：短作业响应速度快；
   缺点：产生长作业饥饿问题；
3. 高响应比优先：计算每个进程的响应比，计算方式为（等待时间+要求服务时间）/要求服务时间，

长作业的响应比会随着等待时间的增加而提高，从而获得执行机会；

优点：兼顾了长作业和短作业，解决了长作业饥饿问题；

4. 时间片轮转：将相等长度的时间片依次分配给每个进程执行，不考虑任何优先级；

优点：简单公平；

缺点：时间片太短造成频繁的进程上下文切换，太长使得短作业响应时间变长；

5. 多级反馈队列：

【多级】表示有多个队列，每个队列优先级从高到低，优先级越高时间片越短；

进程如果在当前队列的时间片内没有执行完毕，则加入次优先级队列；

【反馈】表示如果有新的进程加入优先级高的队列，则优先执行这个进程；

优点：兼顾长短作业，同时有较好的响应时间。

协程是什么？

用户态的轻量级线程，同一时间只能执行一个协程（其他协程休眠），切换开销小，无锁同步；

场景：长时间 I/O 操作阻塞，可以切换至其他协程运行（如果是线程切换开销大）。

进程的通信方式？

1. 管道：单向通信，适用于有亲缘关系的进程之间通信；半双工；
2. 命名管道：通过在创建管道文件，允许无亲缘关系的进程之间通信；半双工；
3. 消息队列：进程间异步通信，克服信号传递信息少、管道只能承载无格式字节流等缺点；
4. 信号：通知进程某个事件已经发生，迫使进程执行信号处理程序；
5. 共享内存：多个进程共享一块内存区域，读写不需要陷入内核态，实现高效的数据交换；
6. 信号量：计数器，控制多个进程对共享资源的访问，主要作为进程间、同一进程不同线程之间的同步手段；
7. 套接字：不同主机之间的进程通信，可实现网络通信。

匿名管道和命名管道的区别？

1. 本质：匿名管道是内存中的一块缓冲区，命名管道是存储在硬盘的 fifo 文件；
2. 使用对象：匿名管道只能用在父子进程（能拿到管道地址就能读写），命名管道任意进程；
3. 创建：匿名管道 pipe()，命名管道 mkfifo()；
4. 使用：匿名管道可直接读写，命名管道需要先 open()相应文件；

线程的通信方式？

1. 互斥锁；
2. 条件变量；
3. 信号量；
4. 读写锁；

条件变量的虚假唤醒？

当一个正在等待条件变量的线程由于条件变量被触发而唤醒时，却发现它等待的条件（共享数据）没有满足(也就是没有共享数据)；

什么是死锁？死锁条件？解决办法？

死锁是两个或多个线程由于相互等待而永远被阻塞的情况；

同时满足：互斥条件、请求保持条件、不可剥夺条件、循环等待条件（多个进程间形成循环等待资源的链）；

破坏请求保持条件：一次性申请所有资源；

破坏不可剥夺条件：当申请不到资源时，主动释放自己占有的资源；

破坏循环等待条件：按序申请资源；

**什么是虚拟内存？为什么需要？

虚拟内存是内存管理技术，在每个进程创建加载时，会分配一个连续虚拟地址空间，通过映射与物理地址空间对应；

作用：

1. 内存扩展：虚拟内存可以使程序的运行内存超过物理内存大小，程序运行符合局部性原理，当物理内存不足时，可以将不常用的数据暂时移到硬盘 swap 区域上，释放内存供其他进程使用；
2. 内存隔离：一个进程无法直接访问另一个进程的内存空间；
3. 内存访问安全：页表里的页表项中除了物理地址之外，还有一些标记位，比如控制页的读写权限，标记该页是否存在等。

内部碎片和外部碎片的描述？

内部碎片：已分配给进程的内存块中存在未被有效利用的空间；（分页）

外部碎片：已分配内存块之间的零散的无法被利用的未分配空间；（分段）

软链接和硬链接？

概念：

软链接：（创建新 inode）创建的指向链接目标路径的特殊文件；

硬链接：（不创建新 inode）在索引节点 inode 的 links 字段+1，删除硬链接只会在 links 字段-1，直到 links=0 才删除源文件；不能跨文件系统；

