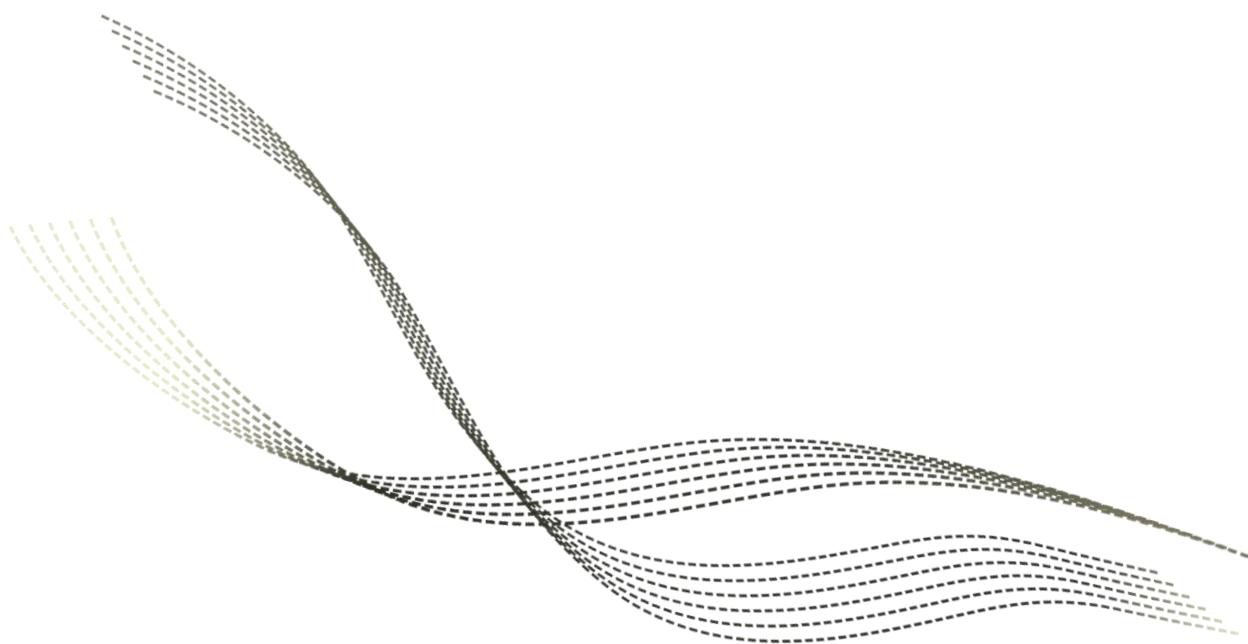


高级计算机体系结构

Advanced Computer Architecture

多处理器系统

沈明华



目录

CONTENTS

- 01 多处理器系统**
- 02 缓存一致性问题**
- 03 Snooping协议**
- 04 Directory协议**

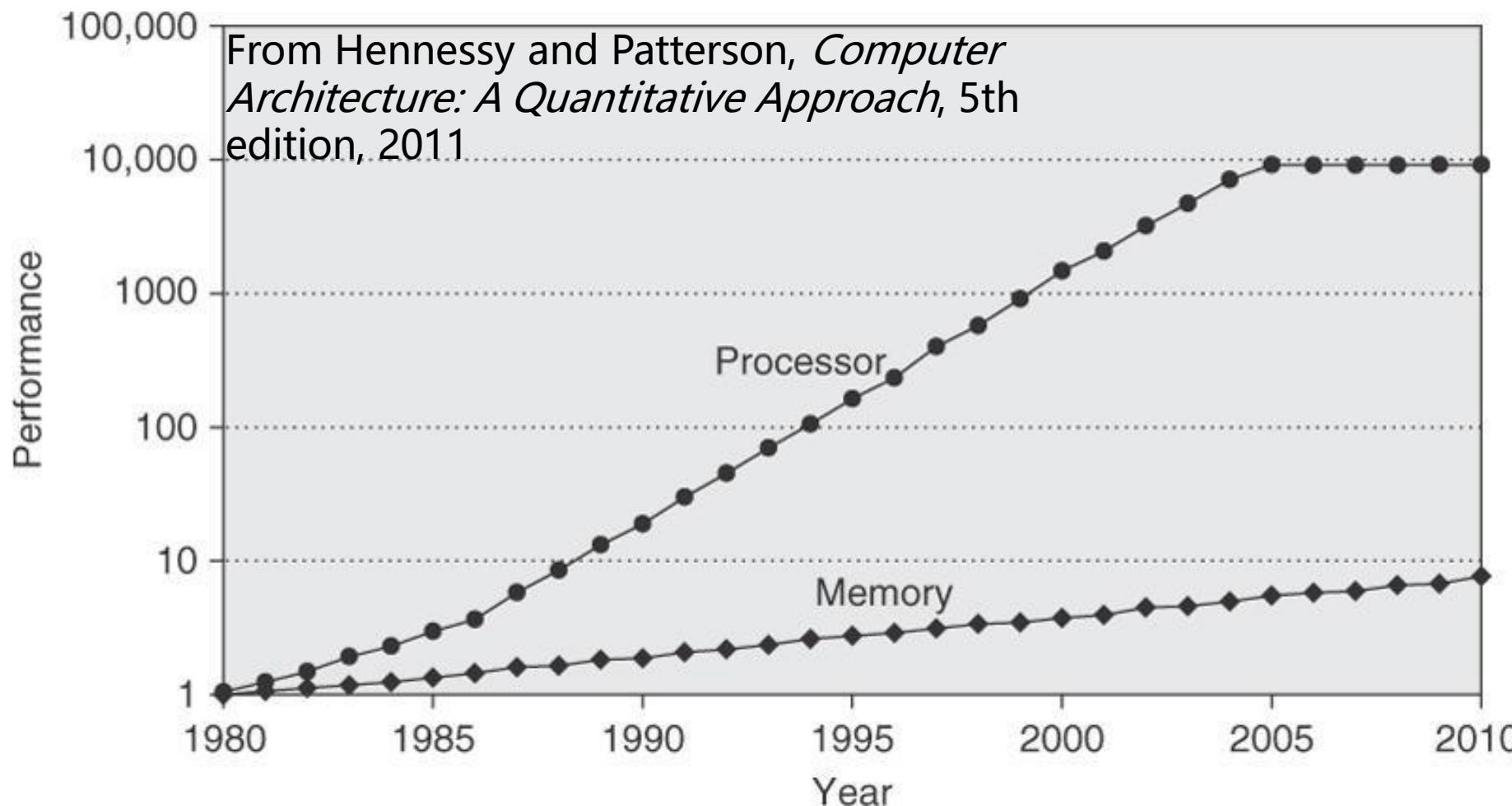
PART 01

多处理器系统

■ 背景

□ 单一处理器性能提升遇到瓶颈

- 从2005年后开始，单处理器性能提升放缓



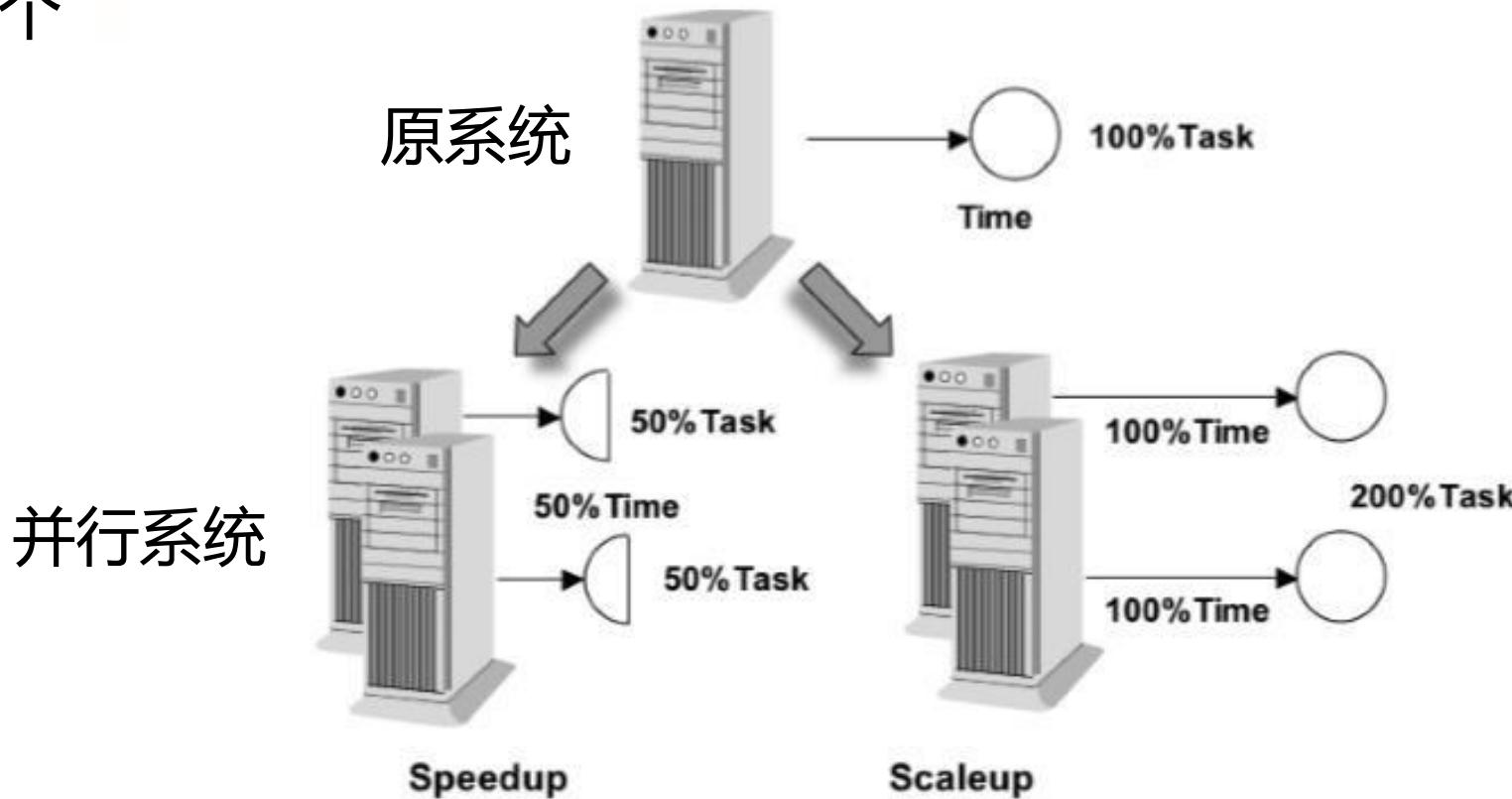
■ 背景

□ 多种因素促进多处理器系统研究

■ 背景

□ 并行计算机系统的可扩展性分为两个方向

- 加速(speedup)扩展：投入n倍的计算设备，使得完成一件任务的用时变成原来的 $1/n$
- 规模(scaleup)扩展：投入n倍的计算设备，使得单位时间内完成的任务数量变成n个



