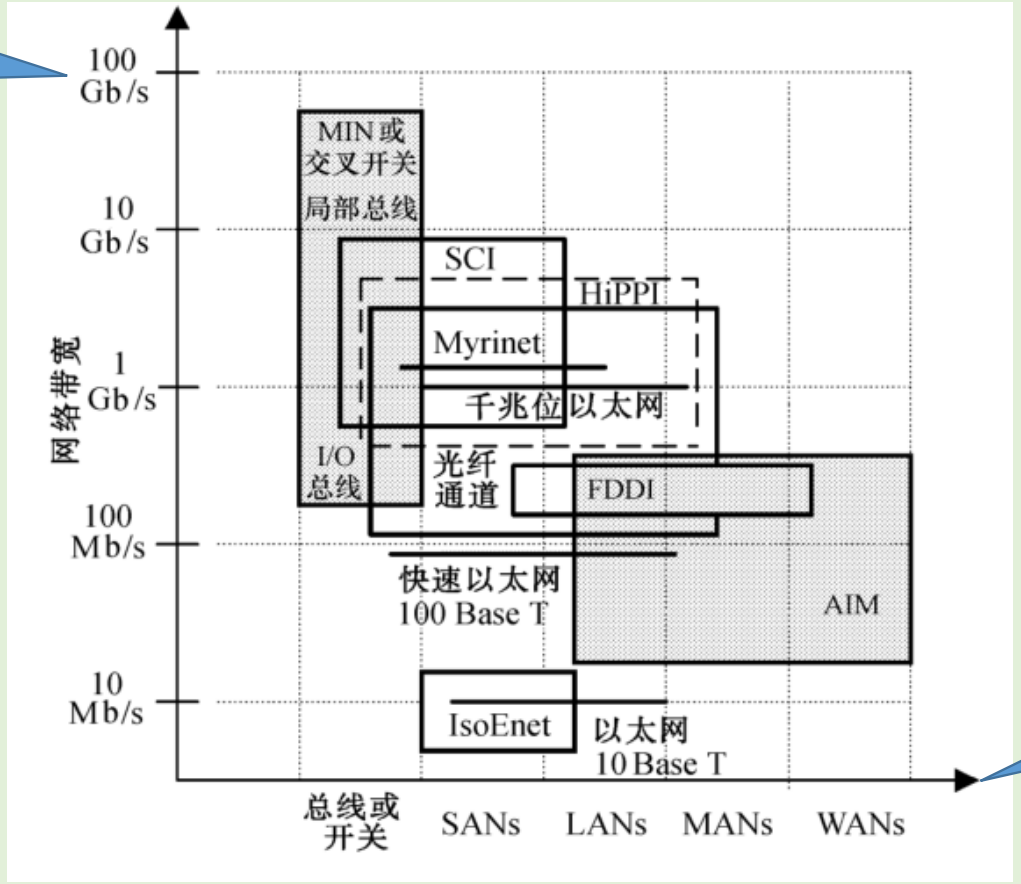
第5章 – 线程级并行：多处理机

1. 计算机构成的两个最基本的要素

- 点：包括小到CPU内部的寄存器、ALU、控制器，到存储模块、外设，乃至多处理机的计算节点，都可以视为点；
- 互连网络：按照一定拓扑结构和控制方式，将点连接起来。

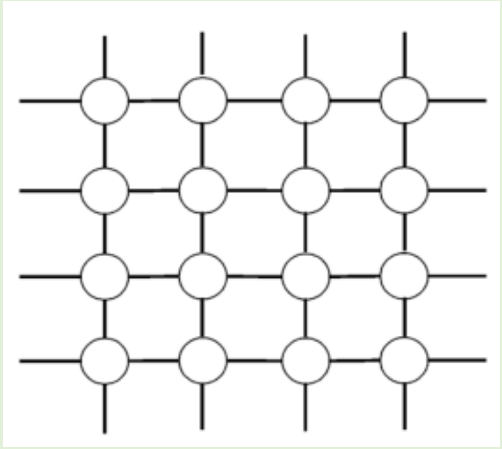
系统互连

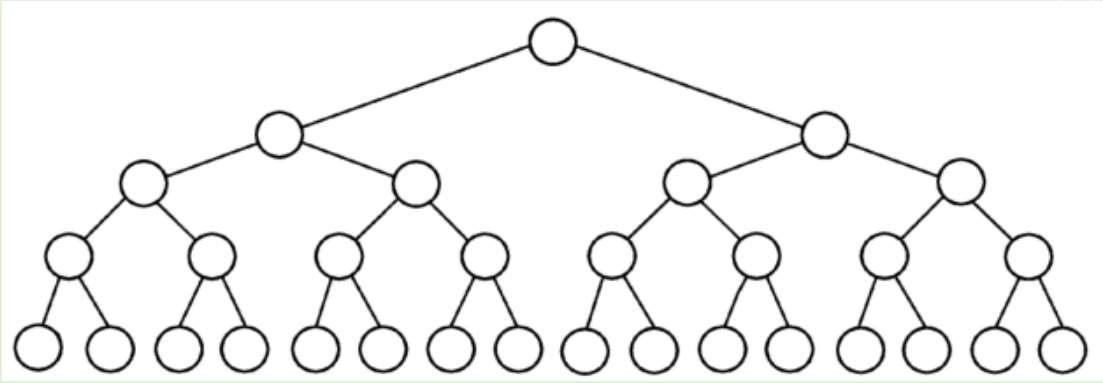
单位时间
信息量增加

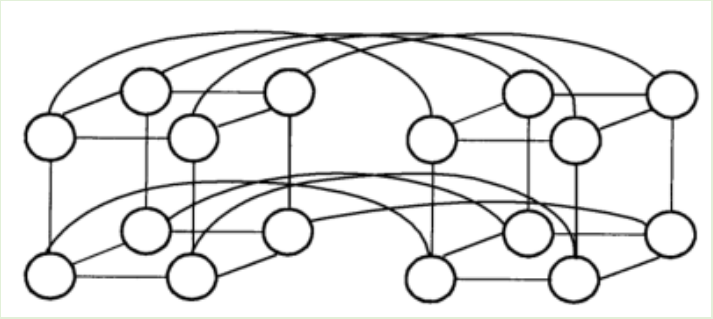


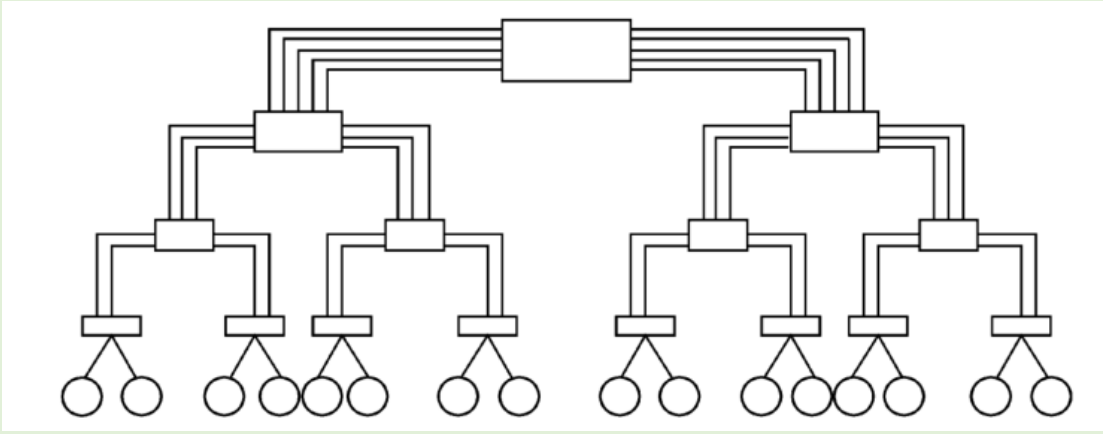
距离增加

静态互连网络：指处理单元间有固定连接的一类网络，在程序执行期间，这种点到点的链接保持不变。

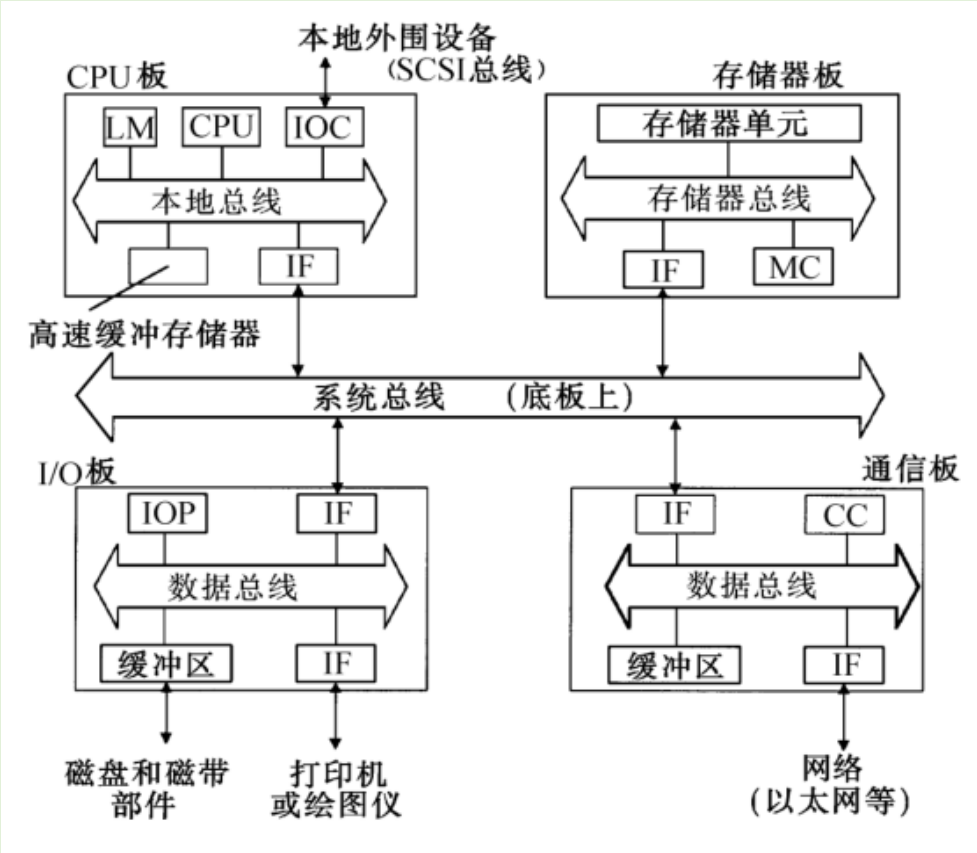




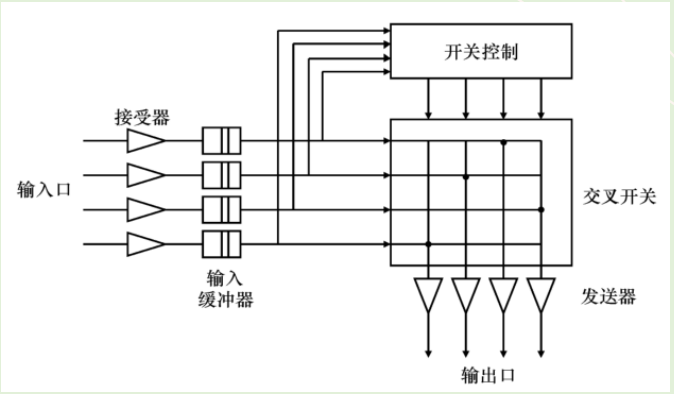




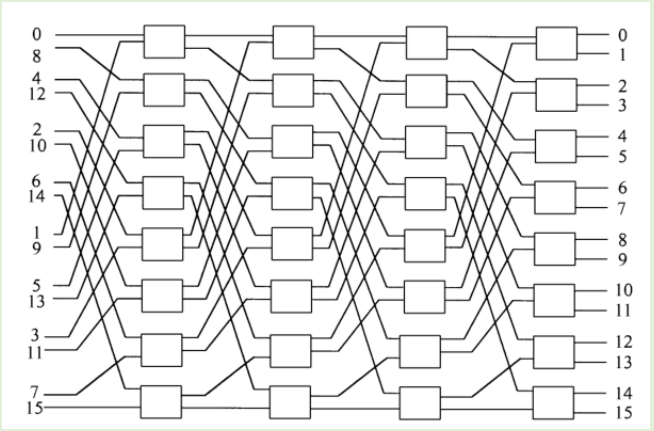
动态互连网络：由开关单元构成，可以按照应用程序的要求动态的改变连接组态。



各种总线



交叉开关网络



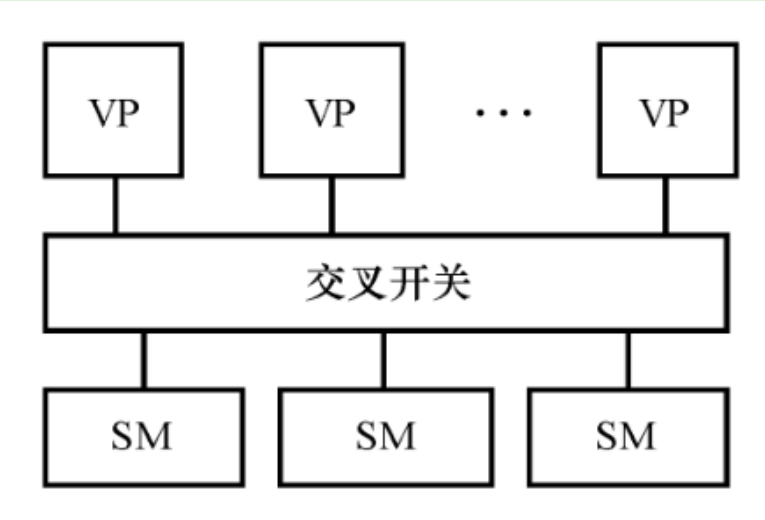
多级互连网络

2. 几种基本的MIMD并行机结构模型

- PVP，Parallel Vector Processor, 并行向量处理机
- SMP, Symmetric Multiprocessor, 对称多处理机
- DSM，Distributed Shared Memory, 分布式共享存储多处理机
- MPP, Massively Parallel Processor, 大规模并行处理机
- COW，Cluster of Workstations, 工作站集群