场景：

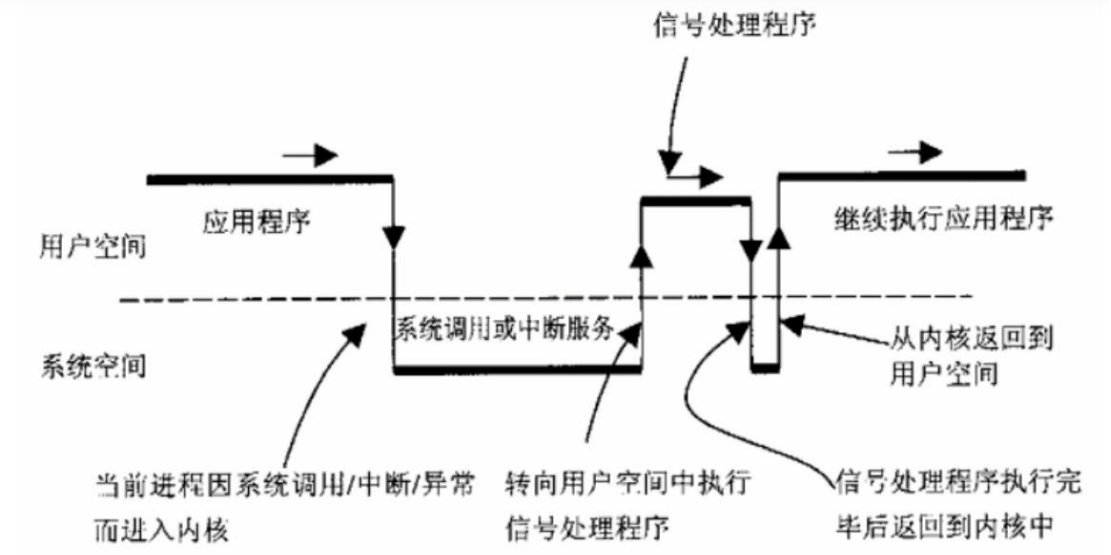
软链接：快捷方式、切换不同版本的目标程序；

硬链接：文件备份、文件共享、不同角度分类文件；

五种 IO 模型？

IO 时内核一般有两个阶段：内核准备数据、将数据拷贝到用户缓存（读）；

1. 阻塞 IO：用户线程发起 IO 后等待两个阶段的完成；
2. 非阻塞 IO：当内核没准备好数据时直接返回，当下次轮询发现内核准备就绪后等待第二阶段的完成；
3. IO 复用：使用 select/poll/epoll 函数同时监听多个 fd 是否准备就绪，用户线程通过函数获得就绪 fd 并处理；（不必为每个 fd 创建监控线程）
4. 信号驱动 IO：当用户发起 IO 时，给对应 socket 注册信号处理函数，然后继续执行，当内核数据准备就绪时，发送信号给用户，通知用户线程调用信号处理函数读取数据；（优化无用的轮询）
5. 异步 IO：用户线程发起 IO，内核完成两个阶段后发出信号通知用户线程。



select/poll/epoll？

select 和 poll 都是在用户态中通过线性结构来存储进程关注的 socket 集合，在调用时将集合拷贝到内

核中，内核遍历查看 socket 是否发生事件，发生了就标记，再把集合拷贝回用户态，由用户遍历找到发生事件的 socket；
不同的是 select 支持的 fd 个数受内核限制，最大值为 1024，poll 使用链表组织 fd，只受系统文件描述符限制；

epoll：在内核中通过红黑树存储 socket 集合，使用事件驱动机制维护一个记录就绪事件的链表：每当有 socket 发生事件时，将其添加到就绪链表中；当调用 epoll_wait 时可以直接获得发生事件的 socket，不需要遍历；

随着连接数增加，select/poll 遍历和拷贝的代价越来越大，而 epoll 基本不受影响，而且 epoll 可以使用效率更高的 ET 触发模式（接下面的八股）。

LT/ET 触发模式？

LT（Level Trigger，水平触发）

当 epoll_wait 检测到有事件发生并将此事件通知给应用程序后，应用程序可以不立刻处理该事件，当应用程序下一次调用 epoll_wait 时，epoll 函数在仍会告知此事件，直到该事件被处理为止。