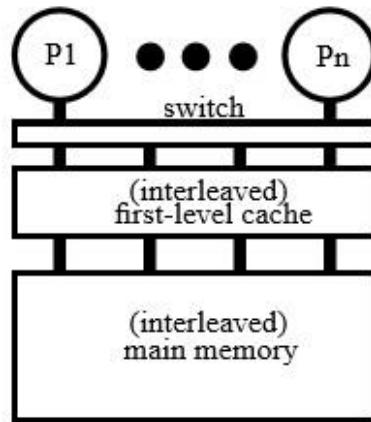
■ 背景

□ Flynn并行架构划分

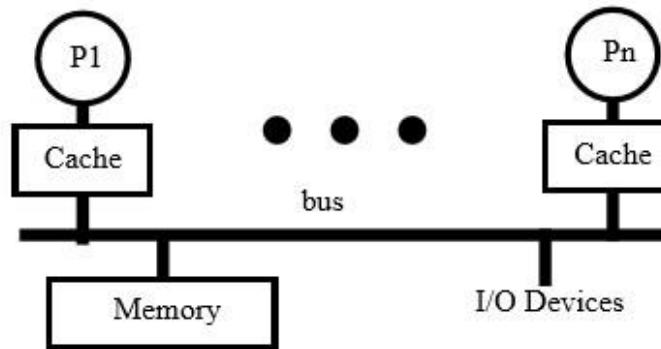
- SISD(single instruction single data)
 - 一条指令流对应一条数据流
 - 例如通用处理器
- SIMD(single instruction multiple data)
 - 一条指令流同时作用到多条数据流上
 - 例如RISC-V的RV32规范、x86的AVX指令集、ARM的neon指令集
- MISD(multiple instruction single data)
 - 没有类似的商业产品
- MIMD(multiple instruction multiple data)
 - 每个节点有自己的指令流和数据流
 - 例如多处理器系统

■ 多处理器系统

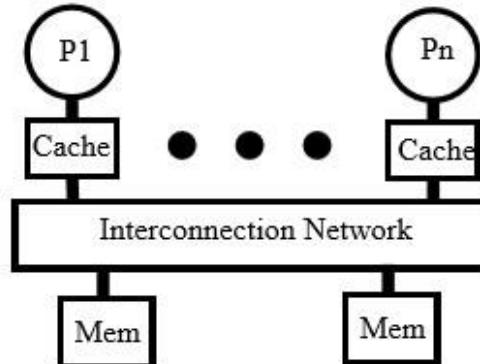
□ 几种常见的多处理器系统架构



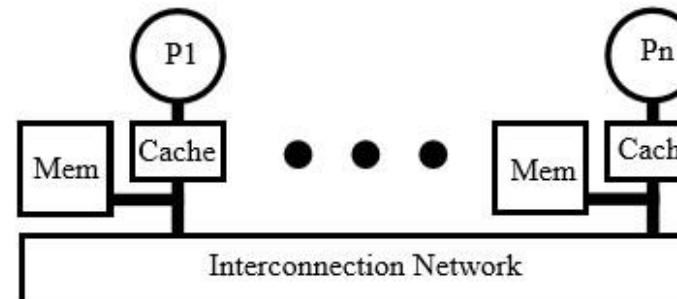
(a) Shared Cache



(b) Bus-based Shared Memory



(c) Dance-hall



(d) Distributed Memory

■ 多处理器系统

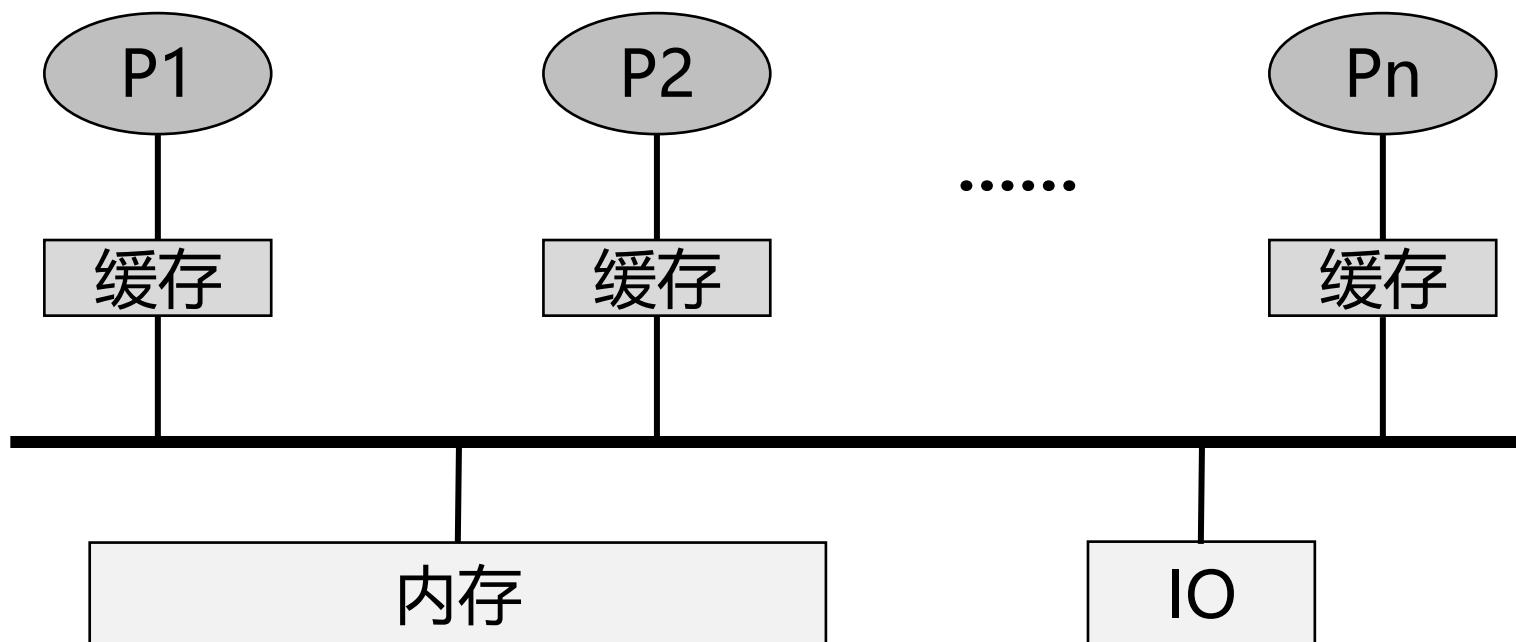
□ 两类多处理器系统结构

- 集中式共享内存(centralized shared-memory)
 - 多处理器共享同一个物理内存(UMA架构, uniform memory access)
- 分布式共享内存(distributed shared-memory)
 - 内存物理上分开，每个处理器都有自己独有的可快速访问的内存(NUMA架构, non-uniform memory access)
- 共享内存：多个处理器的内存地址空间一致

■ 多处理器系统

□ 集中式共享内存

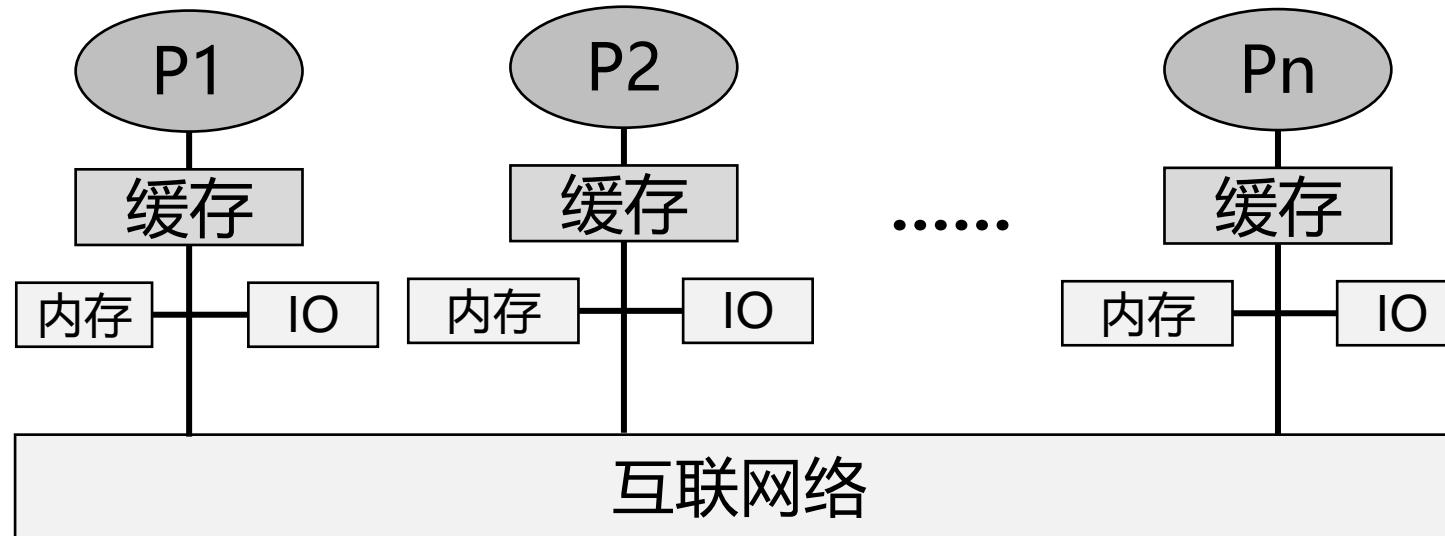
- 通常又被称为对称多处理器系统(SMP, symmetric multiprocessors)
- SMP所有处理器访问任意内存地址的时间一致



■ 多处理器系统

□ 分布式共享内存(DSM, distributed shared-memory)