PVP

并行向量处理机

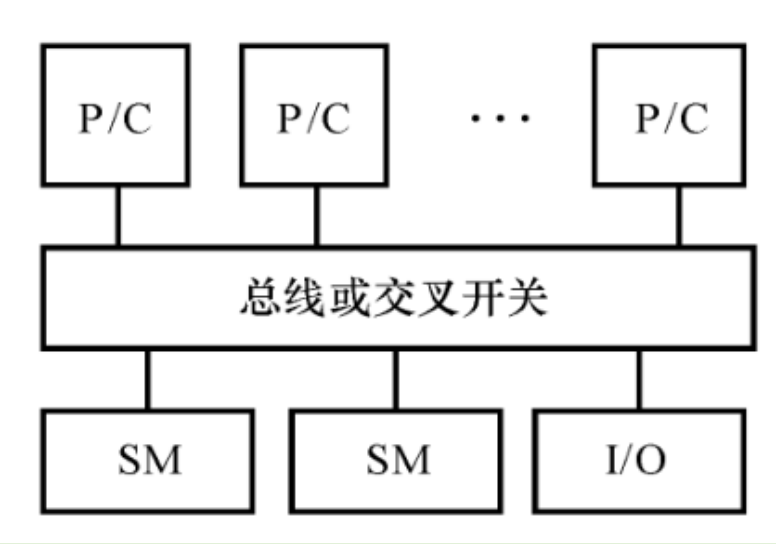


- 这样的系统中包含了少量的高性能专门设计定制的向量处理器 ＶＰ，每个至少具有 1 Gflops的处理能力；
- 存储器以兆字节每秒的速度向处理器提供数据。
- 向量处理器VP和共享存储模块通过高带宽的交叉开关网络互连；
- 这样的机器通常不使用高速缓存，而是使用大量的向量寄存器和指令缓冲器；
- 例如：Cray90、NECSX-4和我国的银河 1 号等都是 PVP。

SMP

对称多处理机

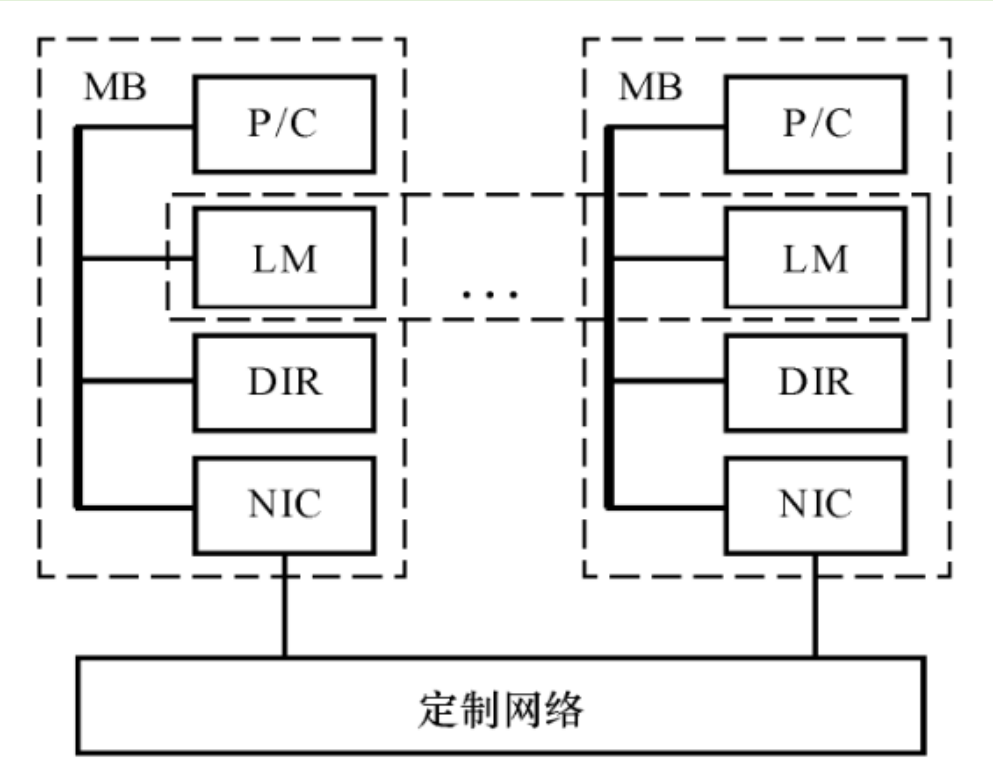
Symmetric Multiprocessor, 对称多处理机



- ＳＭＰ系统使用商品微处理器（具有片上或外置高速缓存）；
- 它们经由高速总线（或交叉开关）连向共享存储器和I/O;
- 这种机器主要应用于商务，例如数据库、在线事务处理系统和数据仓库等;
- 重要的是系统是对称的，每个处理器可等同的访问共享存储器、Ｉ／Ｏ设备和操作系统服务。正是对称，才能开拓较高的并行度；也正是共享存储，限制系统中的处理器不能太多（一般少于６４个），同时总线和交叉开关互连一旦作成也难于扩展。
- 例如：IBM R50、SGI Power Challenge、DEC Alpha服务器8400和我国的曙光１号等都是这种类型的机器。

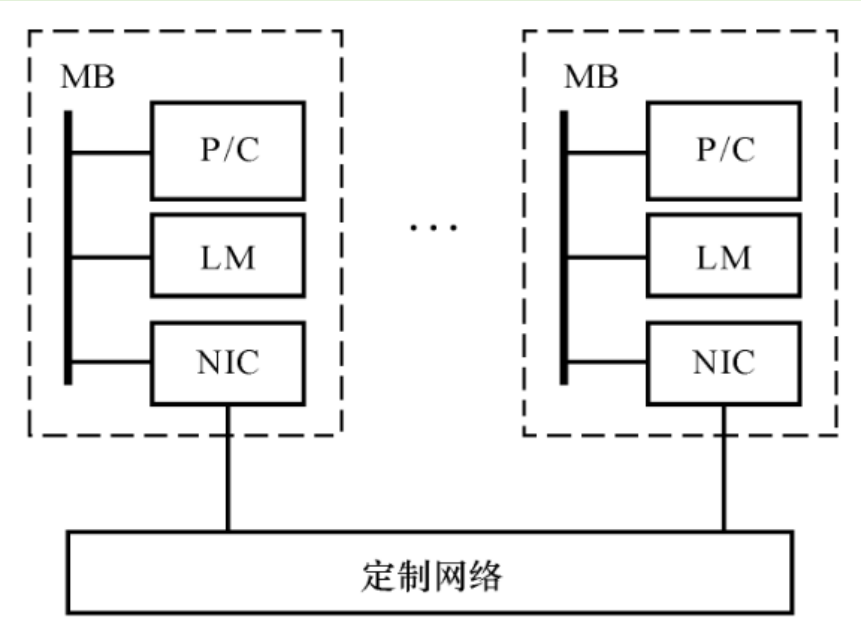
DSM

Distributed Shared Memo，
分布式共享存储多处理机



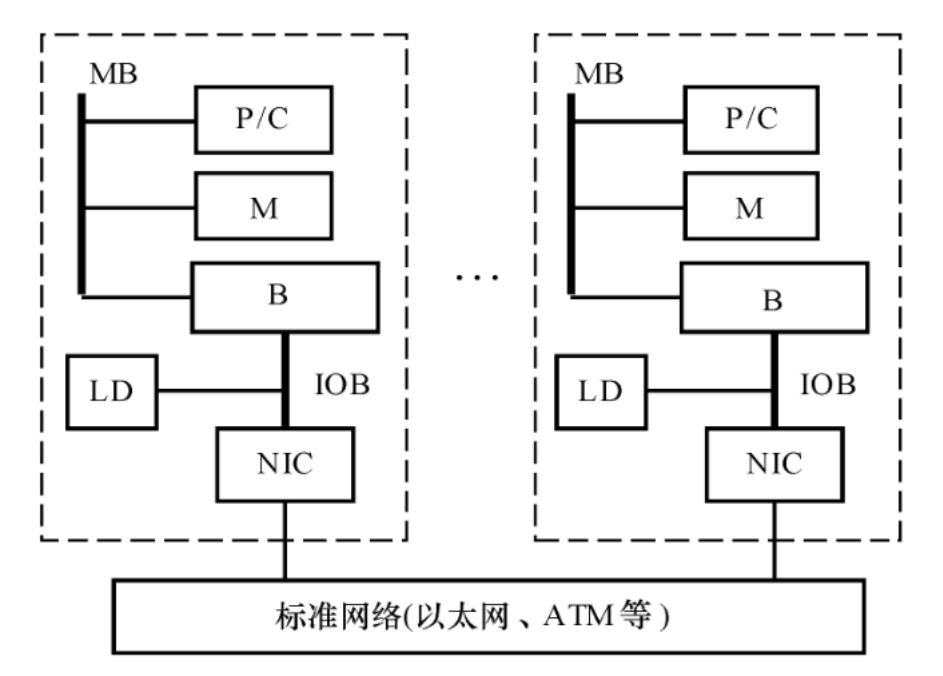
- 物理上有分布在各节点中的局部存储器，但是对用户而言，系统硬件和软件提供了逻辑上单地址的编程空间。
- 高速缓存目录DIR用以支持分布高速缓存的一致性。
- ＤＳＭ 相对于 ＭＰＰ的优越性是编程较容易。
- 例如：Stanford DASH、Cray T3D和SGI/Cray Origin 2000等。

MPP



- ＭＰＰ一般是指超大型计算机系统；
- 处理节点采用商品微处理器；每个节点上有自己的局部存储器；采用高通信带宽和低延迟的互连网络（专门设计和定制的）进行节点互连；
- 能扩放至成百上千乃至上万个处理器；
- 它是一种异步的ＭＩＭＤ机器，程序系由多个进程组成，每个都有其私有地址空间，进程间采用传递消息相互作用；
- ＭＰＰ的主要应用是科学计算、工程模拟和信号处理等以计算为主的领域。
- 例如：Intel Paragon、Cray T3E、IntelOption Red和我国的曙光-１０００等都是这种类型的机器。

COW



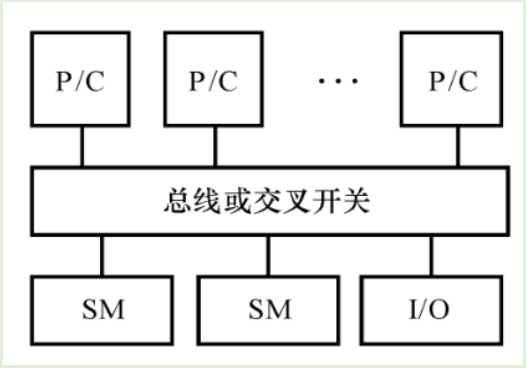
- 在有些情况下，集群往往是低成本的变形的ＭＰＰ；
- ＣＯＷ 的重要界线和特征是：
  ①ＣＯＷ 的每个节点都是一个完整的工作站（不包括监视器、键盘、鼠标等），这样的节点有时叫作“无头工作站”，一个节点也可以是一台ＰＣ或ＳＭＰ；
  ②各节点通过一种低成本的商品（标准）网络（如以太网、ＦＤＤＩ和 ＡＴＭ 开关等）互连（有的商用机群也使用定做的网络）；
  ③各节点内总是有本地磁盘，而 ＭＰＰ节点内却没有；
  ④节点内的网络接口是松散耦合到Ｉ／Ｏ 总线上的，而 ＭＰＰ内的网络接口是连到处理节点的存储总线上的，因而可谓是紧耦合式的；
  ⑤一个完整的操作系统驻留在每个节点中，而 ＭＰＰ中通常只是个微核，ＣＯＷ 的操作系统是工作站 ＵＮＩＸ，加上一个附加的软件层以支持单一系统映像、并行度、通信和负载平衡等。
- Berkeley NOW、Alpha Farm、Digital Truclster等都是ＣＯＷ 结构。

3. 从存储角度来看MIMD

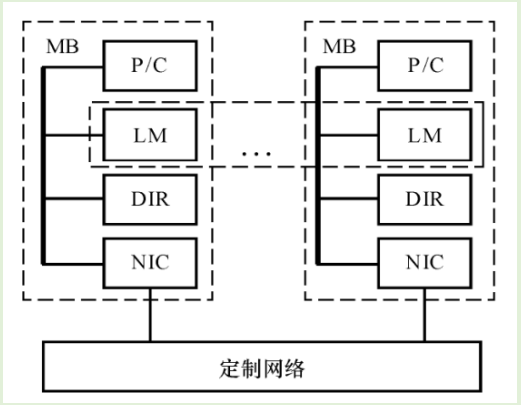
- 单地址空间共享存储
  - 均匀存储访问
  - 非均匀存储访问
- 多地址空间非共享存储