ET（Edge Trigger，边缘触发）

当 epoll_wait 检测到有事件发生并将此事件通知给应用程序后，应用程序必须立刻处理该事件 ，因为后续的 epoll_wait 调用将不再重复通知此事件。

ET 比 LT 好在：epoll_wait 系统调用次数减少，效率高。
select/poll 只能实现 LT。

epoll 用红黑树管理，为什么不用哈希表？
1. 红黑树容易扩容缩容，而哈希表扩容缩容需要重新分配桶数组的动态内存，计算所有元素的新哈希值，将元素按照新的哈希值重新放回桶中；
2. 哈希表的查找插入删除操作的平均时间复杂度是 O(1)，但最坏情况下可能会退化为链表，导致复杂度为 O(n)；

****Reactor 和 Proactor？**
两者都是基于事件分发的网络编程模式，
Reactor 是非阻塞同步网络模式，感知的是就绪可读写的事件；在每次感知到有事件发生，比如读就绪事件，需要应用进程主动将 socket 缓存中的数据读到进程内存后才能进行下一步的业务处理，这个过程是同步的；
Proactor 是异步网络模式，感知的是已完成的读写事件；在发起异步读写请求时，读写过程由内核执行，读写完成后内核直接通知应用进程处理数据；

数据库相关：

CAP 定理？
一致性：分布式系统所有节点上，对于同一数据的读操作都应该返回相同的结果；
可用性：面对用户请求时能够及时响应并返回结果；
分区容错性：网络分区（节点之间无法相互通信）的情况下仍然能够正常运行；

数据库范式？
第一范式：强调列的原子性，列不能再分成其他几列；
第二范式：非主属性完全依赖主属性，而不是依赖于主属性的一部分；
第三范式：任何非主属性不依赖于其他非主属性，在 2NF 基础上消除传递依赖。

MySQL 语句执行流程？

1. 客户端连接数据库；
2. 解析第一个字段，如果是查询语句，就去查询缓存（8.0 后移除，因为对于更新频繁的表缓存命中率低）；
3. 解析 SQL：包括词法分析和语法分析，词法分析识别出关键字和非关键字，语法分析根据语法规则判断语法是否有误，如果没问题就构建语法树，方便后续模块获取 SQL 类型、表名、字段、where 条件等；
4. 执行 SQL：包括预处理、优化、执行阶段；

预处理：检查表或字段是否存在、将 select*中的*替换为表上所有列；

优化：确定效率最高的执行计划，比如表里有多个索引的时候，优化器基于查询成本选择索引；

执行：根据执行计划从存储引擎读取记录，返回给客户端。

****undo log、redo log、 bin log 是用来干什么的？怎么工作的？**

1. undo log：是 innodb 生成的日志，实现事务的原子性，主要用于事务回滚和 mvcc；

工作方式：每当存储引擎对一条记录进行增删改时，就要把回滚需要的信息记录到 undo log 中（比如插入记录时就要把主键记下来，回滚删了主键对应的记录就好）；

undo log 和数据页一样，都需要通过 redo log 保证持久化；

在说明 redo log 前先讲讲缓冲池，innodb 为缓冲池申请了一片连续的内存空间，以页为单位存储数据，包括索引页、数据页、undo 页等等，这样可以减少磁盘 io，提高数据库的读写性能；

但是缓冲池基于内存，是不可靠的，万一断电，没来得及落盘的脏页数据就会丢失；为了防止这种情况，innodb 使用 write-ahead logging 技术：先将修改以 redo log 的形式记录，将 redo log 刷盘，再在适当的时候将脏页刷新到磁盘中；

2. redo log：是 innodb 生成的物理日志（记录在某个数据页做了什么修改），保存的是未被刷入磁盘的脏页日志，只要先将 redo log 持久化到硬盘中，就不需要马上将脏页落盘；当系统崩溃时，可以通过 redo log 恢复数据；

工作方式：redo log 在缓冲池中也有一个 redo log buffer，落盘时机有：

1. mysql 正常关闭；
2. redo log buffer 中记录的写入量大于 buffer 内存空间的一半；
3. 每隔 1s；
4. 事务提交时；

总结 redo log 的用处：Redo log 是 MySQL 中用于保证持久性的重要机制之一。它通过以下方式来保证持久性：

Write-ahead logging（WAL）：在事务提交之前，将事务所做的修改操作记录到 redo log 中，然后再将数据写入磁盘。这样即使在数据写入磁盘之前发生了宕机，系统可以通过 redo log 中的记录来恢复数据。

redo log 的顺序写入：redo log 采用追加写入的方式，将 redo 日志记录追加到文件末尾，而不是随机写入，提高写入性能。

3. bin log：是 server 层生成的二进制日志（所有存储引擎可用），记录所有表结构、数据修改的日志，用于备份、主从复制；

工作方式：MySQL 在完成一条更新操作后，server 层会生成一条 binlog，保存在 server 层的 binlog cache，事务提交时统一将事务产生的 binlog 刷新到磁盘中的 binlog 文件；