- 优势：有效提高内存带宽，降低访问本地内存的延迟
- 劣势：复杂的通信逻辑，较高节点间通信开销



■ 多处理器系统

□ 单机与多机条件下的MIMD系统

- 单机器(无论SMP还是DSM)
 - 是一个紧密结合的架构，处理器通过数据总线或互联网络实现互联
 - 包含的处理器较少(差不多就2个)，只有一个共享的内存地址空间
 - 通过load/store指令显式交换数据
 - 仅能支持线程/进程级的并行
- 多机器(例如仓库级计算机，WSCs, warehouse-scale computer)
 - 连接相对松散，每台独立的机器接入局域网
 - 可以包含大量的计算机器，且存在私有内存地址空间
 - 通过消息传递完成数据交换
 - 支持任务级并行

PART **02**

缓存一致性问题

■ 背景

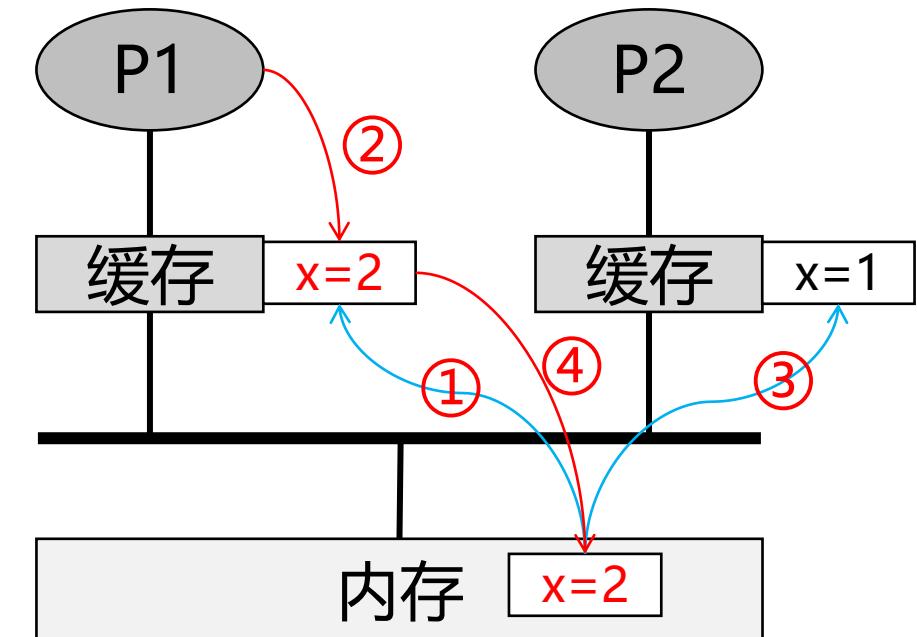
□ 多处理器系统引入并行计算从而提高单台计算机的性能

- 需要保证并行程序运行结果的正确
 - 无论底层是多个处理器还是单个多核处理器的系统，同一并行程序的运行结果应一致
- 但缓存的存在，且处理器进行计算时仅从缓存读取数据的特性
 - 有可能导致处理器使用错误的数据执行计算
 - 进而导致并行程序运行结果的错误

■ 背景

□ 缓存一致性(cache coherence)

- 初始内存中 $x=1$
- 处理器P1从共享内存读取 $x=1$
- 然后处理器P1改写 $x=2$, 但没有立即写回内存
- 然后处理器P2读取到 $x=1$
- 处理器P1的结果同步到内存
- **但处理器P1的写入没有同步到P2**
 - P2看到的 x 仍然是1
 - 出现缓存不一致问题



■ 缓存一致性

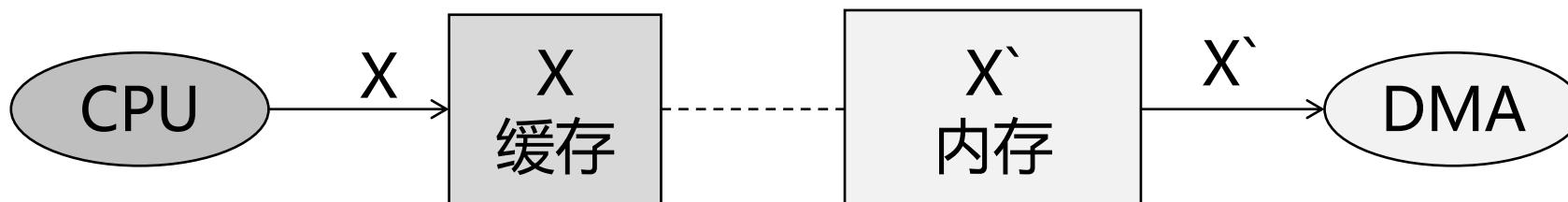
□ 缓存一致性问题

- 缓存一致性问题：不同处理器同一时刻看到的同一内存地址的值不同
- 无论多处理器还是单处理器都存在这个问题
 - 多处理器系统，每个处理器内部都有各自的缓存，处理器间存在一致性问题
 - 单个多核处理器，L1和L2缓存是每个核心独立，核心间存在一致性问题
 - 甚至单核处理器+IO操作，也可能存在一致性问题

■ 缓存一致性问题

□ 单核处理器+IO操作产生的一致性问题

- 首先，内存可以通过DMA(direct memory access)组件访问，DMA可以代替CPU完成磁盘和内存间数据传输
- 然后修改的值X在缓存中，没有来得及同步到内存
- 此时执行IO操作，DMA读取内存数据写入磁盘，把旧值X`写入磁盘
- 出现一致性错误，CPU和DMA两个组件看到同一内存地址的数据不同



■ 缓存一致性

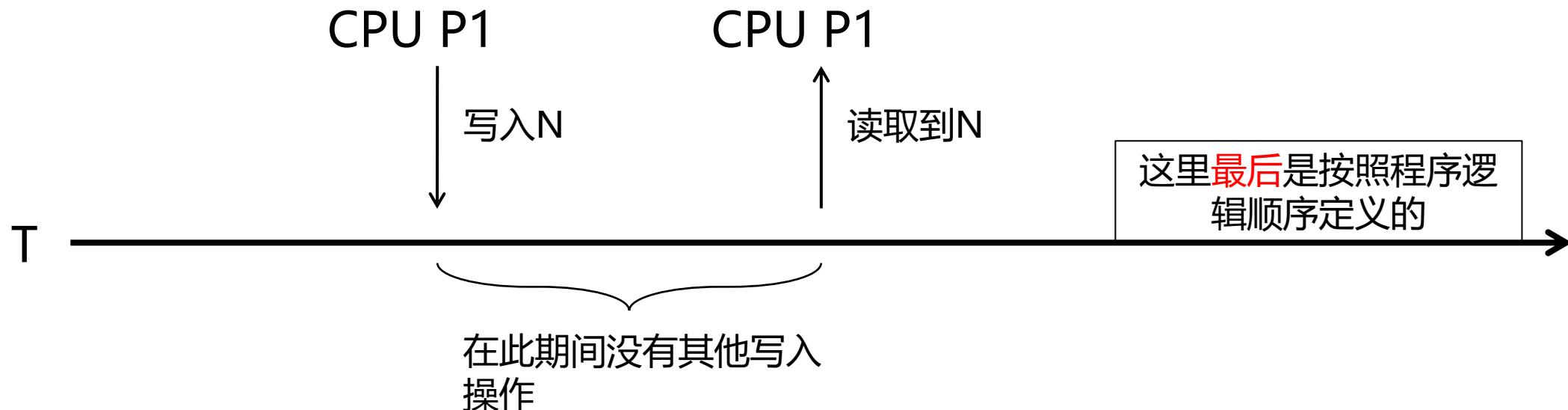
□ 缓存一致性应该保证

- 对于内存来说
 - 当读取某个地址的数据时，内存需要保证读取的值一定是最后写入的值
- 而对于多处理器的共享内存系统来说
 - 某个处理器读取内存地址X的值，读取到的结果一定是所有处理器最后向地址X写入的结果
- 在不同状况下，“最后”的定义略有不同

■ 缓存一致性要求

□ 情况一： RAW的一致性

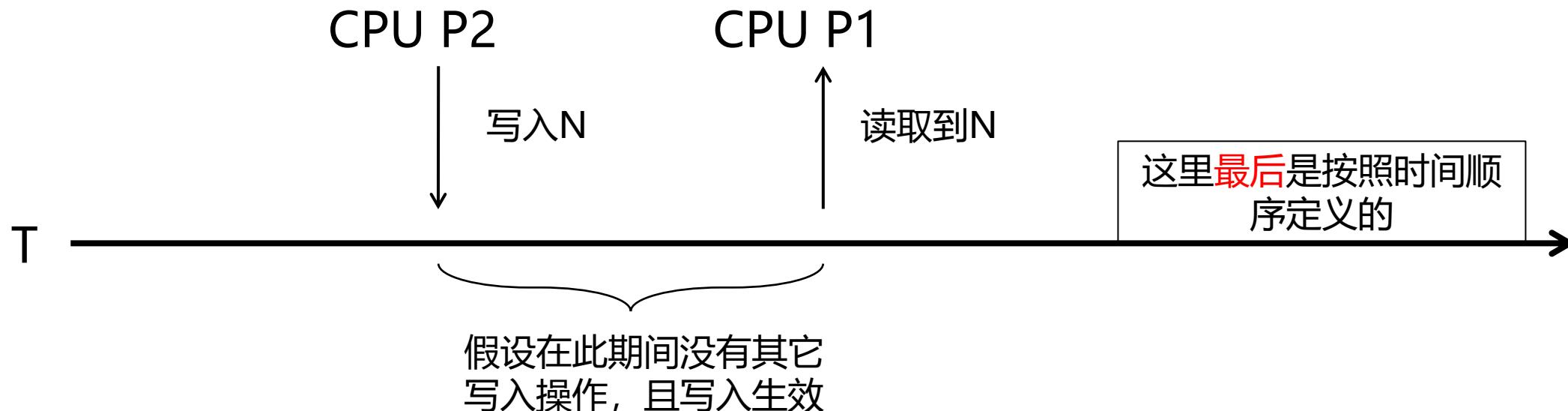
- 假设P1处理器在内存地址X处写入值N，那么P1处理器执行后续指令读取地址X得到的值必须是N



■ 缓存一致性要求

□ 情况二：写入传播(write propagation)