单地址空间共享存储

存储器可以是物理上集中的或者分布的，但是所有存储单元有统一的地址空间，并被所有的处理器所访问。



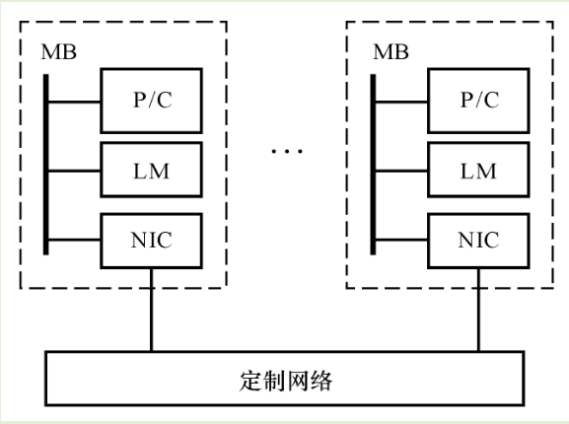
均匀存储访问

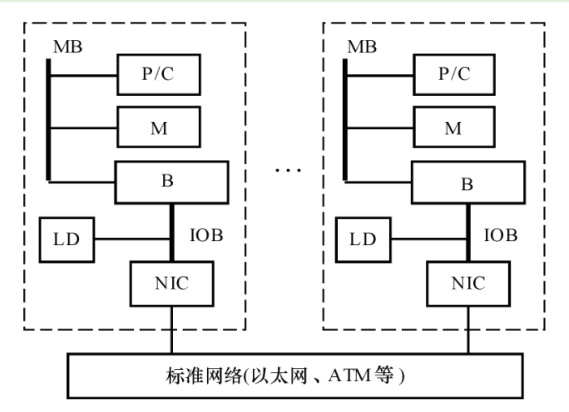


非均匀存储访问

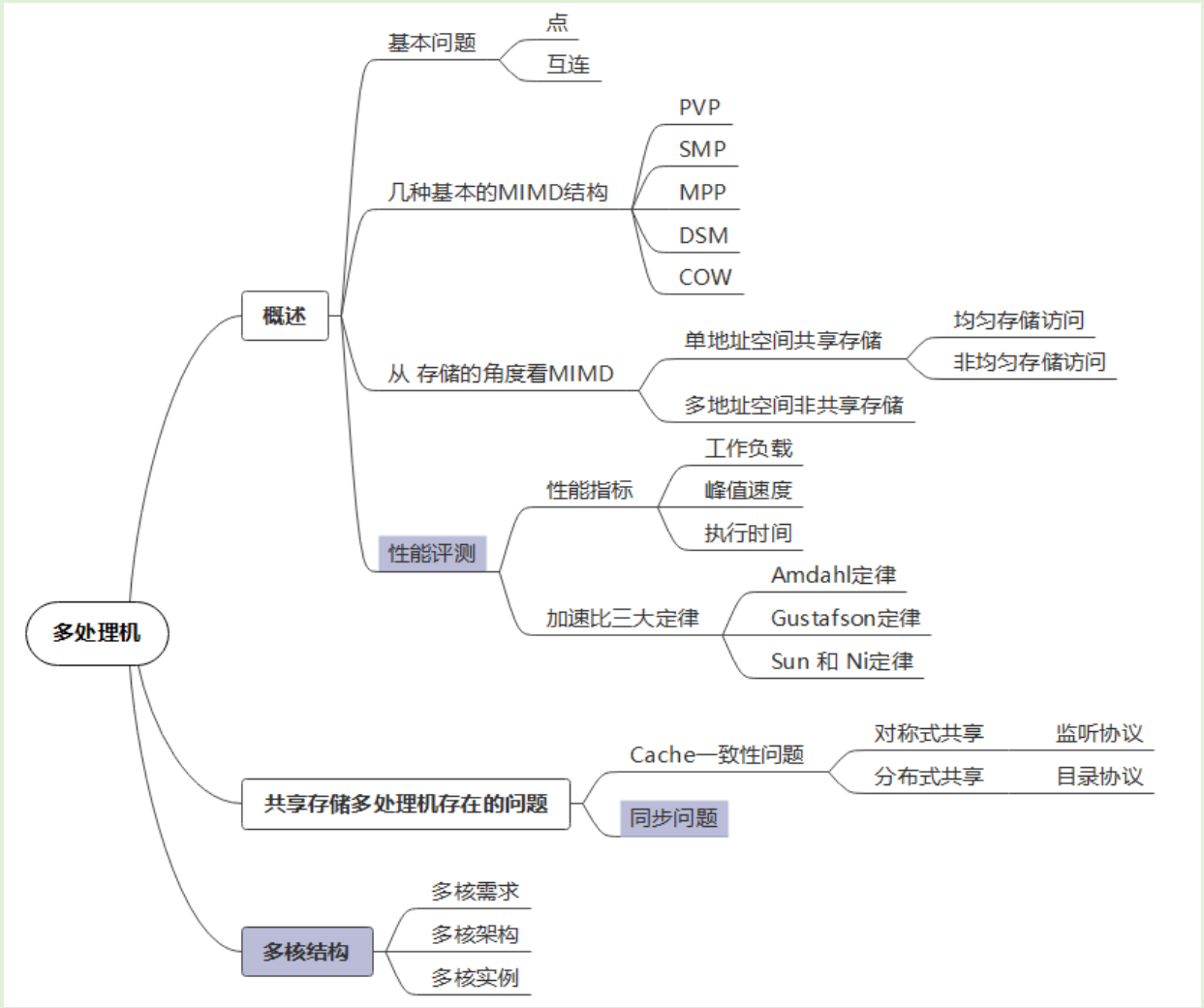
多地址空间非共享存储

所有的存储器都是私有的、仅能由其处理器所访问。





本章组织结构

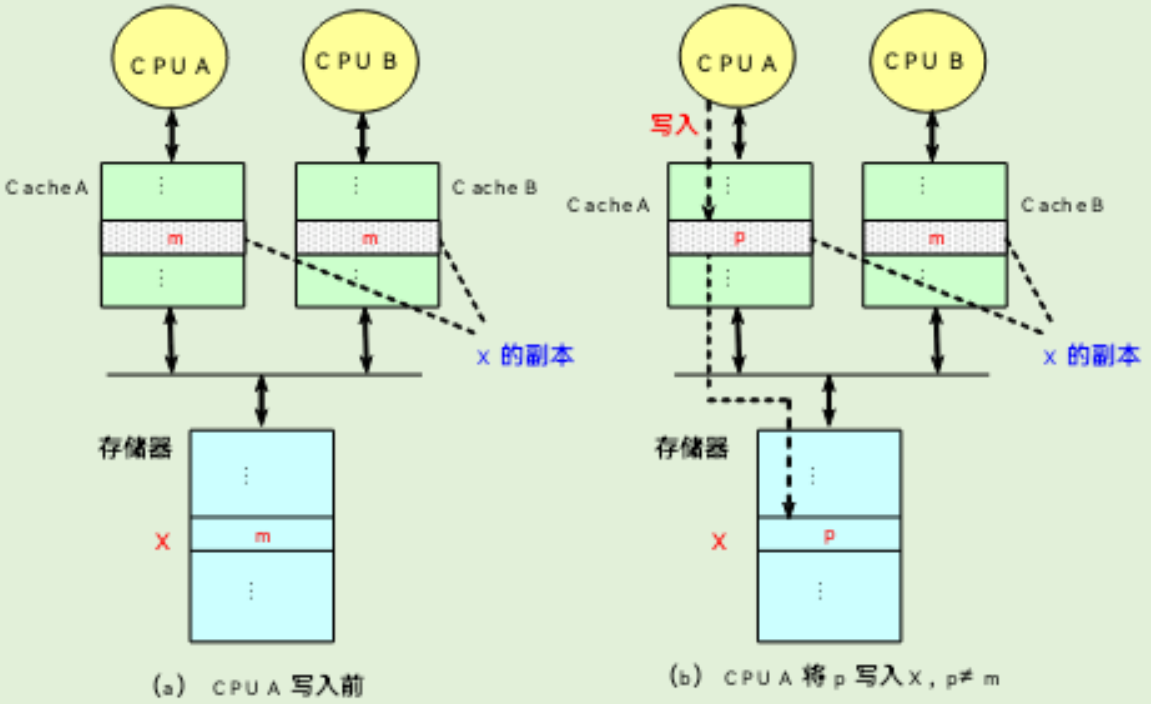


注释：着色部分为自学内容

5.2 多处理机CACHE一致性

- 什么是多处理机的Cache一致性问题

允许共享数据进入Cache，就可能出现多个处理器的Cache中都有同一存储块的副本，当其中某个处理器对其Cache中的数据进行修改后，就会使得其Cache中的数据与其他Cache中的数据不一致。



➤ 存储器的一致性

- 如果对某个数据项的任何读操作均可得到其最新写入的值，则认为这个存储系统是一致的。
- 存储系统行为的两个不同方面：
  - What: 读操作得到的是什么值
  - When: 什么时候才能将已写入的值返回给读操作
- 若满足如下条件，称存储器是一致的
  - 处理器P对单元X进行一次写之后又对单元X进行读，读和写之间没有其他处理器对单元X进行写，则P读到的值总是前面写进去的值。
  - 处理器P对单元X进行写之后，另一处理器Q对单元X进行读，读和写之间无其他写，则Q读到的值应为P写进去的值。
  - 对同一单元的写是串行化的，即任意两个处理器对同一单元的两次写，从各个处理器的角度看来顺序都是相同的。(写串行化)

- 存储器的一致性
  - 在后面的讨论中，我们假设：
    - 直到所有的处理器均看到了写的结果，这个写操作才算完成；
    - 处理器的任何访存均不能改变写的顺序。就是说，允许处理器对读进行重排序，但必须以程序规定的顺序进行写。

- 在一致的多处理机中，Cache提供两种功能：
  - 共享数据的迁移

    减少了对远程共享数据的访问延迟，也减少了对共享存储器带宽的要求。
  - 共享数据的复制

    不仅减少了访问共享数据的延迟，也减少了访问共享数据所产生的冲突。

一般情况下，小规模多处理机是采用硬件的方法来实现Cache的一致性。

➤ Cache一致性协议

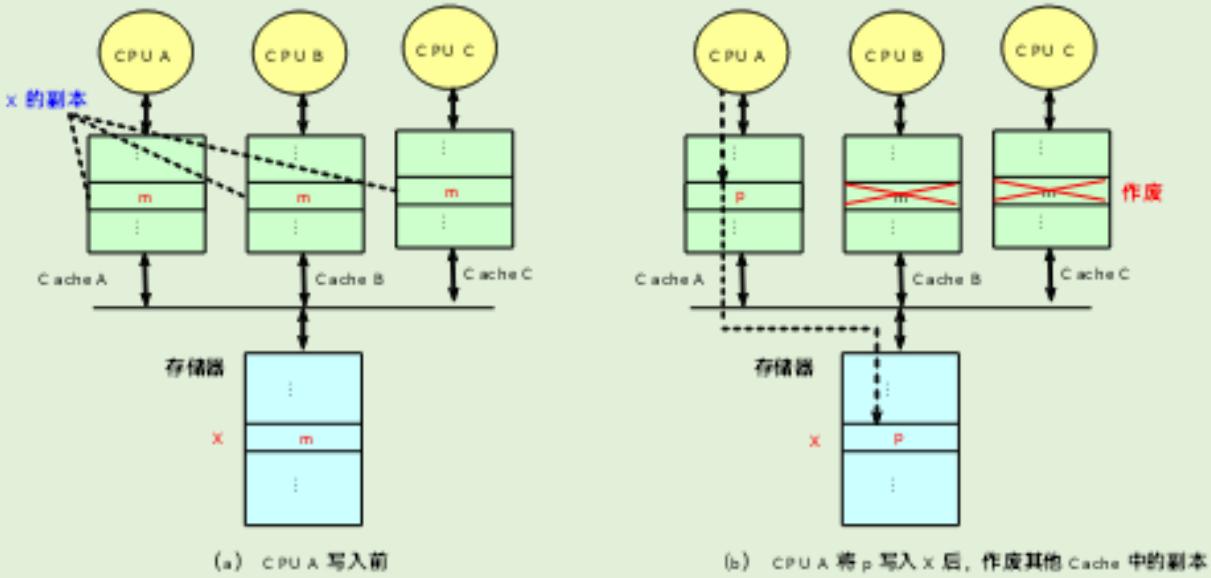
在多个处理器中用来维护一致性的协议。

- 关键：跟踪记录共享数据块的状态
- 两类协议（采用不同的技术跟踪共享数据的状态）
  - 目录式协议（directory）
    - ✔ 物理存储器中数据块的共享状态被保存在一个称为目录的地方。
  - 监听式协议（snooping）
    - ✔ 每个Cache除了包含物理存储器中块的数据拷贝之外，也保存着各个块的共享状态信息。
    - ✔ Cache通常连在共享存储器的总线上，当某个Cache需要访问存储器时，它会把请求放到总线上广播出去，其他各个Cache控制器通过监听总线（它们一直在监听）来判断它们是否有总线上请求的数据块。如果有，就进行相应的操作。

- 采用两种方法保持Cache一致性。
  - 写作废协议：在处理器对某个数据项进行写入之前，保证它拥有对该数据项的唯一的访问权。(作废其他的副本)

例 监听总线、写作废协议举例（采用写直达法）

初始状态：CPU A、CPU B、CPU C都有X的副本。在CPU A要对X进行写入时，需先作废CPU B和CPU C中的副本，然后再将p写入Cache A中的副本，同时用该数据更新主存单元X。

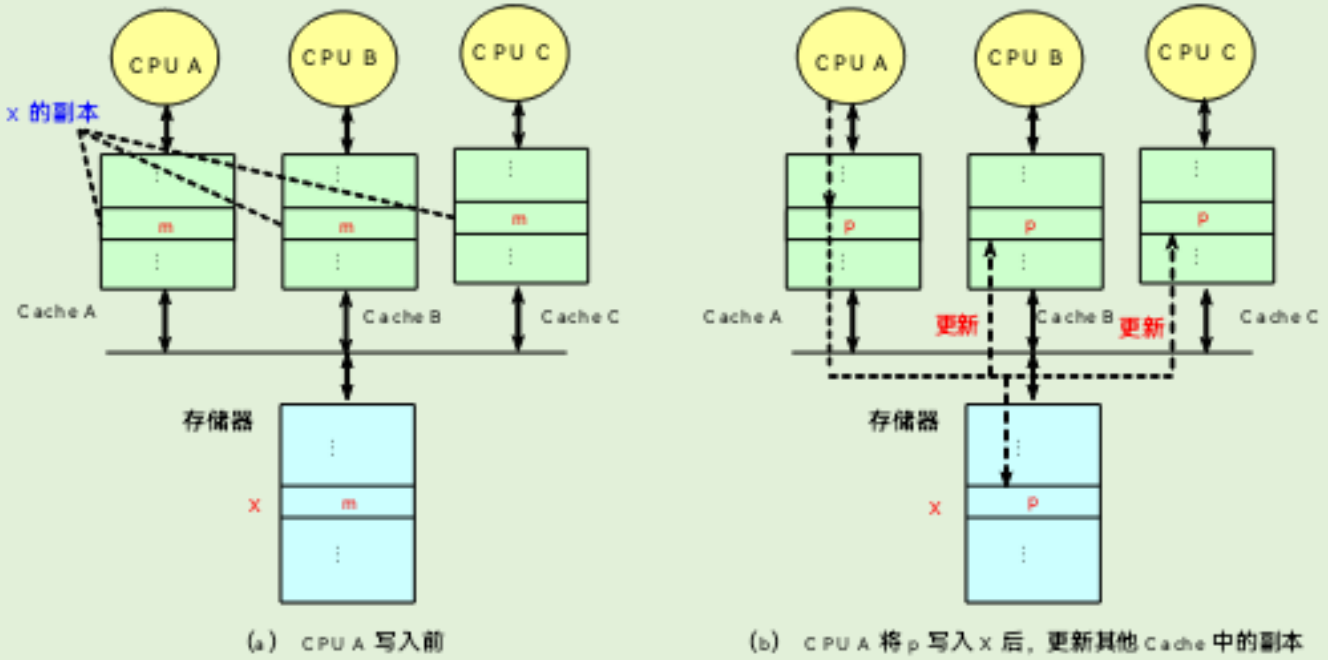


- 写更新协议：当一个处理器对某数据项进行写入时，通过广播使其他Cache中所有对应于该数据项的副本进行更新。

  例 监听总线、写更新协议举例（采用写直达法）

  假设：3个Cache都有X的副本。

  当CPU A将数据p写入Cache A中的副本时，将p广播给所有的Cache，这些Cache用p更新其中的副本。由于这里是采用写直达法，所以CPU A还要将p写入存储器中的X。如果采用写回法，则不需要写入存储器。