Q：redo log 和 binlog 的区别？

redo log 用于掉电等故障恢复；

binlog 用于备份恢复、主从复制；

当需要恢复整个数据库时，不能用 redo log 恢复，因为 redo log 是循环写，只记录未落盘的脏页日志；而 binlog 保存的是全量日志。

什么是非关系型数据库？

采用键值对、文档、图等形式存储，读写性能高，易扩展，为了解决关系数据库在处理大规模数据和高并发访问面临的挑战而设计；
redis 是键值对型数据库。

MySQL 有哪些存储引擎？
InnoDB 和 MyISAM，MySQL5.1 后默认使用 InnoDB；
区别：
1. innodb 提供事务支持，遵循 acid 属性，myisam 不支持，但执行速度更快；
2. innodb 是聚簇索引（数据和索引绑定），myisam 是非聚簇索引（索引只保存数据的指针）；
3. innodb 支持外键（表的一个字段，值为另一个表的主键），myisam 不支持；
4. innodb 最小锁粒度是行锁（提高了并发性能），myisam 是表锁；
5. InnoDB 支持崩溃恢复和故障转移，而 MyISAM 在崩溃后无法保证数据的完整性；
总的来说，如果需要支持事务、并发性能高、要求数据完整性，就选择 innodb，以查询为主，要求速度快就选择 myisam。

什么是索引？索引的分类？
索引是帮助存储引擎快速获取数据的数据结构，即数据的目录；
按数据结构：b+树索引、hash 索引、full-text 索引；
按物理存储：聚簇索引、二级索引；
按字段特性：主键索引、唯一索引、普通索引、前缀索引；
按字段个数：单列索引、联合索引。

Mysql 创建索引需要注意什么？
Mysql 支持多种索引类型，要根据实际需求选择合适的索引类型，因为索引会增加数据插入、更新和删除的成本，所以不能为每个列都创建索引，而是要在经常查询的列上创建索引，也根据需求选择联合多个列构建索引。

mysql 慢查询优化的方法？
1. 通过 explain 执行结果，查看 sql 是否走索引（type 字段是 all 表示全表扫描，key 字段显示实际使用的索引），如果不走就考虑增加索引；
2. 建立联合索引，实现覆盖索引优化，减少回表；
3. 避免索引失效；
4. 联表查询最好手动指定小表驱动大表（有时候优化器会因为统计数据出问题而不去优化），减少表连接创建的次数；
5. 字段多的表分解成多个表，把字段使用频率低的放在单独的表中，只在需要时进行关联查询，减少了不必要的数据读取和处理；

mysql 为什么用 b+树而不是 b 树、二叉树、hash？
MySQL 默认的存储引擎 InnoDB 采用的是 B+ 作为索引的数据结构，原因有：

1. B+ 树的非叶子节点不存放实际的记录数据，仅存放索引，因此数据量相同的情况下，相比节点中存储索引和记录的 B 树，B+树的非叶子节点可以存放更多的索引，因此 B+ 树可以比 B 树更「矮胖」，查询底层节点的磁盘 I/O 次数会更少，效率更高。

2. B+ 树有大量的冗余节点（所有非叶子节点都是冗余索引），这些冗余索引让 B+ 树在插入、删除的效率都更高，不会像 B 树那样会发生复杂的树的变化；

3. B+ 树叶子节点之间用双向链表连接了起来，有利于范围查询，而 B 树要实现范围查询，因此只能通过树的遍历来完成范围查询，这会涉及多个节点的磁盘 I/O 操作，范围查询效率不如 B+ 树。

二叉树的复杂度是 O(log2N)，而 b+树的复杂度是 O(logmN)，其中 m 是 b+树的阶数；实际应用中 m 一般大于 100，这保证了即使数据达到千万级别，b+树的高度依然维持在 3/4 层，一次查询只需要 3/4 次磁盘 io，相比之下二叉树的磁盘 io 要多得多；

hash 做等值查询效率快，但不适合做范围查询。

增加 B+树的路数可以降低树的高度，那么无限增加树的路数是不是可以有最优的查找效率？
无限增加树的路数是不可行的；
降低树高是为了减少磁盘 io 次数，增加路数意味着增加非叶子节点中存放的索引，非叶子节点存储在数据页中，而 innodb 的数据是按数据页为单位读写的，默认 16kb，无限增加路数会导致分页，使得访问一个节点需要读取两页以上的数据页，io 次数反而会增加。