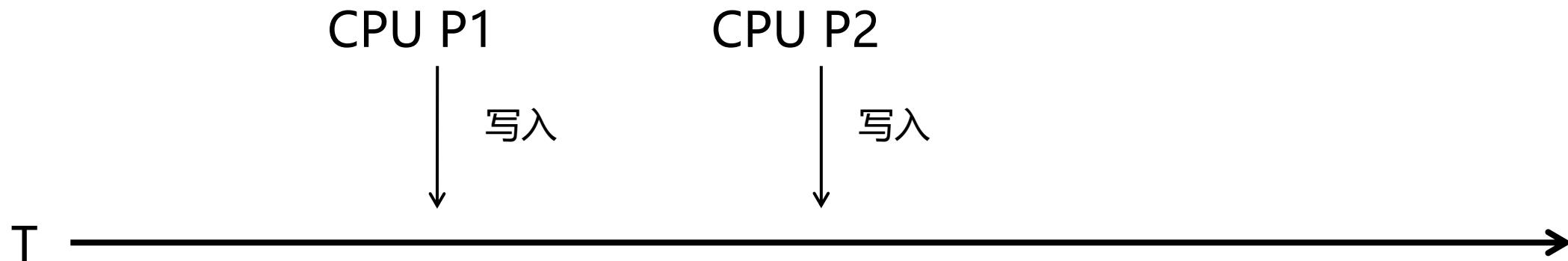
- 若处理器P2在地址X处写入值N，那么处理器P1能在地址X处读取到新值N
- 只要处理器P1的读取操作发生在P2写入操作之后



■ 缓存一致性要求

□ 情况三：串行写入

- 若处理器P1和P2同时写入地址X，那么所有其他处理器看到的写入顺序一致
 - 广播延迟可能导致处理器收到的写入顺序不一致
 - 但一致性要求所有处理器看到P1先写，P2后写的结果



所有处理器都能看到P2
的写入在P1之后，看到
值应该是P2的写入

■ 缓存一致性

□ 缓存一致性的常规定义

- 对于并行程序访问的任意一个地址X，都可以构建一个串行写入的记录，这个记录与指令执行顺序一致，并且
 - 由任何处理器发出的内存访问操作，会按照指令发出的顺序串行执行
 - 任何一次读取操作，都会返回地址X的串行执行记录中最后一次写入的结果
- 对于任意处理器，读取/写入一个地址的顺序只能是由程序定义
 - 带有一致性支持的存储系统保证所有处理器看到的写入/读取顺序一致

■ 一致性与一贯性

□ 一致性(coherence)强调读取值的异同

- 定义哪些值可以被后续的读取看到
- 更关心一个地址

□ 一贯性(consistency)强调读取的时间概念

- 定义何时写入的值可以被后续的读取看到
- 需要同时关注多个地址

□ 举个例子

- 右边的并行程序初始化A=0, flag=0
- 只有一致性不能保证flag=1时A=1

P1

```
A = 1;  
flag = 1;
```

P2

```
while (flag == 0);  
print A
```

■ 关键点

□ 关键点在于需要一种策略可以追踪数据块的状态变化，有两种经典协议

- 窥探(Snooping)协议

- 通过互联总线关注每一次数据更改(snooping)
- 每个缓存都记录共享数据的状态
- 若总线带宽足够高，可以非常快

- 目录(directory)协议

- 不通过总线广播数据更改
- 通过目录记录缓存的共享状态
- 更适合大量处理器的互联需求

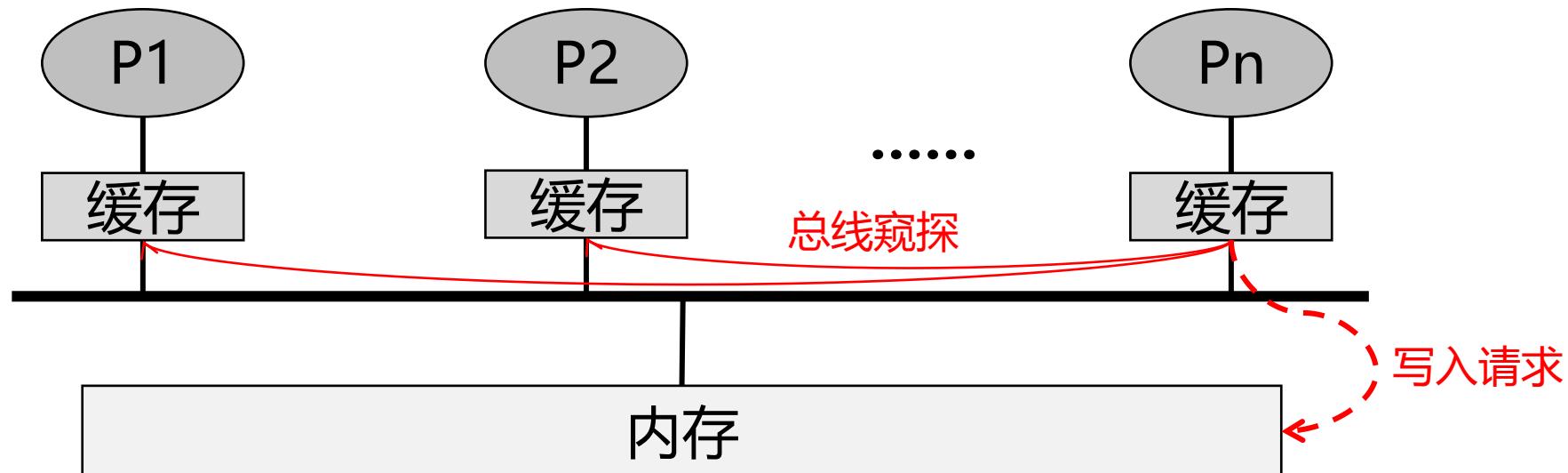
PART **03**

Snooping协议

■ Snooping协议

□ 基本结构

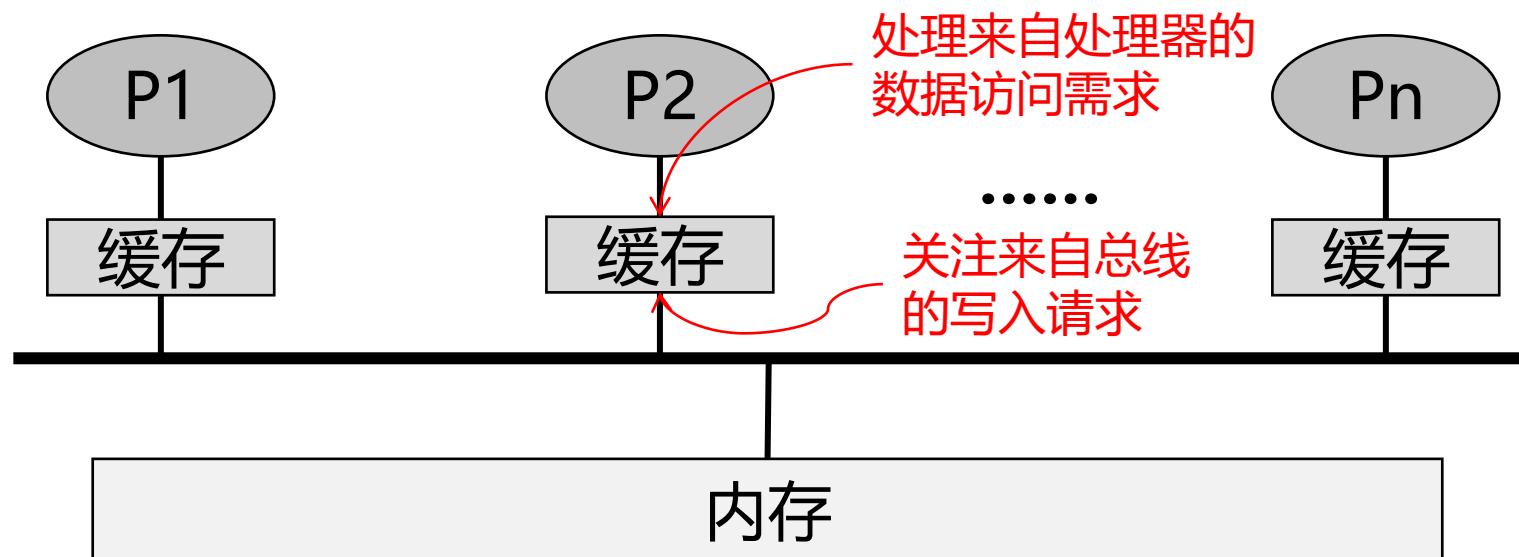
- 讨论Snooping协议之前设定的基本前提条件1
 - 带缓存的处理器用一条总线连接
 - 所有写入请求都通过总线传递到内存
 - 写入请求对任意处理器可见，且见到的写入顺序一致
 - 所有处理器不断的窥探总线，记录写入情况



■ Snooping协议

□ 基本结构

- 讨论Snooping协议之前设定的基本前提条件2
 - 增强缓存功能，缓存需要同时兼顾两个方向的数据，存在两个缓存控制器
 - 一个用于处理来自处理器的数据访问需求，正常从内存中获得数据
 - 另一个关注来自总线的写入请求，及时更新最新数据(snooper)



■ Snooping协议

□ Snooping协议

- 是一个分布式的协议
 - 每个本地缓存行都有自己的状态
 - 缓存行的状态转化过程是一个有限自动机
 - 每个读取、写入操作都触发状态转换
- 分为两类
 - 基于更新策略的：在写入时，更新其他处理器上的缓存，广播最新值
 - 基于失效策略的：在写入时，令其他处理器上的缓存失效，使得其他处理器读取时必须再次从内存读取
 - 结合缓存的写直通(write through)和写回(write back)两种策略，排列组合一共有4种不同的一致性协议设计

■ Snooping协议

□ 以写直通失效策略为例

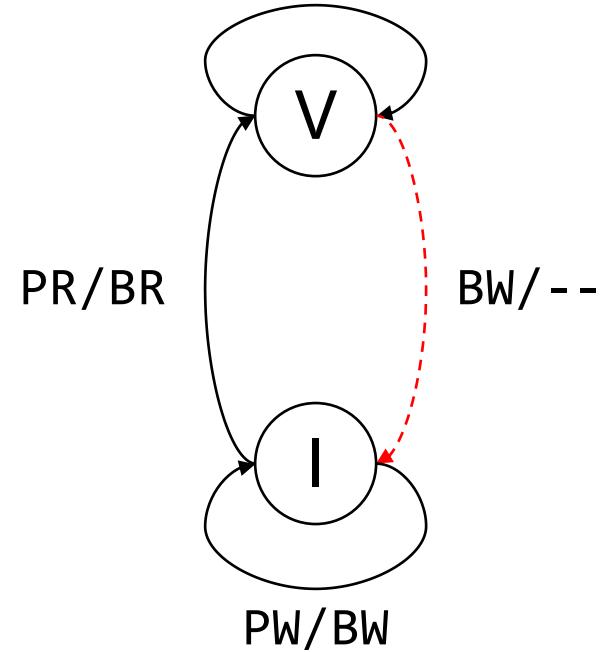
- 每个缓存行包含两个状态
 - 数据在缓存中，且是最新的值，为有效状态V
 - 若当前数据在缓存，但不是最新值，为无效状态I
 - 若不在缓存中，同为无效状态I
- 另要求更新过程原子化，单位时间只能处理一个写入请求