- 写更新和写作废协议性能上的差别主要来自：
  - 在对同一个数据进行多次写操作而中间无读操作的情况下，写更新协议需进行多次写广播操作，而写作废协议只需一次作废操作。
  - 在对同一Cache块的多个字进行写操作的情况下，写更新协议对于每一个写操作都要进行一次广播，而写作废协议仅在对该块的第一次写时进行作废操作即可。

    写作废是针对Cache块进行操作，而写更新则是针对字（或字节）进行。
  - 考虑从一个处理器A进行写操作后到另一个处理器B能读到该写入数据之间的延迟时间。

    写更新协议的延迟时间较小。

5.2.1 监听协议的实现

1. 监听协议的基本实现技术

- 实现监听协议的关键有3个方面
  - 处理器之间通过一个可以实现广播的互连机制相连。

    通常采用的是总线。
  - 当一个处理器的Cache响应本地CPU的访问时，如果它涉及全局操作，其Cache控制器就要在获得总线的控制权后，在总线上发出相应的消息。
  - 所有处理器都一直在监听总线，它们检测总线上的地址在它们的Cache中是否有副本。若有，则响应该消息，并进行相应的操作。
- 写操作的串行化：由总线实现

  （获取总线控制权的顺序性）

2. Cache发送到总线上的消息主要有以下两种：

- RdMiss——读不命中
- WtMiss——写不命中

➤ 需要通过总线找到相应数据块的最新副本，然后调入本地Cache中。

- 写直达Cache：因为所有写入的数据都同时被写回主存，所以从主存中总可以取到其最新值。
- 对于写回Cache，得到数据的最新值会困难一些，因为最新值可能在某个Cache中，也可能在主存中。

（后面的讨论中，只考虑写回法Cache）

- 有的监听协议还增设了一条Invalidate消息，用来通知其他各处理器作废其Cache中相应的副本。
  - 与WtMiss的区别：Invalidate不引起调块
- Cache的标识（tag）可直接用来实现监听。
- 作废一个块只需将其有效位置为无效。
- 给每个Cache块增设一个共享位
  - 为“1”：该块是被多个处理器所共享
  - 为“0”：仅被某个处理器所独占

块的拥有者：拥有该数据块的唯一副本的处理器。

3. 监听协议举例

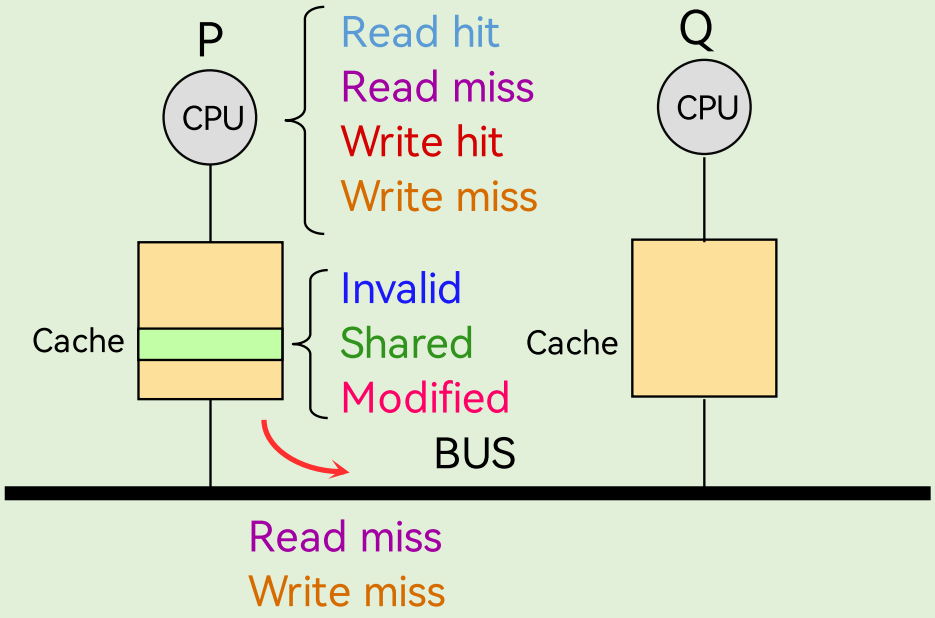
- 在每个结点内嵌入一个有限状态控制器。
  - 该控制器根据来自处理器或总线的请求以及Cache块的状态，做出相应的响应。
- 每个数据块的状态取以下3种状态中的一种：
  - 无效（简称I）：Cache中该块的内容为无效。
  - 共享（简称S）：该块可能处于共享状态。
    - 在多个处理器中都有副本。这些副本都相同，且与存储器中相应的块相同。
  - 已修改（简称M）：该块已经被修改过，并且还没写入存储器。

    （块中的内容是最新的，系统中唯一的最新副本）

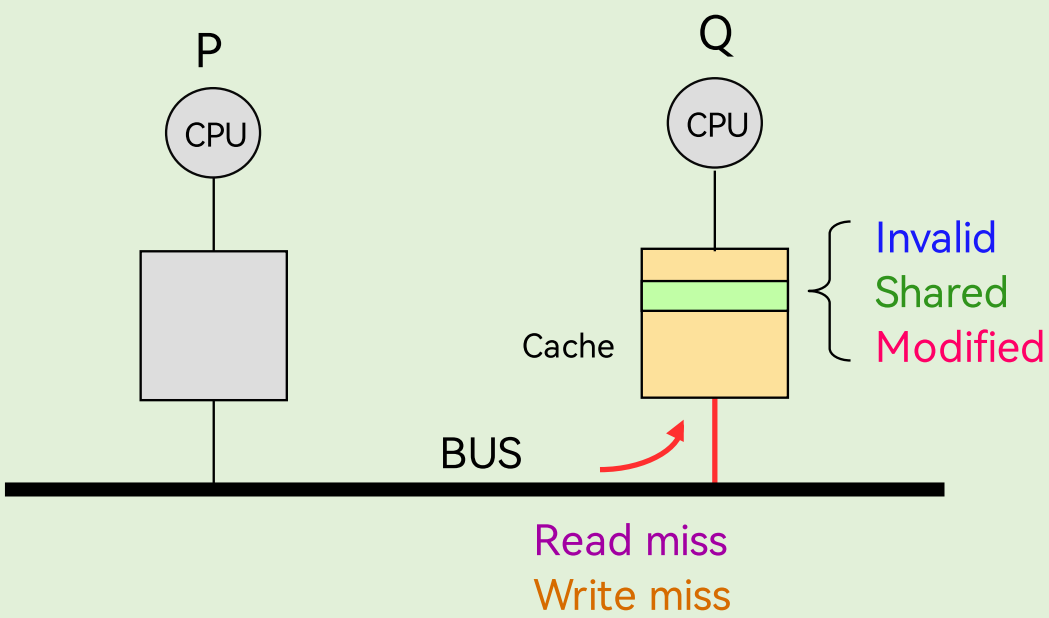
“已修改” 隐含表明该块是独占的（exclusive）

- 前提
  - 写作废
  - 写回法
  - 原子操作

➤下面考虑两种情况:



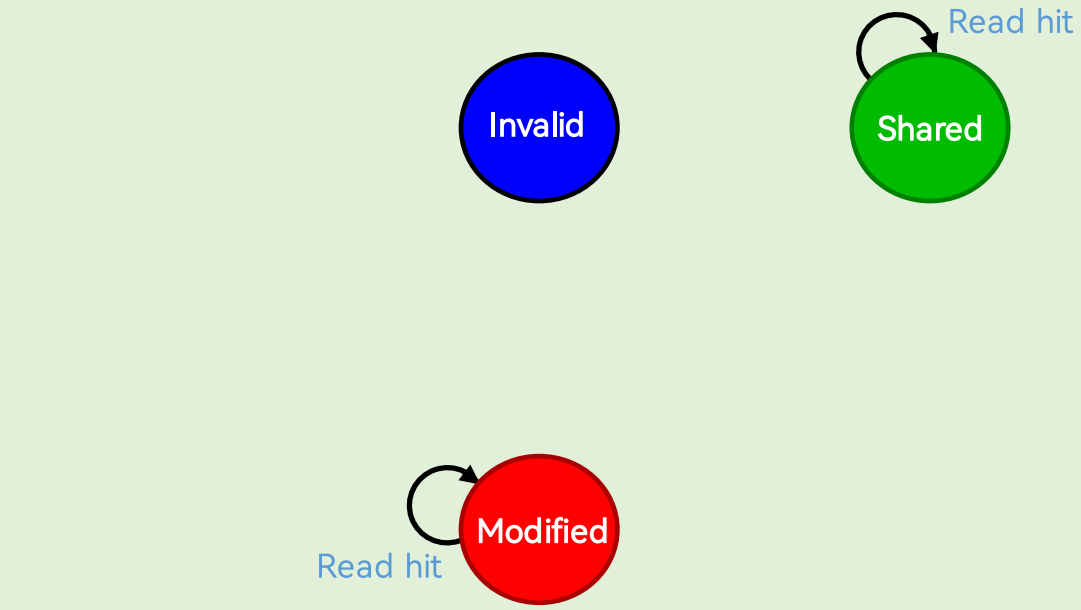
I. 请求来自处理器



II. 请求来自总线

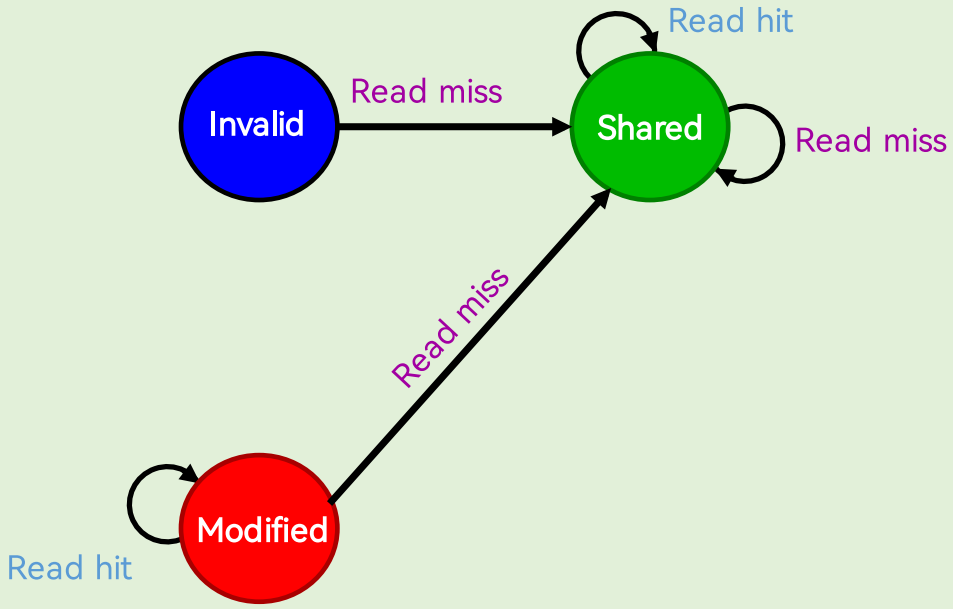
I. 请求来自处理器 – 读命中

所寻址缓存块状态	缓存操作类型	功能与解释
共享或已修改	正常命中	读取本地缓存中的数据



I. 请求来自处理器 – 读缺失

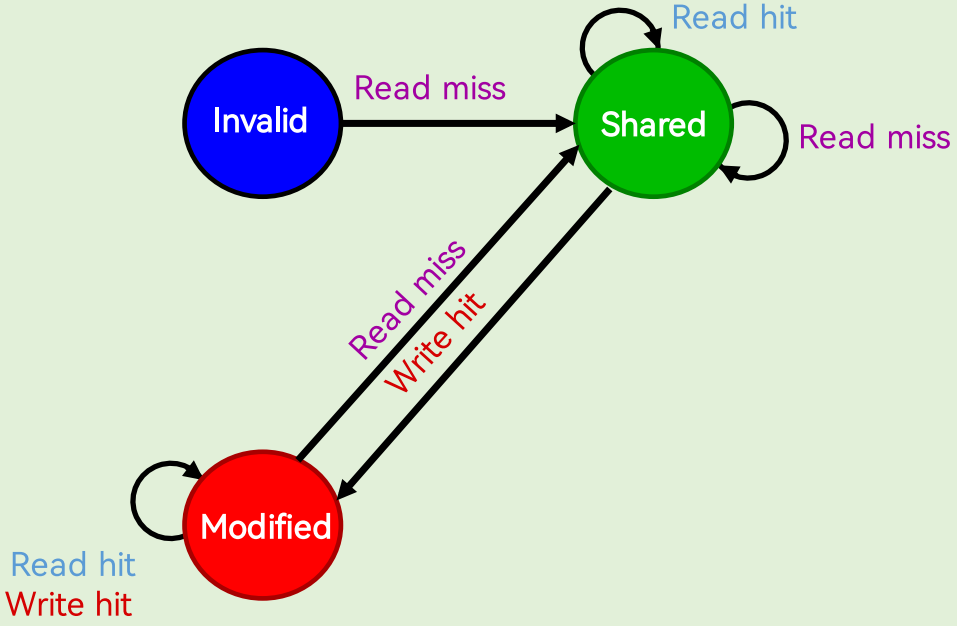
所寻址缓存块状态	缓存操作类型	功能与解释
失效	正常缺失	将读取缺失放在总线上
共享	替换	地址冲突缺失；将读取缺失放总线上
已修改	替换	地址冲突缺失；写回，然后将读取缺失放总线上