索引失效有哪些？
1. 联合索引不满足最左匹配原则；
2. 对索引使用左或左右模糊匹配；
3. 对索引使用函数或表达式计算；
4. 对索引隐式类型转换（查询 varchar 字段不加引号）；
5. WHERE 使用 OR，且其中一个条件不是索引；
6. select *；

事务四大特性以及 InnoDB 怎么保证：
1. 原子性：事务是不可分割的最小工作单元，要么全部完成要么全部没完成，如果过程中出错会回滚到原状态；【undo log 回滚日志】
2. 一致性：事务执行前后，数据满足完整性约束，数据库保持一致性状态；【AID】
3. 隔离性：允许多个并发事务同时对数据读写，其执行互不干扰【MVCC 或锁】
4. 持久性：事务一旦被提交，对数据的修改是永久的。【redo log 重做日志】

并行事务引发的问题以及隔离级别？
1. 脏读：读到其他事务未提交的数据；
2. 不可重复读：在一个事务内多次读取**同一数据**内容不一致；
3. 幻读：一个事务内多次查询符合条件的记录数量，前后两次查询的**记录数量**不一致；

隔离级别：
读未提交 < 读提交【解决脏读】 < 可重复读【解决脏读、不可重复读】 < 串行化【所有】

MVCC 多版本并发控制？
用于在多个事务同时读取和修改数据库时提供一致性和隔离性，核心思想是在每个记录上通过隐藏字段维护多个版本，每个事务在读取数据时，根据自己的事务 id 选择合适的版本，这样每个事务可以看到一个一致性的数据库快照，不会受到其他正在并发执行的事务的影响。
读提交隔离级别：读数据时创建 Read View；
可重复读：启动事务时创建 Read View；

实现方式：
1. 每行记录末尾有两个隐藏列：trx_id、roll_pointer
2. 通过 m_ids（活跃事务列表），min_trx_id（m_ids 的最小值），max_trx_id（全局最大事务 id+1）将所有事务基于当前执行的事务分为已提交、未提交、未开始状态；
3. 当前执行的事务对数据的可见条件：自己更新的、已提交的事务；
4. 其余不可见的记录会根据回滚指针读取首个 trx_id 满足可见条件的记录。

MySQL 怎么解决幻读问题？
快照读（普通 select）：通过 MVCC 解决，启动事务时创建 Read View，每次查询都在 undo log 版本链中找到事务开始时的数据；
当前读（除了快照读都是当前读，如 update、insert 等）：加 next-key 锁；

MVCC 在可重复读隔离级别下无法完全解决幻读：
例 1：A 快照读，B 插入，A 当前读，A 的两次读不一致；【尽量在事务开始时执行当前读，以对其加锁，防止其他事务修改】
例 2（重要）：A 快照读，B 插入，A 更新 B 插入的记录（更新一个本来自己快照中不存在的记录，该记录 id 变成了 A，快照中可见了），A 快照读，A 的两次读不一致；

linux 和 docker 相关：

linux 常用命令
cat /proc/cpuinfo 查看 cpu 核心数

docker 是什么？
docker 是开源的容器化平台，提供了轻量级、可移植、可扩展的容器化解决方案；
docker 的核心概念是容器，容器是独立、可隔离的运行环境，包括应用程序和依赖项。

docker 用什么隔离？
使用 namespace 隔离，namespace 是 linux 内核提供的隔离机制，用于隔离进程的资源视图，包括进程、网络、挂载、用户命名空间等，使每个容器都有自己独立的空间；
使用 control groups 对资源进行限制，比如 cpu、内存等。

docker 网络模式？
1. host：和宿主机共享网络命名空间；
2. container：和其他容器共享网络命名空间；
3. none：容器有独立的网络命名空间，但没有进行任何网络配置；
4. bridge（默认）：主机上创建 docker0 虚拟网桥，docker0 分配 IP 给容器使用，容器的默认网关为 docker0 的 IP 地址；同时主机上创建一对虚拟网卡，一端（eth0）放在容器中作为容器的网卡，另一端放在主机中，并将网卡加入到 docker0 网桥中。