■ Snooping协议

□ 写直通失效策略Snooping协议

- 有限状态机转化如右图所示，其中

- V表示缓存有效，可直接使用，又称共享状态(shared); PR/- - ; PW/BW
- I表示缓存失效，需要重新读取
- A/B的标记表示若观察到A就产生B操作
- P表示处理器主动产生的请求，B表示来自总线的请求
- R表示读取，W表示写入
- PR表示处理器读取请求，其他组合以此类推



■ Snooping协议

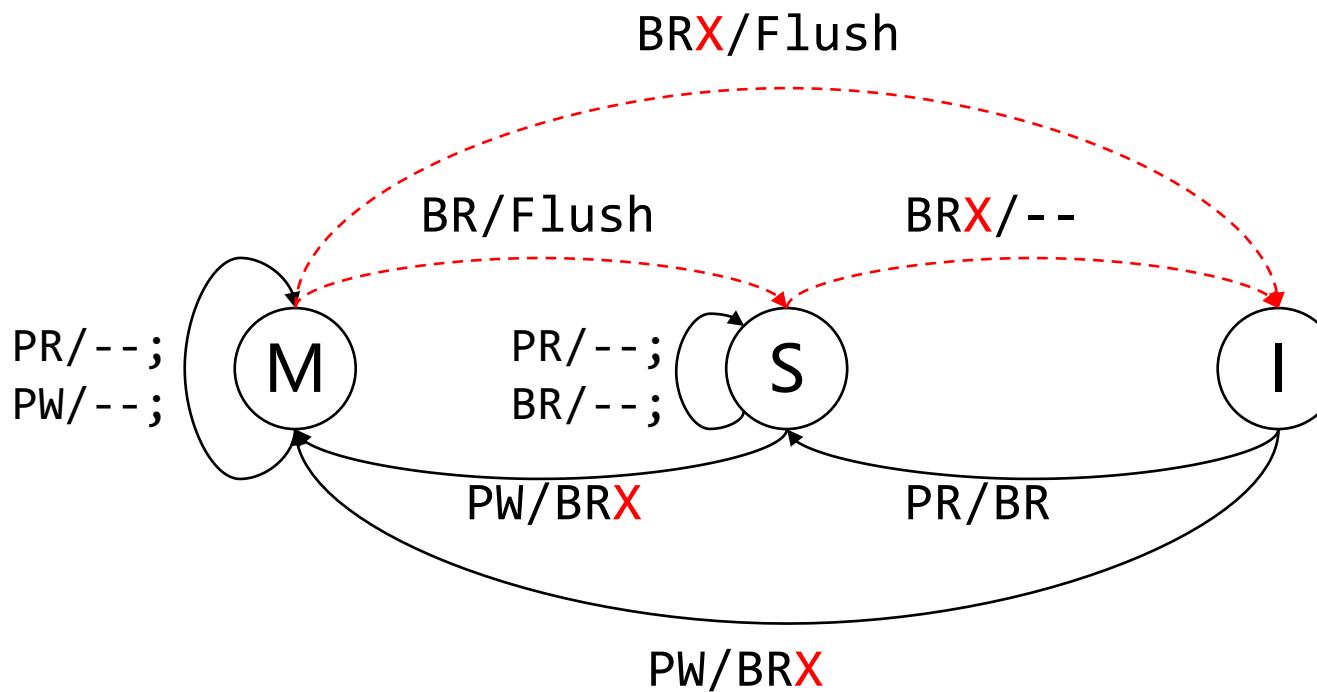
□ 写直通失效策略的不足

- 写直通需要很高的带宽，因为所有的写操作都通过总线广播到所有处理器和内存
 - 考虑一个处理器以1GHz的速度运行，CPI=1.5且执行的指令中15%是store指令，每个store指令平均修改8字节数据，那么1GB/s带宽的总线能支持多少个这样的处理器？
 - 计算得到单个处理器写直通所需带宽量： $0.15 \times 10^9 \times \frac{1}{1.5} \times 8 = 0.8\text{GB/s}$ ，可知1GB/s带宽的总线仅能满足一个处理器的写入需求
- 因此写直通策略一般不采用，而采用写回节省带宽需求
 - 但需要更加复杂的一致性控制策略

■ Snooping协议

□ 三状态写回失效策略Snooping协议，即MSI

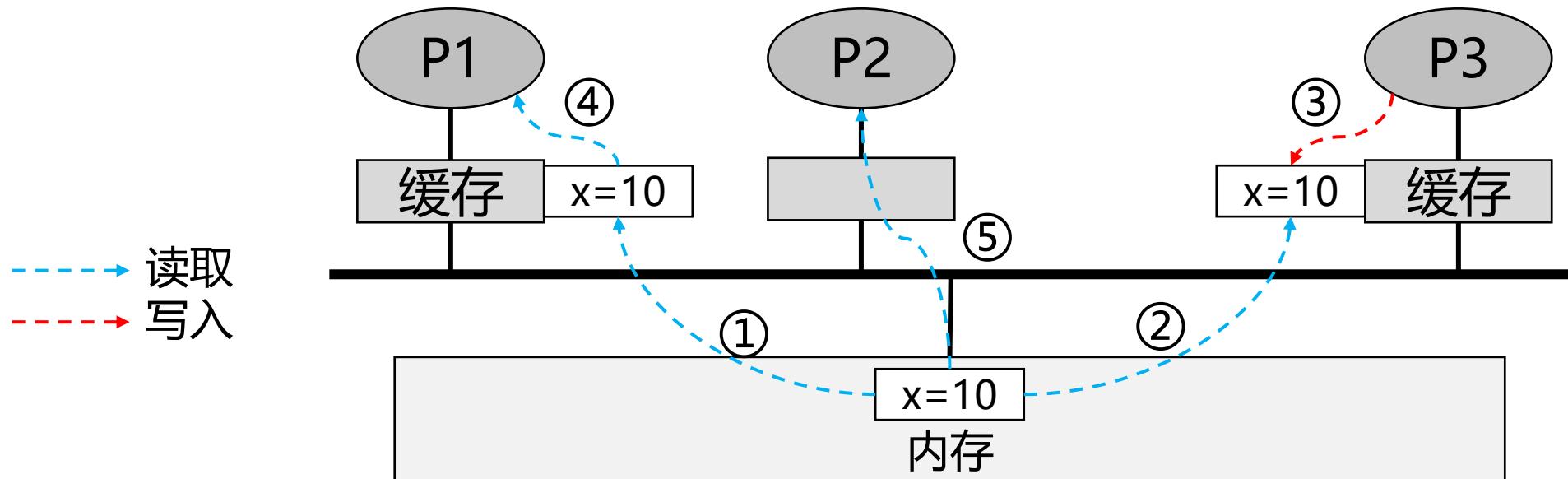
- MSI简称源自于采用三种状态：修改(modify)、共享(shared)、失效(invalid)
- X表示独占，说明有处理器需要独占数据进行处理，其余处理器收到消息后令本地缓存失效



■ Snooping协议

□ MSI运行示例

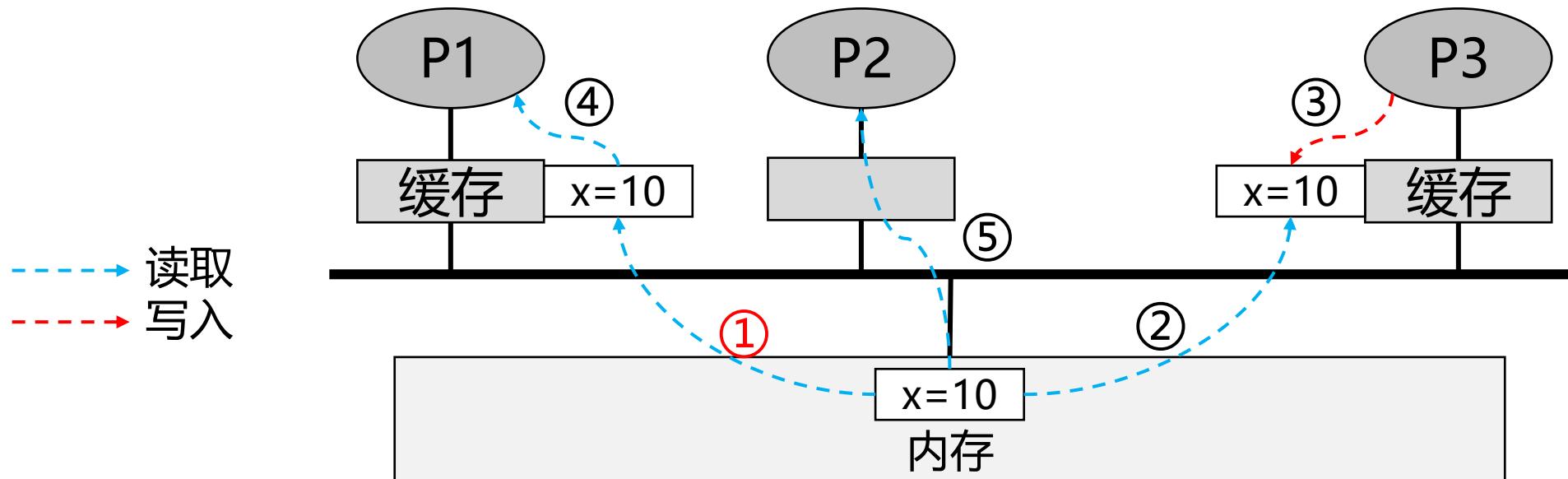
处理器行为	P1状态	P2状态	P3状态	总线行为	数据来源
P1读取x					
P3读取x					
P3写入x					
P1读取x					
P2读取x					