I. 请求来自处理器 – 写命中

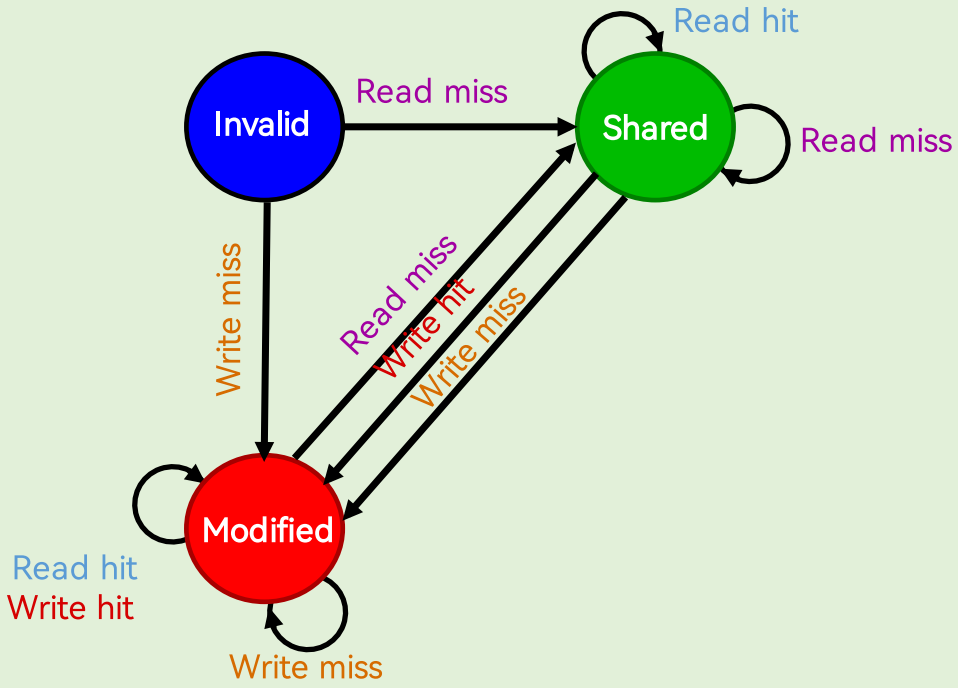
所寻址缓存块状态	缓存操作类型	功能与解释
已修改	正常命中	在本地缓存中写数据
共享	一致性	将失效的操作放在总线上。

这个操作不提取数据
仅仅改变状态。



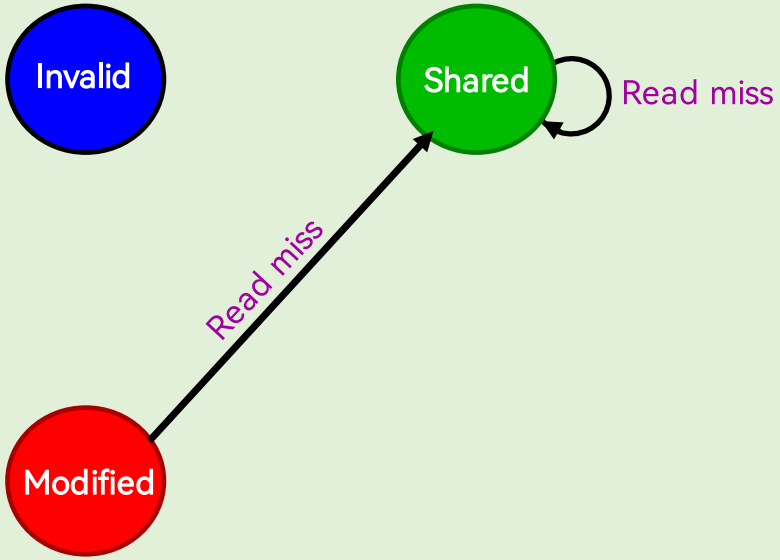
I. 请求来自处理器 – 写缺失

所寻址缓存块状态	缓存操作类型	功能与解释
无效	正常缺失	将写缺失放在总线上
共享	替换	地址冲突缺失：将写缺失放在总线上
已修改	替换	地址冲突缺失；写回，然后将写缺失放总线上



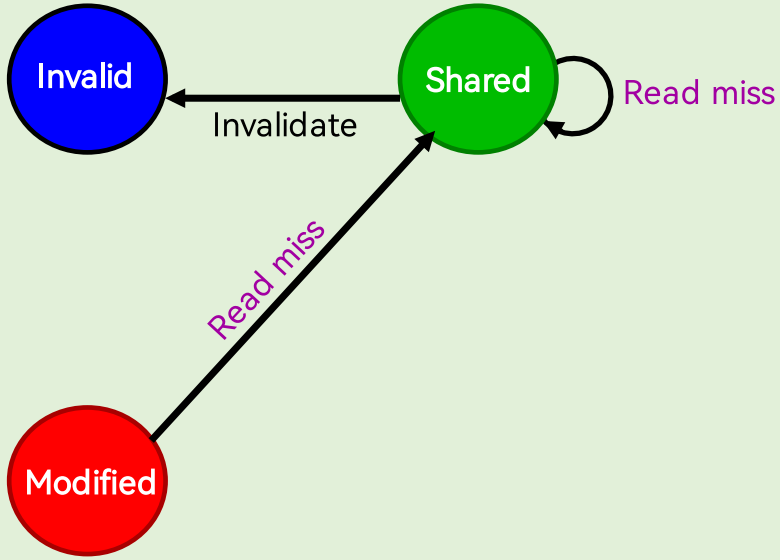
II. 请求来自总线 – 读缺失

所寻址缓存块状态	缓存操作类型	功能与解释
共享	无操作	允许共享缓存或存储器为读取缺失提供服务
已修改	一致性	将修改写回，并中止存储器访问，尝试共享数据：将缓存块放总线上，并将状态改为共享。



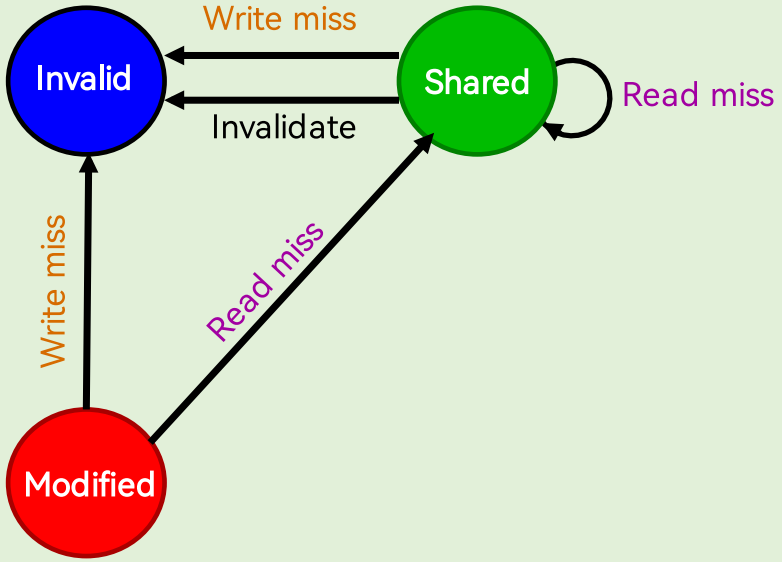
II. 请求来自总线 – 失效

所寻址缓存块状态	缓存操作类型	功能与解释
共享	一致性	有处理器尝试写共享块，将本Cache中该块失效



II. 请求来自总线 – 写缺失

所寻址缓存块状态	缓存操作类型	功能与解释
共享	一致性	尝试共享数据，并在本地缓存中使其失效
已修改	一致性	将缓存块写回存储器，共享本地数据，并在本地缓存中使其状态失效



5.2.2 目录协议

1. 目录协议基本思想

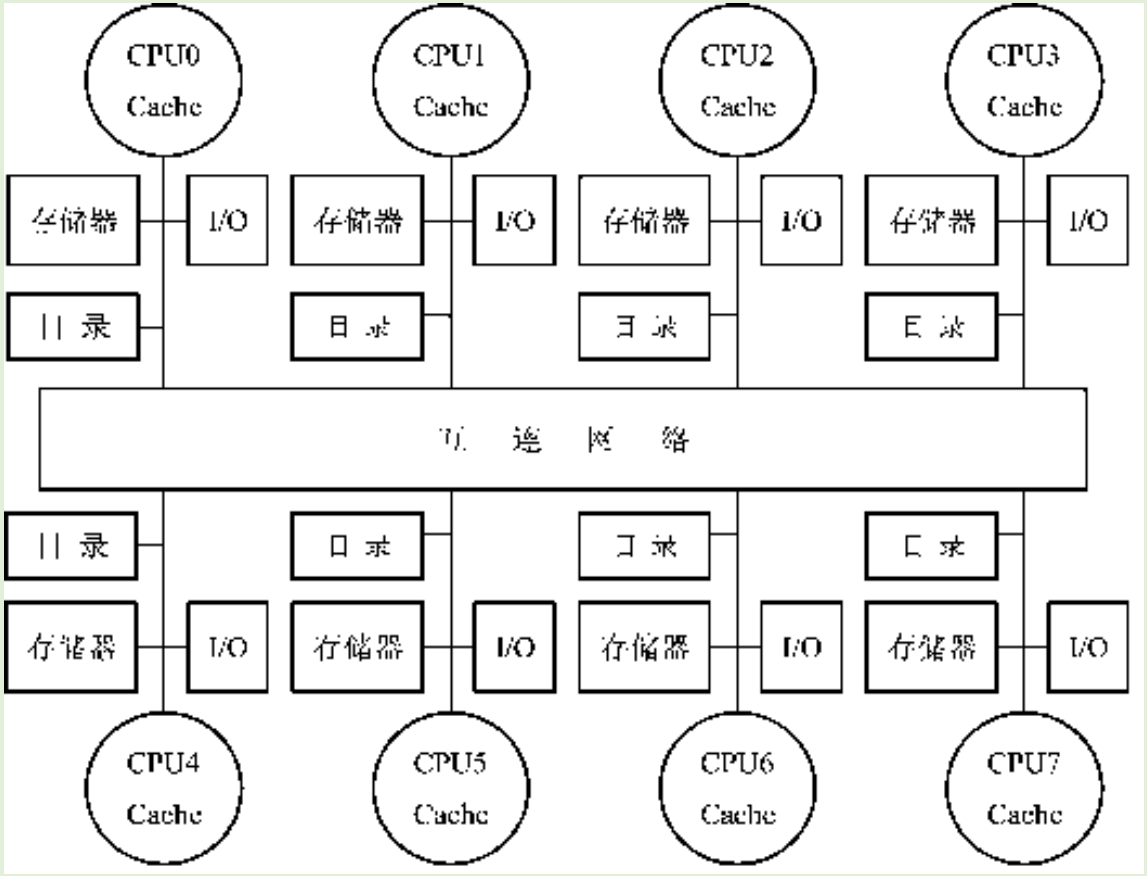
- 广播和监听的机制使得监听一致性协议的可扩放性很差。
- 寻找替代监听协议的一致性协议。

（采用目录协议）

① 目录协议

- 目录：一种集中的数据结构。对于存储器中的每一个可以调入Cache的数据块，在目录中设置一条目录项，用于记录该块的状态以及哪些Cache中有副本等相关信息。
  - 特点：对于任何一个数据块，都可以快速地在唯一的一个位置中找到相关的信息。这使一致性协议避免了广播操作。
- 位向量：记录哪些Cache中有副本。
  - 每一位对应于一个处理器。
  - 长度与处理器的个数成正比。
  - 由位向量指定的处理机的集合称为共享集S。

- 分布式目录
  - 目录与存储器一起分布到各结点中，从而对于不同目录内容的访问可以在不同的结点进行。
  - 对每个结点增加目录后的分布式存储器多处理机



- 目录法最简单的实现方案：对于存储器中每一块都在目录中设置一项。目录中的信息量与M×N成正比。

  其中：

  - M：存储器中存储块的总数量
  - N：处理器的个数

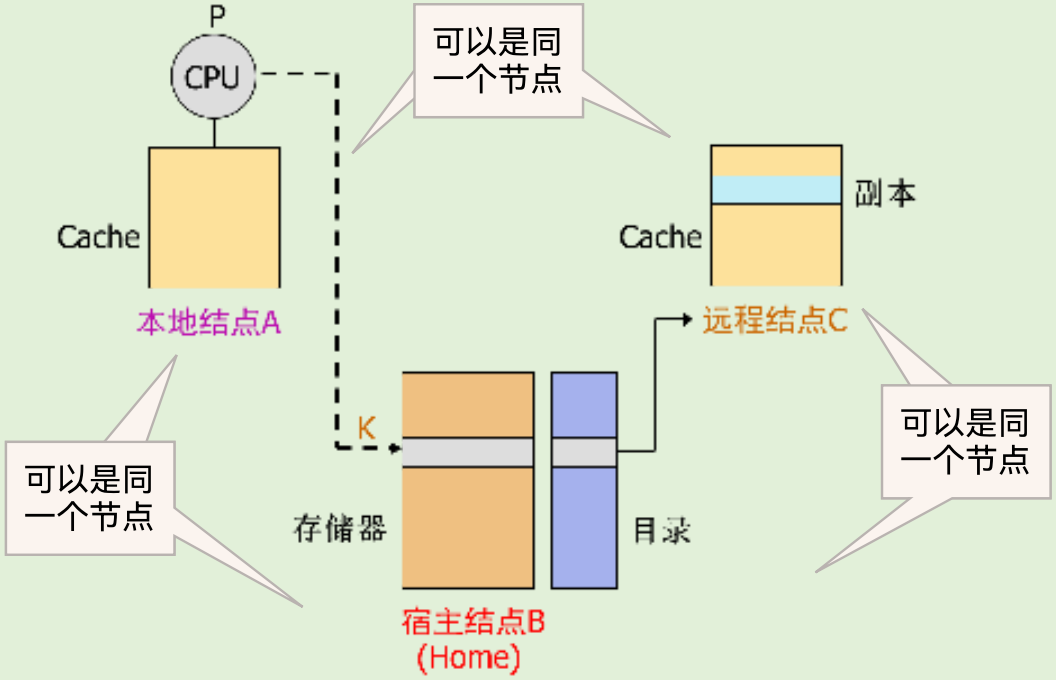
  由于M=K×N， K是每个处理机中存储块的数量。目录中的信息量即为K×N×N，所以如果K保持不变，则目录中的信息量就与N^2成正比。