docker 和 k8s 之间的关系？
如何设计一个高性能、高并发、高可用、高可靠、可扩展的系统
1).使用 CPP 提供的高性能封装的操作函数，如 emplace_back()、move()等
2).可以使用操作系统提供的 mmap 内存映射，提高数据的传输效率：内存映射将用户空间的一段内存区映射到内核空间，用户和内核都可以直接对空间里的数据进行修改，在减少了“磁盘数据->内核空间->用户空间”中最后一步
3).池化技术：创建线程池、数据库/TCP 连接池、对象池等，提高对象的复用，减少重复创建对象、销毁对象所需的系统开销。
4）.高效利用缓存：基于空间换时间的方法，解决高并发读情景。针对读密集型、热点数据进行缓存；还可以使用分布式缓存，将缓存数据通过 hash 算法分布在多台机器上，进一步缓解压力。
5）.异步化：在处理耗时的任务时，采用同步等待的方式会严重降低系统的吞吐量，可以通过异步化进行解决。

Git 相关命令的使用
git add .
git commit -m ""
git push 将本地修改提交至远程库中
gitk 查看所有提交情况
git fetch + git merge 先将“远程仓库”拉到”本地远程连接“中，便于后续解决”本地远程连接“和”本地新版本“的冲突，然后合并更新”本地新版本“，最终再 push 到“远程仓库”
git status

git stash 暂存未提交的工作变动
git cherry-pick〈提交号〉将单个提交所做的变动应用到当前分支中

研电赛项目相关：

项目介绍？

项目背景：我国人口老龄化程度加深，市面上面向老人的监护产品存在不足，独居老人发生意外的风险更高，所以我们设计了面向独居老人的智能居家监护系统；
功能：我们的系统基于云边端架构实现，由云端服务器、语音识别模块、姿态检测模块、机器人模块、微信小程序构成。其中云端服务器负责系统各模块之间的通信，语音识别模块负责识别老人的关键词；姿态检测模块对老人的姿态进行推理；机器人模块则根据检测识别模块发出的信息执行相应的行为；小程序是家人远程关注老人状态的方式；
主要工作：
1. 构思项目的功能需求，设计系统的总体架构，探索各个功能模块的技术可行性（包括在 R329 上部署离线语音库、DK610 能否装上 ubuntu 作为控制机器人的上位机）；
2. 实现系统各个设备之间的通信；
3. 机器人的所有功能开发，包括房间分区巡逻、狭窄空间导航的优化、全局路径优化、部署目标检测算法实现自动寻人的功能。

项目难点？

1. 机器人操作系统 ros 依赖 ubuntu，但比赛要求使用的开发板官方不提供 ubuntu 镜像；烧别的开发板的 ubuntu 镜像出现各种奇奇怪怪的问题；
解决方式：用别的厂商的 CPU 相同的开发板的内核和 ubuntu 构建脚本，把 DK610 内核里的设备树搬过去，就构建好了；
2. 处理各种细节上的报错：特别是将检测算法部署到机器人上，安装 ncnn，将 pytorch 训练好的模型转成 ncnn 支持的模型都出现了各种疑难杂症。

mqtt 有什么优势？怎么实现安全传输？

首先 mqtt 协议设计简单，使用二进制编码，减轻了网络带宽消耗，具有轻量级、低宽带消耗的优势；
其次 mqtt 的设计目标之一是低功耗，因此适用于资源受限的设备；
而且 mqtt 有很多开源实现和各种语言的客户端库，在各种平台设备上得到广泛支持；
总体来说它适用于各种规模的物联网部署。

项目中使用 emqx 作为 mqtt 代理服务器；
机器人和各感知设备间的通信用到了用 emqx 的客户端认证功能，在服务器设置用户名和密码，客户端需要提供正确的凭证才能建立连接；
微信小程序的安全性要求比较高，因此与小程序的连接使用了 TLS/SSL 加密，具体步骤为：申请阿里云服务器和域名，为域名配置证书和密钥，emqx 服务器开启 mqtt over websocket 功能，目的是将 mqtt 协议包装成 ws 协议，再将提前准备好的域名配进 nginx 服务器反向代理，将 ws 协议升级成 wss 协议，最终完成 mqtt 服务器与小程序间的通信。