■ Snooping协议

□ P1读取x，标记为S状态

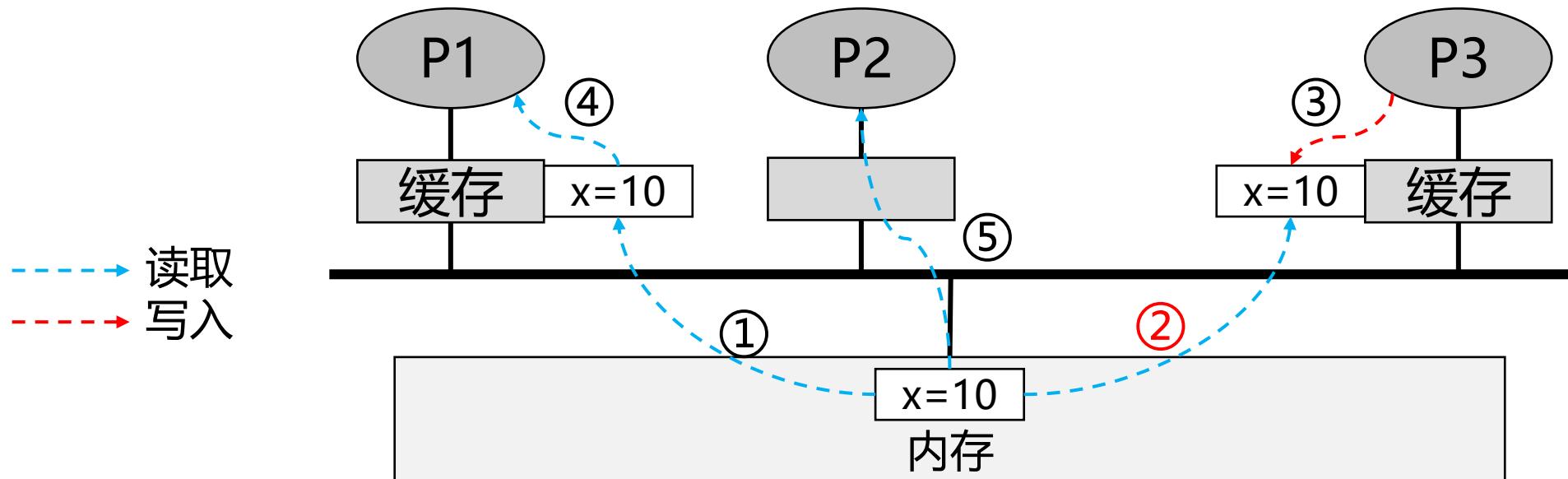
处理器行为	P1状态	P2状态	P3状态	总线行为	数据来源
P1读取x	S	-	-	BR	内存
P3读取x					
P3写入x					
P1读取x					
P2读取x					



■ Snooping协议

□ P3读取x，标记为S状态

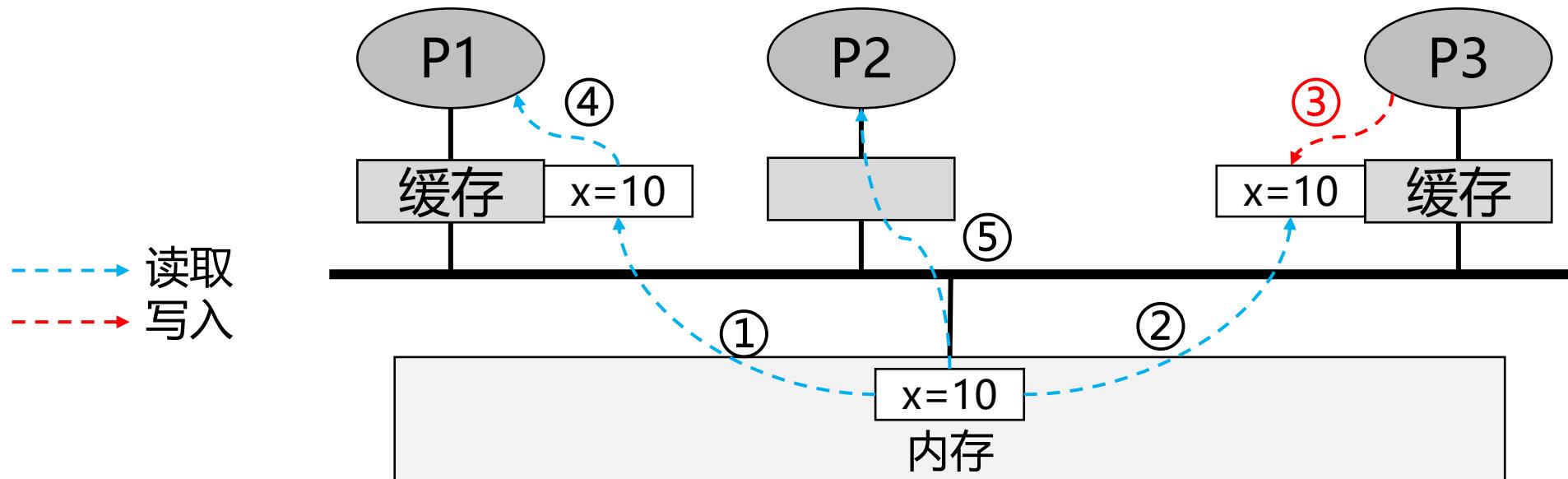
处理器行为	P1状态	P2状态	P3状态	总线行为	数据来源
P1读取x	S	-	-	BR	内存
P3读取x	S	-	S	BR	内存
P3写入x					
P1读取x					
P2读取x					



■ Snooping协议

- P3写入x，触发PW/BRX变成M状态，P1收到BRX变成I状态

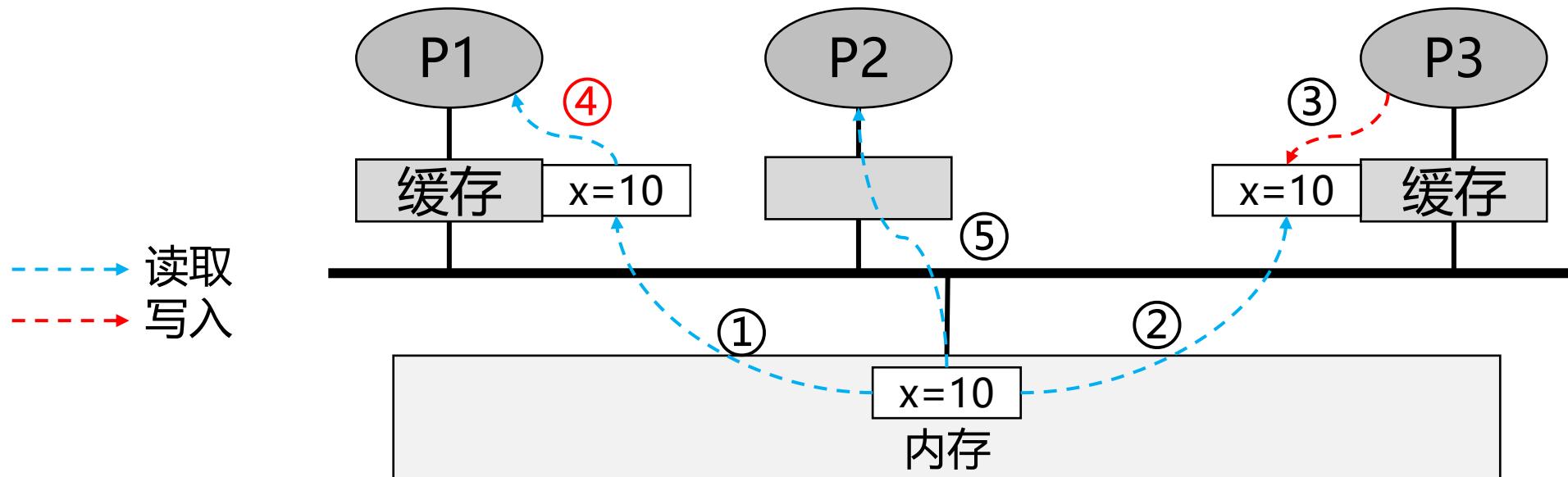
处理器行为	P1状态	P2状态	P3状态	总线行为	数据来源
P1读取x	S	-	-	BR	内存
P3读取x	S	-	S	BR	内存
P3写入x	I	-	M	BRX	内存
P1读取x					
P2读取x					



■ Snooping协议

□ P1再次读取x, I状态经由PR/BR变为S, P3的M经由BR/Flush变成

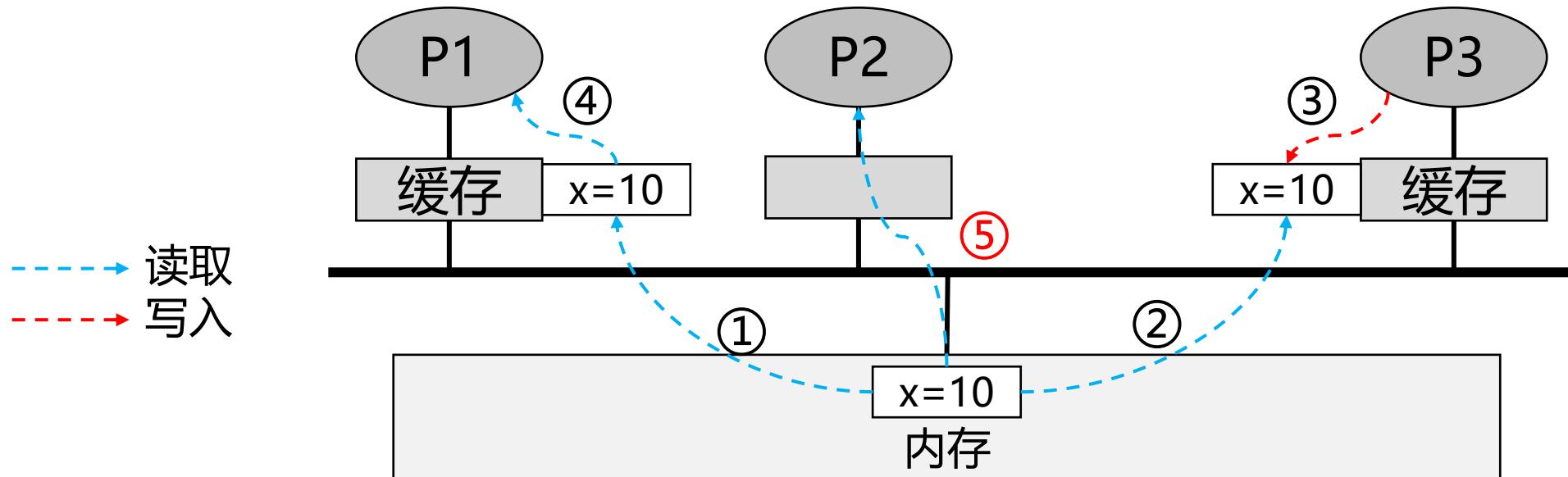
S	处理器行为	P1状态	P2状态	P3状态	总线行为	数据来源
P1读取x	S	-	-	-	BR	内存
P3读取x	S	-	-	S	BR	内存
P3写入x	I	-	-	M	BRX	内存
P1读取x	S	-	-	S	BR	P3缓存
P2读取x						