② 在目录协议中，存储块的状态有3种：

- 未缓冲（uncached）：该块尚未被调入Cache。所有处理器的Cache中都没有这个块的副本。
- 共享(shared)：该块在一个或多个处理机上有这个块的副本，且这些副本与存储器中的该块相同。
- 独占(exclusive)：仅有一个处理机有这个块的副本，且该处理机已经对其进行了写操作，所以其内容是最新的，而存储器中该块的数据已过时。这个处理机称为该块的拥有者。

③ 本地结点、宿主结点以及远程结点的关系

- 本地结点：发出访问请求的结点；
- 宿主结点：包含所访问的存储单元及其目录项的结点；
- 远程结点：Cache中拥有该块的副本。



宿主结点：存放有对应地址的存储器块和目录项的结点

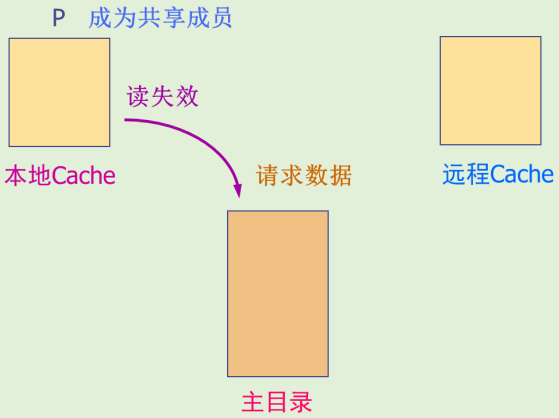
注意：统一地址空间，地址高位为节点地址，低位为节点内存储器偏移量。

④ 在结点之间发送的消息

➤ 本地结点发给宿主结点（目录）的消息

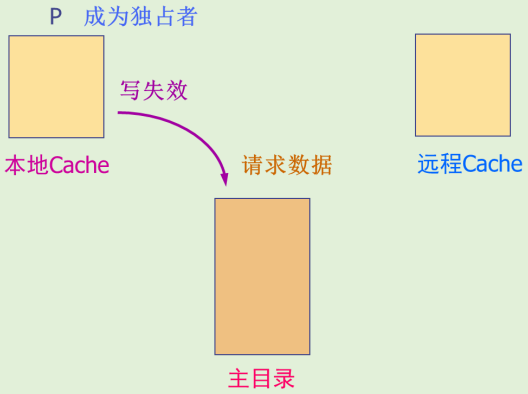
RdMiss（P，K）

处理机P读取地址为K的数据时不命中，请求宿主结点提供数据（块），并要求把P加入共享集。



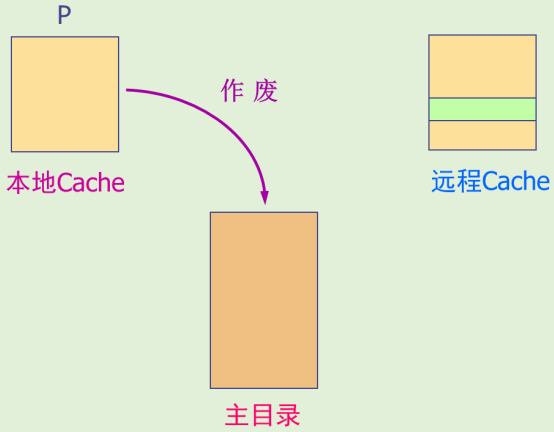
WtMiss（P，K）

处理机P对地址K进行写入时不命中，请求宿主结点提供数据，并使P成为所访问数据块的独占者。



Invalidate（K）

请求向所有拥有相应数据块副本（包含地址*K*）的远程Cache发Invalidate消息，作废这些副本。



说明：括号中的内容表示所带参数。

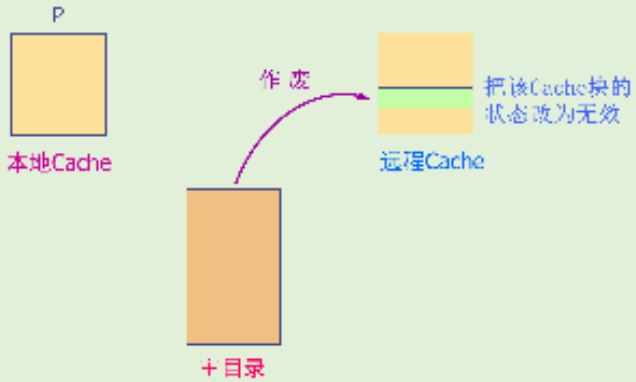
P：发出请求的处理机编号

K：所要访问的地址

➤ 宿主结点（目录）发送给远程结点的消息

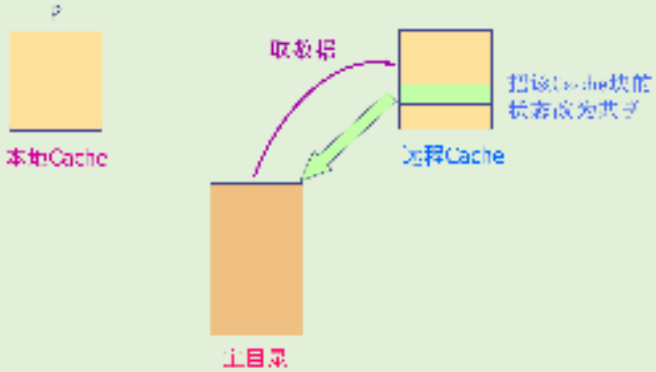
□ Invalidate（K）

作废远程Cache中包含地址K的数据块。



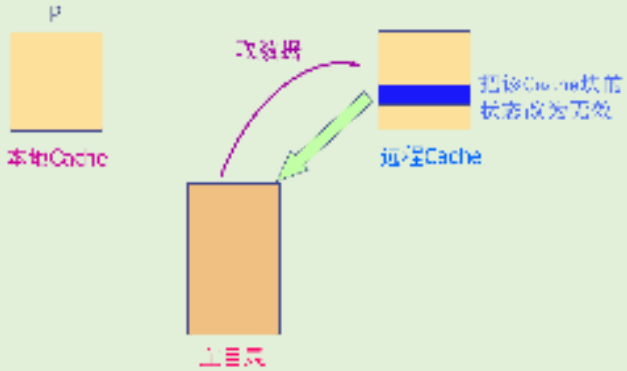
□ Fetch（K）

从远程Cache中取出包含地址*K*的数据块，并将之送到宿主结点。把远程Cache中那个块的状态改为“共享”。



□ Fetch&Inv（K）

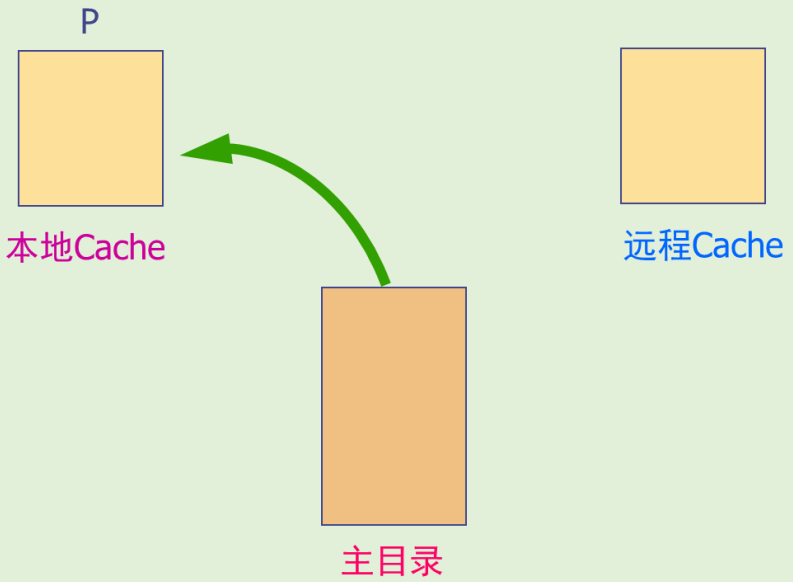
从远程Cache中取出包含地址*K*的数据块，并将之送到宿主结点。然后作废远程Cache中的那个块。



- 宿主结点发送给本地结点的消息

DReply（D）

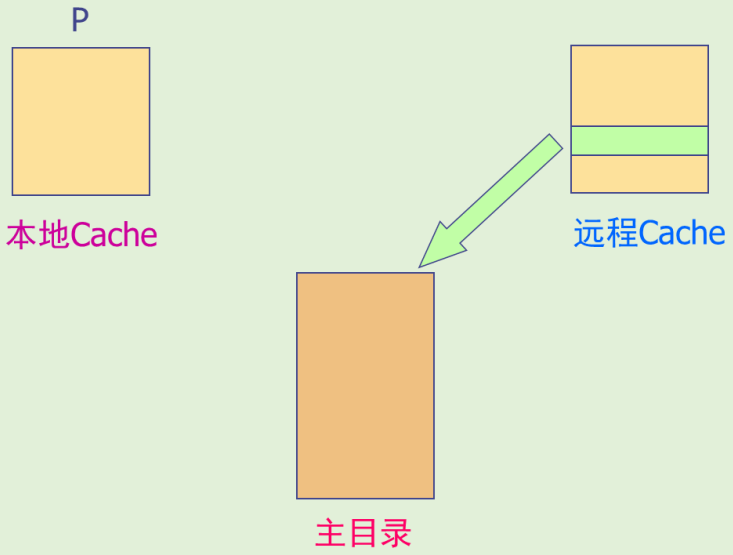
- D表示数据内容。
- 把从宿主存储器获得的数据返回给本地Cache。



- 远程结点发送给宿主结点的消息

WtBack（K，D）

- 把远程Cache中包含地址*K*的数据块写回到宿主结点中， 该消息是远程结点对宿主结点发来的“取数据”或“取/作废”消息的响应。



- 本地结点发送给被替换块的宿主结点的消息

  - MdSharer（P，K）

    用于当本地Cache中需要替换一个包含地址K的块、且该块未被修改过的情况。这个消息发给该块的宿主结点，请求它将P从共享集中删除。如果删除后共享集变为空集，则宿主结点还要将该块的状态改变为“未缓存”（U）。

  - WtBack2（P，K，D）

    用于当本地Cache中需要替换一个包含地址K的块、且该块已被修改过的情况。这个消息发给该块的宿主结点，完成两步操作：①把该块写回；②进行与MdSharer相同的操作。

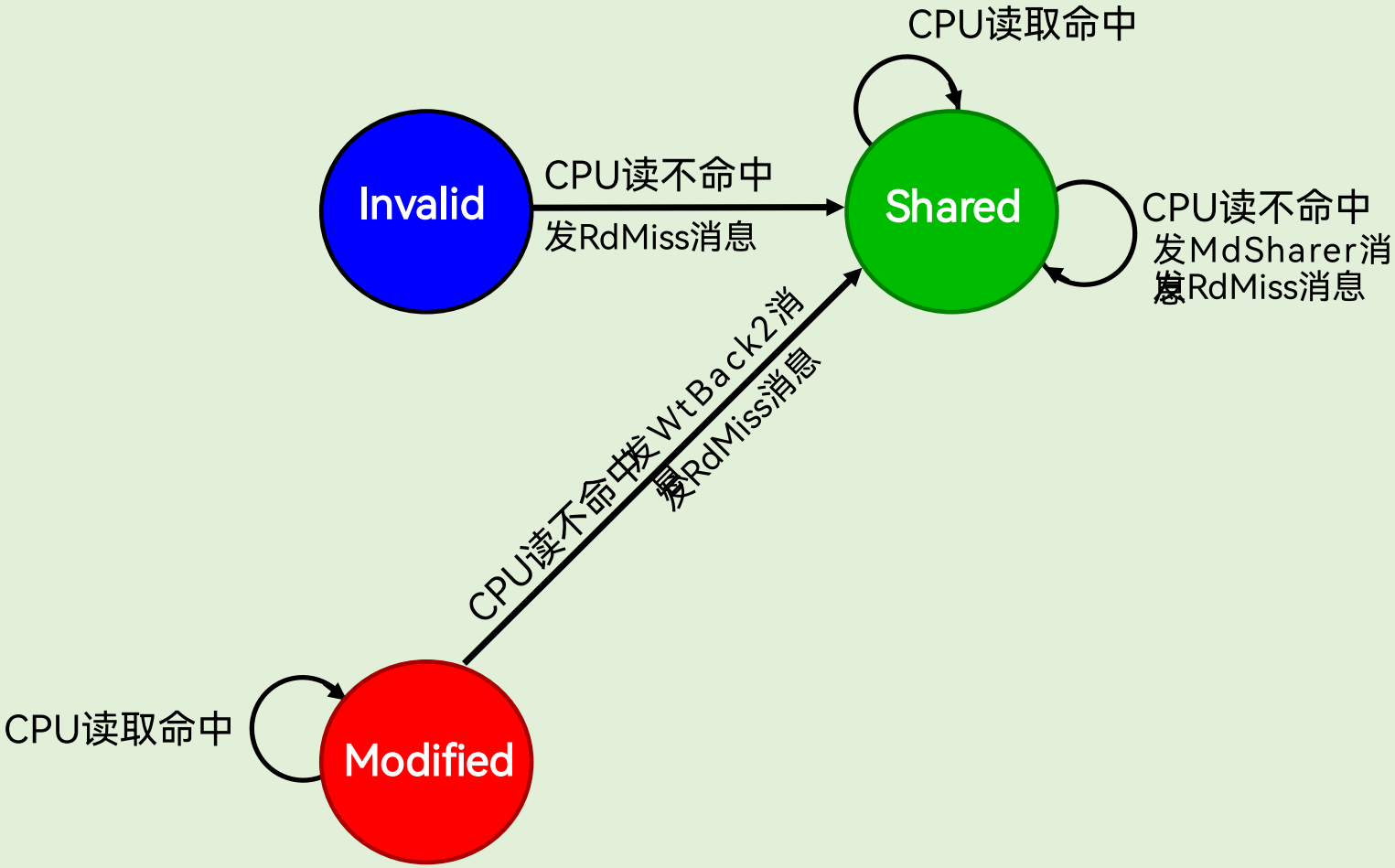
综合

消息类型	源	目的	消息内容	操作
RdMiss	本地cache	宿主目录	P，K	节点P在地址K发生读失效，请求数据，并将P设置为读取共享者；
WtMiss	本地cache	宿主目录	P，K	节点P在地址K发生写失效，请求数据，并将P设置为独占拥有者；
Invalidate	本地cache	宿主目录	K	向所有缓存了地址K块的远程缓存发送失效请求；
Invalidate	宿主目录	远程cache	K	使地址K处数据的共享副本失效；
Fetch	宿主目录	远程cache	K	取回地址K的块，并发送到它的主目录；把远程缓存中K的状态改为共享；
Fetch&Inv	宿主目录	远程cache	K	取回地址K的块，并发送到它的主目录；使缓存中的块失效；
DReply	宿主目录	本地cache	D	从主存储器返回数据值；
WtBack	远程cache	本地目录	K，D	写回地址K的数据值；
MdSharer	本地cache	宿主目录	P，K	块无修改，请求替换，将地址K处共享者集合更新；
WtBack2	本地cache	宿主目录	P，K	块有修改，请求替换，写回，并更新K的贡献者集合。