■ Snooping协议

□ P2读取x, P1和P3的S经过BR/--无变化

处理器行为	P1状态	P2状态	P3状态	总线行为	数据来源
P1读取x	S	-	-	BR	内存
P3读取x	S	-	S	BR	内存
P3写入x	I	-	M	BRX	内存
P1读取x	S	-	S	BR	P3缓存
P2读取x	S	S	S	BR	内存

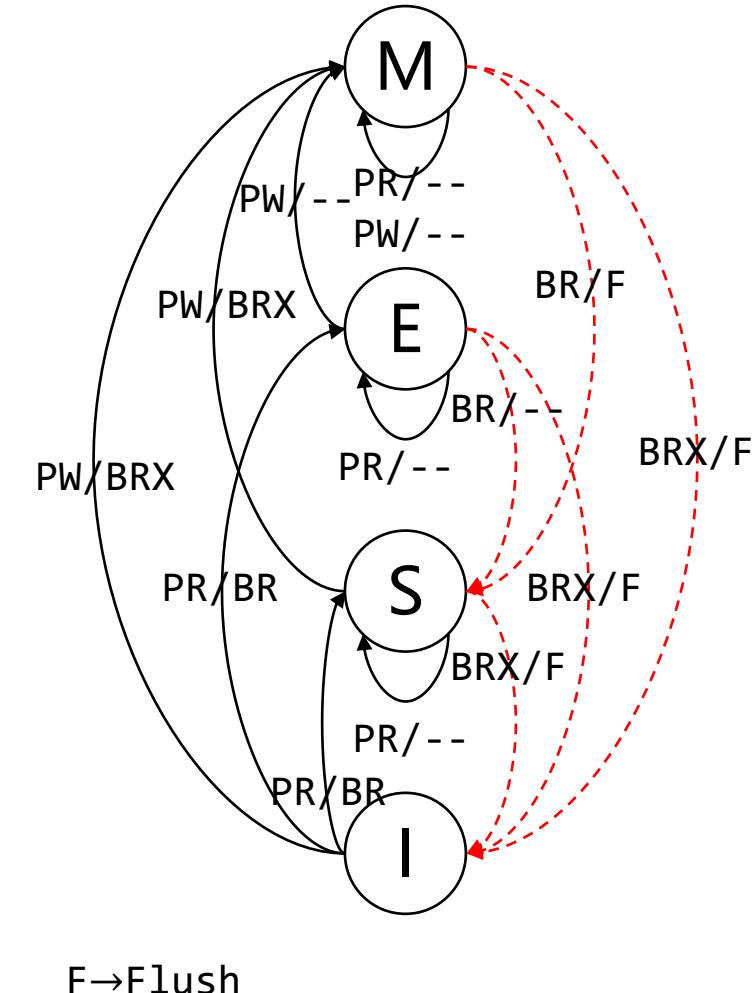


■ Snooping协议

□ 在MSI基础上增加一个状态E

- 扩展得到四状态写回失效策略MESI
- E状态表示独占状态，数据仅在当前处理器缓存中，且尚未修改

□ MESI的变种被广泛应用于现代处理器



■ 例题

□ 问题

- 假设MSI的系统有一个M状态的缓存行，收到BR请求，会发生什么？
- 如果是MESI的E状态，连续收到两个BR请求呢？

PART **04**

目录协议

■ 背景

□ Snooping协议

- 瓶颈在总线上，因此Snooping协议的多处理器系统适合少量的处理器
- 实现简单，且延迟较低

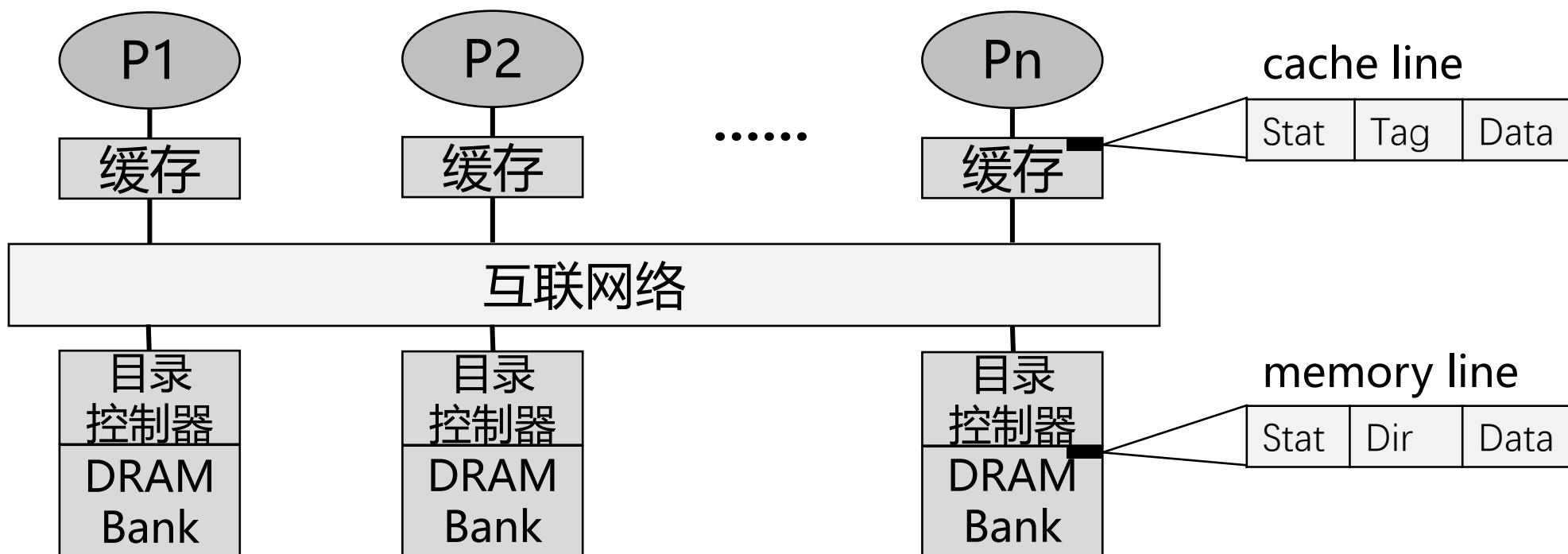
□ 目录协议

- 单独记录缓存行的共享情况，点对点通信，可扩展性强
- 实现复杂，延迟高
 - 访问数据需要发送一个数据读取请求到持有数据的处理器
 - 持有数据的处理器收到请求后，响应一个回复，回复携带所需数据

■ directory协议

□ directory协议的结构

- 缓存的缓存行(cache line)除Tag外还有用于实现一致性功能的Stat状态码
- 主存中的缓存行(memory line)增加Dir字段，其中每个bit对应一个处理器



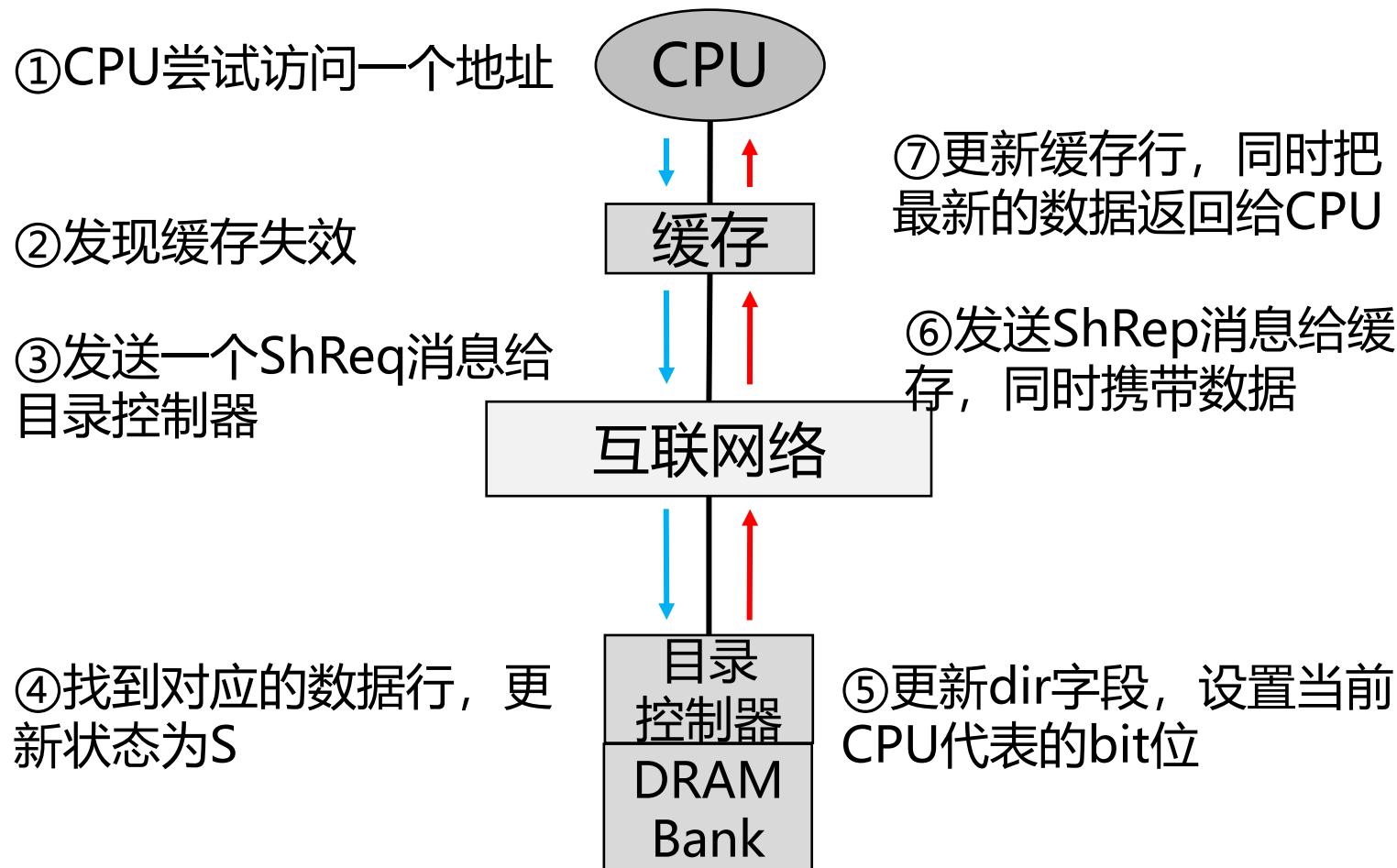
■ directory协议

□ 缓存中的缓存行有4个状态

- 无效(invalid): 所需数据不存在于当前缓存
- 共享(share): 所需数据存在于当前缓存，同时其他缓存也使用到，内存中的数据是最新的
- 修改(modified): 所需数据被当前缓存独占，而且进行修改，内存中的数据不是最新的
- 传输(transient): 访问数据的请求已经发送，等待数据响应。这是一个瞬态，一旦数据传输完毕立即转为其他状态