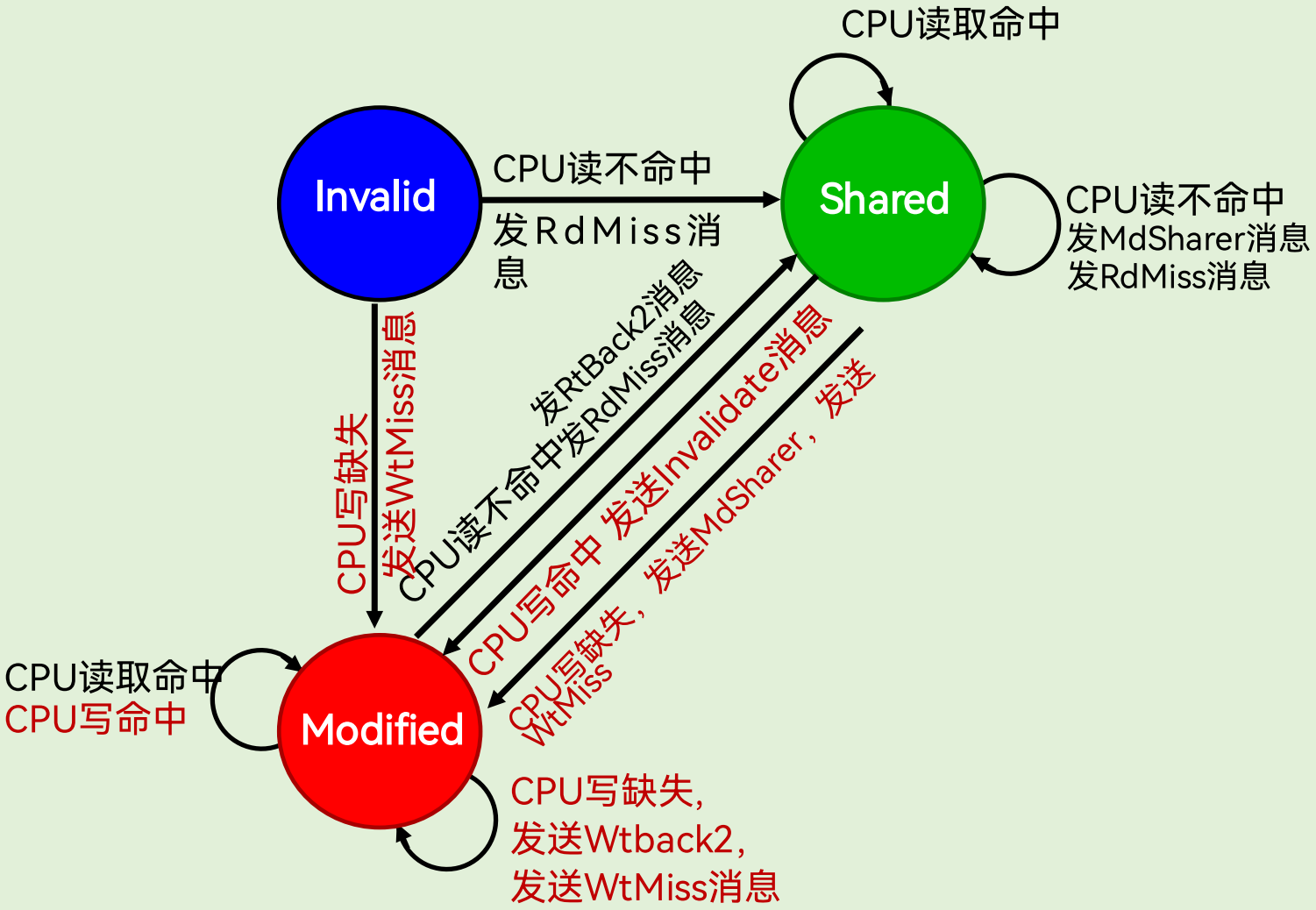
2. 目录协议实例

- 在基于目录的协议中，目录承担了一致性协议操作的主要功能。
  - 本地结点把请求发给宿主结点中的目录，再由目录控制器有选择地向远程结点发出相应的消息。
  - 发出的消息会产生两种不同类型的动作：
    - 更新目录状态
    - 使远程结点完成相应的操作
- 某Cache的状态转换
  - 三状态:Invalid，Shared，Modified
  - 触发：CPU读请求，CPU写请求，远程Cache块收到请求

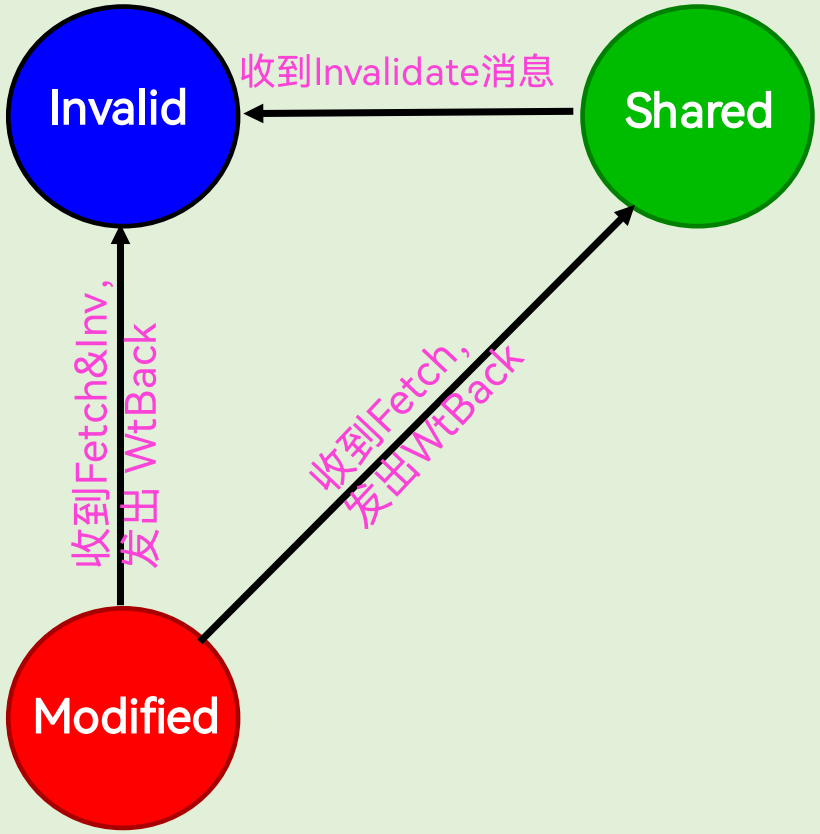
本地CACHE块的状态转换 – CPU读



本地CACHE块的状态转换 – CPU写



具体CACHE块的状态转换 – 远程CACHE块收到请求



➤ 目录的状态转换

如前所述：

- 目录中存储器块的状态有3种
  - 未缓存
  - 共享
  - 独占
- 位向量记录拥有其副本的处理器的集合。这个集合称为共享集合。
- 对于从本地结点发来的请求，目录所进行的操作包括：
  - 向远程结点发送消息以完成相应的操作。这些远程结点由共享集合指出；
  - 修改目录中该块的状态；
  - 更新共享集合。

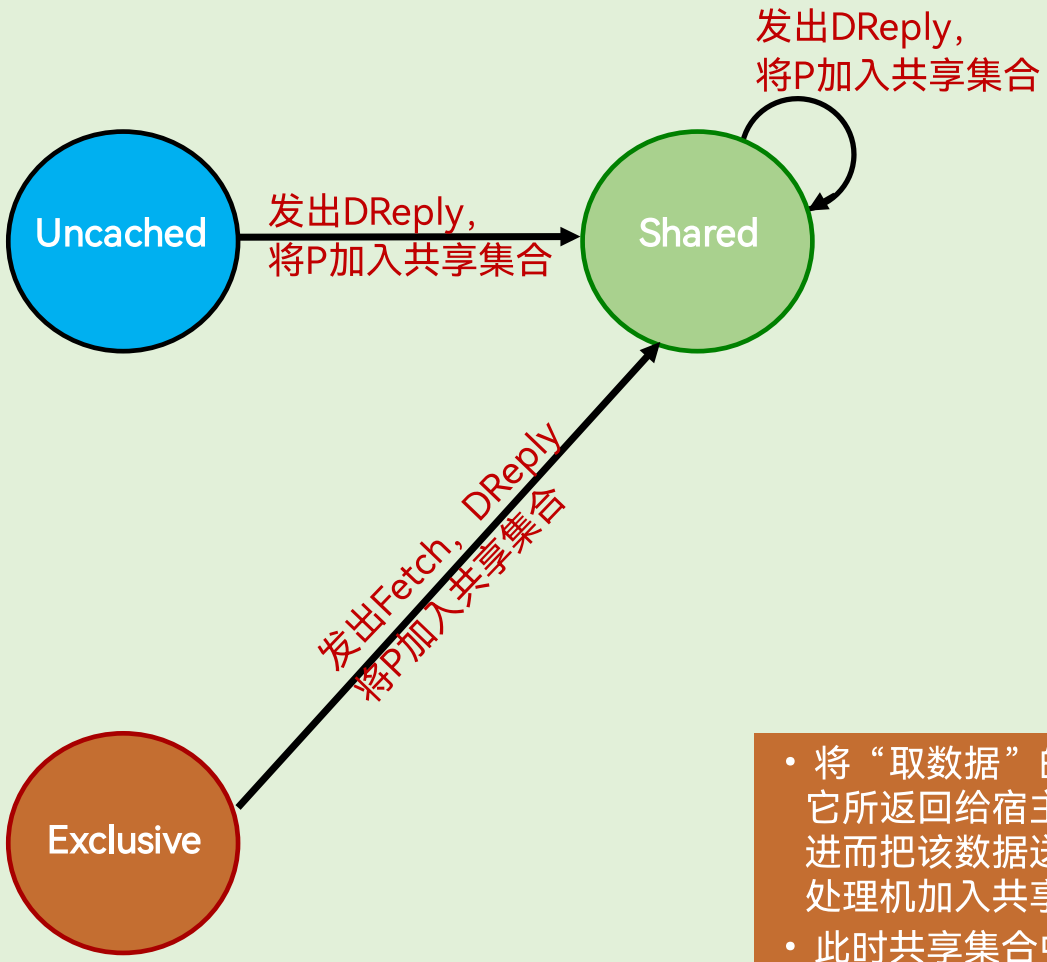
目录可能接收到3种不同的请求：

- 读不命中
- 写不命中
- 数据写回

（假设这些操作是原子的）

存储块的状态转换 – 收到读不命中

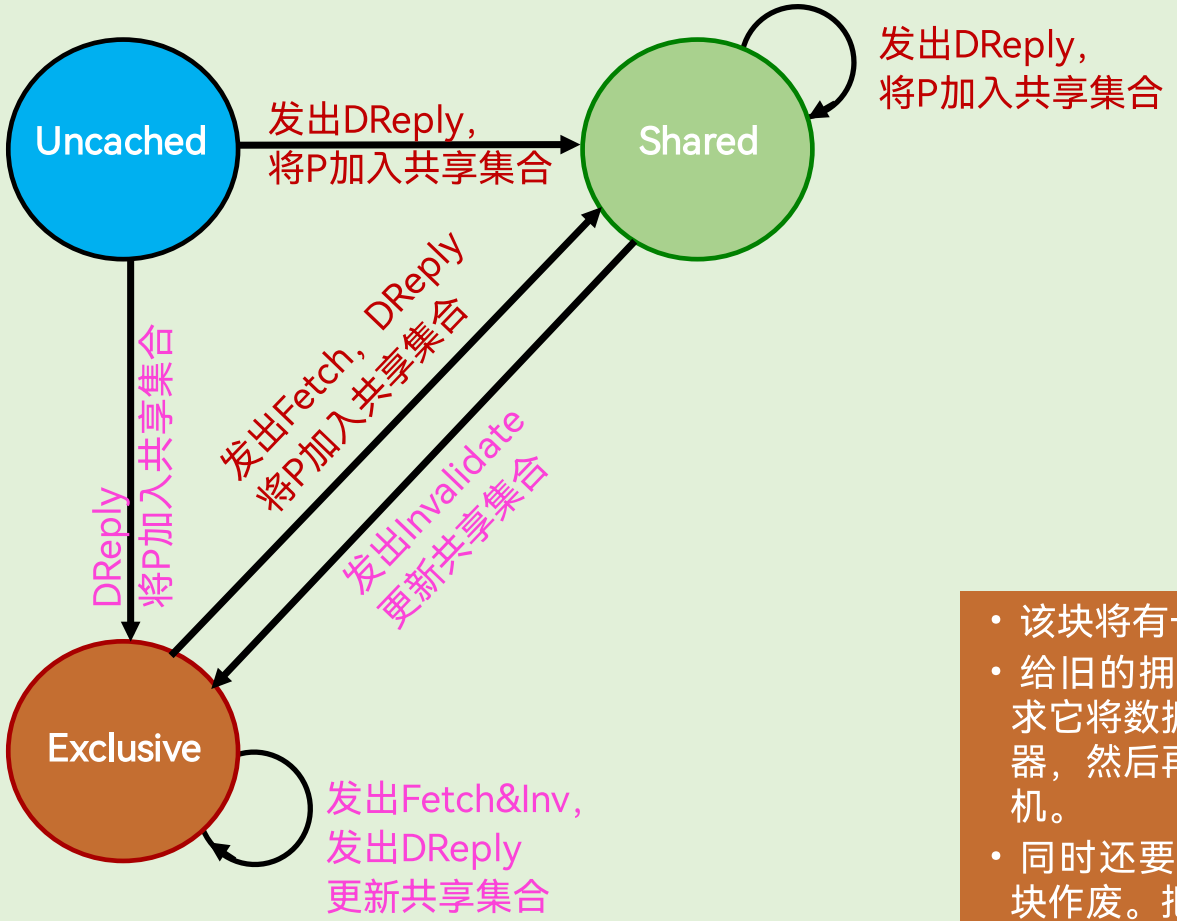
将所要访问的存储器数据送往请求方处理机，且该处理机成为该块的唯一共享结点，本块的状态变成共享。



- 将“取数据”的消息发往拥有者处理机，将它所返回给宿主结点的数据写入存储器，并进而把该数据送回请求方处理机，将请求方处理机加入共享集合。
- 此时共享集合中仍保留原拥有者处理机（因为它仍有一个可读的副本）。
- 将该块的状态变为共享。

存储块的状态转换 – 收到写不命中

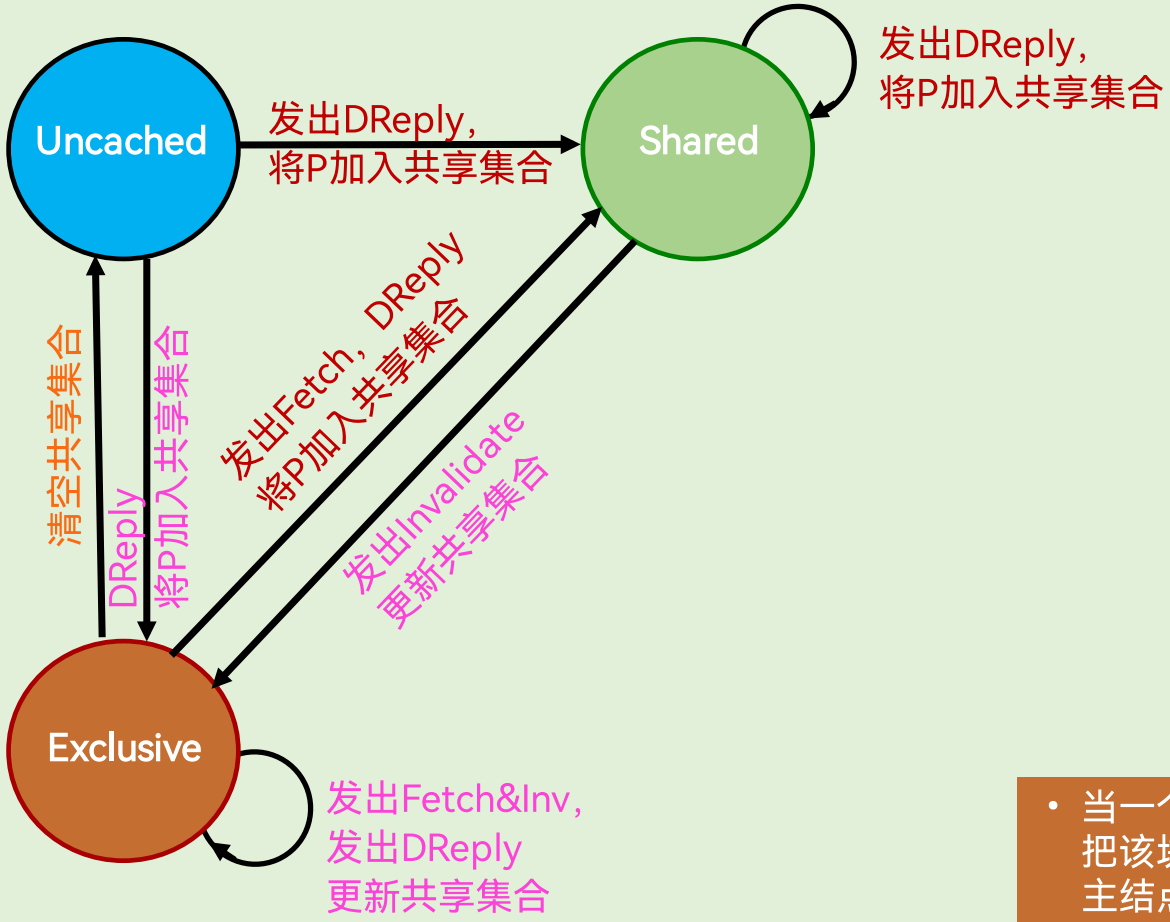
将所要访问的存储器数据送往请求方处理机，该块的状态变成独占，表示该块仅存在唯一的副本。其共享集合仅包含该处理机，指出该处理机是其拥有者。



将数据送往请求方处理机，对共享集合中所有的处理机发送作废消息，且将共享集合改为仅含有该处理机，该块的状态变为独占。

- 该块将有一个新的拥有者。
- 给旧的拥有者处理机发送消息，要求它将数据块送回宿主结点写入存储器，然后再从该结点送给请求方处理机。
- 同时还要把旧拥有者处理机中的该块作废。把请求处理机加入共享者集合，使之成为新的拥有者。

存储块的状态转换 – 收到数据写回



- 当一个块的拥有者处理机要从其Cache中把该块替换出去时，必须将该块写回其宿主结点的存储器中，从而使存储器中相应的块中存放的数据是最新的（宿主结点实际上成为拥有者）；
- 该块的状态变成未缓冲，其共享集合为空。

3. 目录的三种结构

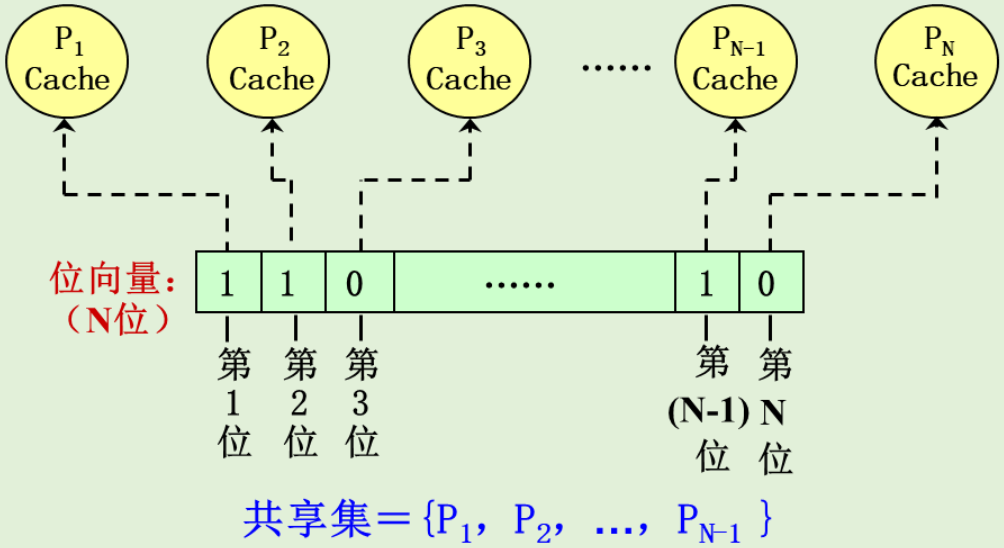
- 不同目录协议的主要区别主要有两个
  - 所设置的存储器块的状态及其个数不同
  - 目录的结构
- 目录协议分为3类
  - 全映像目录
  - 有限映像目录
  - 链式目录

① 全映像目录

每一个目录项都包含一个N位（N为处理机的个数）的位向量，其每一位对应于一个处理机。

- 优点：处理比较简单，速度也比较快。
- 缺点：
  - 存储空间的开销很大。
  - 目录项的数目与处理机的个数N成正比，而目录项的大小（位数）也与N成正比，因此目录所占用的空间与N^2成正比。
  - 可扩放性很差。

举例

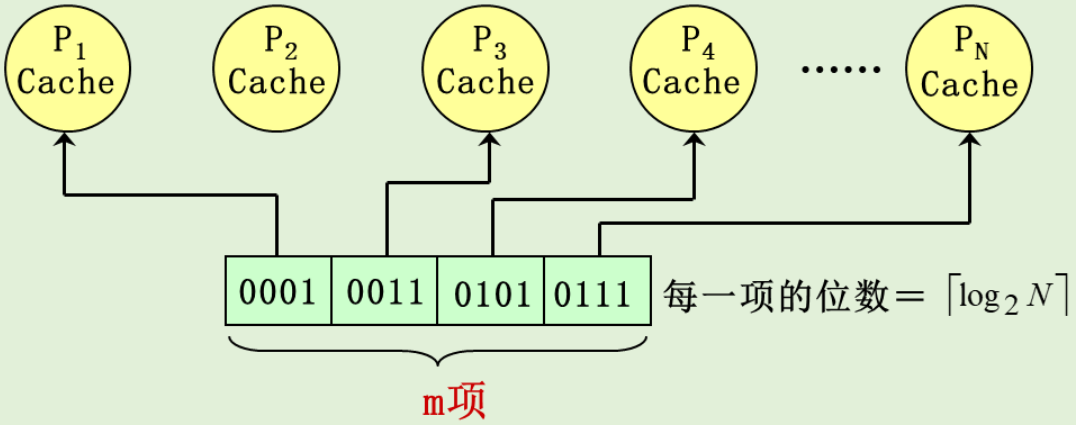


- 当位向量中的值为“1”时，就表示它所对应的处理机有该数据块的副本；否则就表示没有。
- 在这种情况下，共享集合由位向量中值为“1”的位所对应的处理机构成。

② 有限映像目录

- 提高其可扩放性和减少目录所占用的空间。
- 核心思想：采用位数固定的目录项目
  - 限制同一数据块在所有Cache中的副本总数。
  - 例如，限定为常数m。则目录项中用于表示共享集合所需的二进制位数为：$m \times \log_2 N$。
  - 目录所占用的空间与$N \times \lceil \log_2 N \rceil$成正比。
- 缺点
  - 当同一数据的副本个数大于m时，必须做特殊处理。当目录项中的m个指针都已经全被占满，而某处理机又需要新调入该块时，就需要在其m个指针中选择一个，将之驱逐，以便腾出位置，存放指向新调入块的处理机的指针 。

➤ 举例



共享集＝{P_1，P_3，P_4，P_7 }

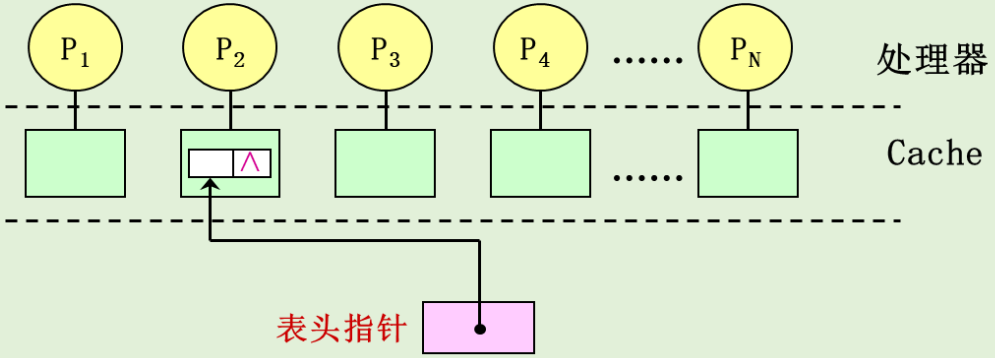
有限映像目录（m = 4，N≥8的情况）

③ 链式目录

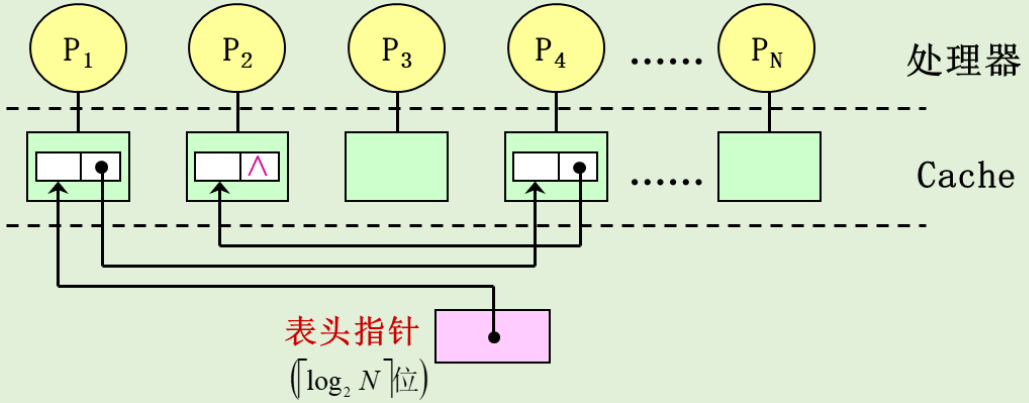
- 用一个目录指针链表来表示共享集合。当一个数据块的副本数增加（或减少）时，其指针链表就跟着变长（或变短）。
- 由于链表的长度不受限制，因而带来了以下优点：既不限制副本的个数，又保持了可扩展性。
- 链式目录有两种实现方法
  - 单链法

    当Cache中的块被替换出去时，需要对相应的链表进行操作——把相应的链表元素（假设是链表中的第i个）删除。实现方法有以下两种：
    - 沿着链表往下寻找第i个元素，找到后，修改其前后的链接指针，跳过该元素。
    - 找到第i个元素后，作废它及其后的所有元素所对应的Cache副本。
  - 双链法
    - 在替换时不需要遍历整个链表。
    - 节省了处理时间，但其指针增加了一倍，而且一致性协议也更复杂了。

采用单向链法的示意图



共享集 = { P_2 }



共享集 = { P_1, P_4, P_2 }