■ directory协议

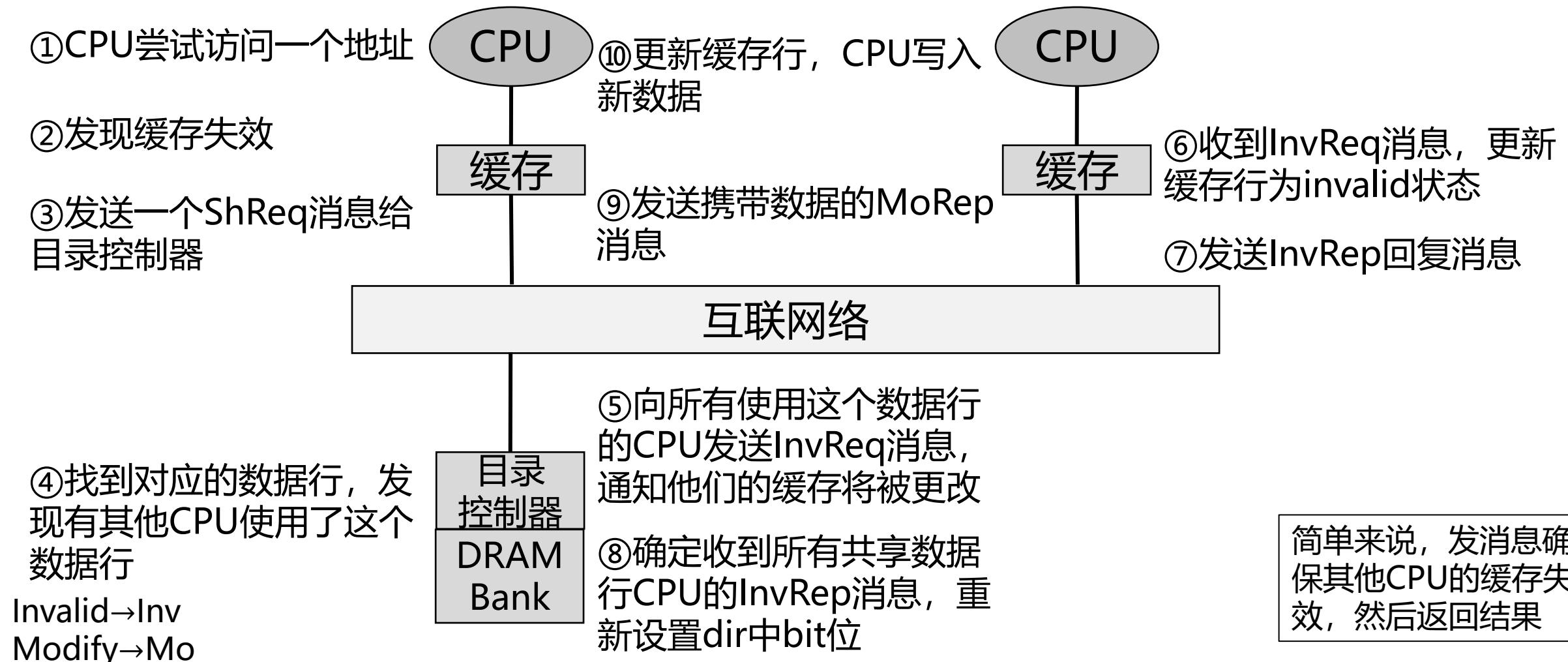
□ 读取时发生缓存失效，directory协议的行为



Share→Sh
Request→Req
Reply→Rep

■ directory协议

□ 写入时发生缓存失效，directory协议的行为



■ directory协议

□ directory协议特点

- 类似Snoopy协议，在目录控制器中缓存行(memory line)有三个状态
 - 共享(shared)，超过一个处理器有数据行的拷贝，内存中的数据是最新的
 - 未使用(uncached)，当前数据行不存在于任意处理器的缓存中
 - 独占(exclusive)，只有一个处理器拥有数据，且内存中的数据不是最新的
- 为追踪数据行共享状态，通常用bit向量存储共享状态，置1表示这个处理器有当前数据行的拷贝
- 简化协议行为
 - 需要写处于共享状态的数据行时，调用写缓存失效的过程
 - 处理器会被阻塞，直到上述过程执行完毕
 - 消息按顺序发送并依次处理

■ directory协议

□ directory协议特点(续)

- 不需要总线，不依赖于广播行为来交换数据
 - 所有数据请求通过显式消息响应
- 在一次一致性响应过程中，不同处理器扮演三种不同角色
 - 本地节点(local node)，发出最原始数据访问请求的处理器
 - 主节点(home node)，实际拥有数据的处理器
 - 远端节点(remote node)，拥有数据拷贝的其他处理器

■ directory协议

□ directory协议消息

- 其中P表示处理器编号， A表示地址

类型	发送源	接收端	包含数据	说明
read miss	本地缓存	目录控制器	P、 A	P需要读取地址A处数据。目录协议会记录数据行共享状态，然后发送数据
write miss	本地缓存	目录控制器	P、 A	P需要写入地址A处数据。升级P为独占状态，令其他缓存行失效
invalidate	目录控制器	远端缓存	A	令远端处理器缓存上地址A的缓存行失效
fetch	目录控制器	远端缓存	A	远端处理器把包含地址A的缓存行发送到目录控制器
fetch/invalidate	目录控制器	远端缓存	A	结合fetch和invalidate的联合消息
data value reply	目录控制器	本地缓存	Data	响应read miss，返回数据
data write back	远端缓存	目录控制器	A、 Data	远端处理器响应invalidate消息，同时回写最新数据

■ 状态转移图

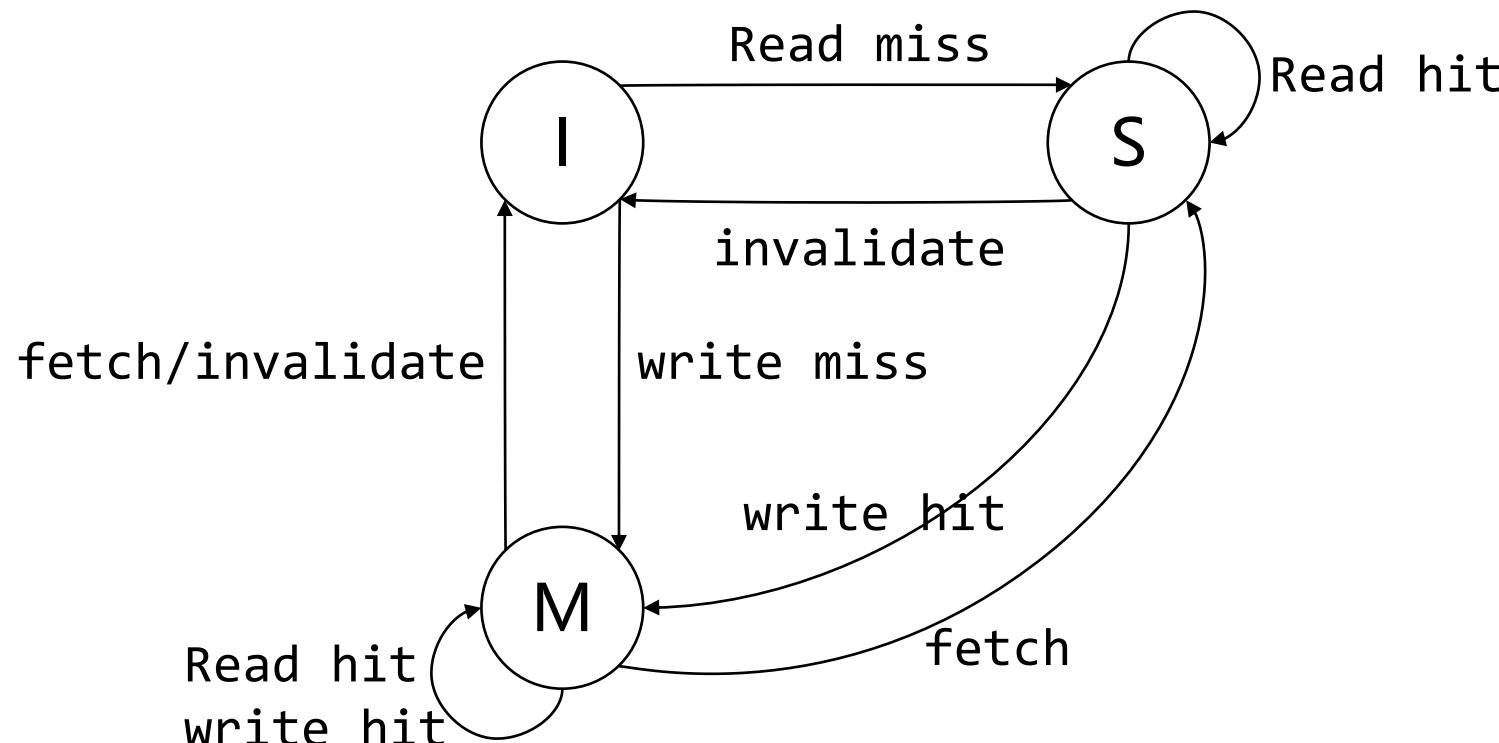
□ 目录协议的状态转移图

- 状态和状态间的变化类似Snoopy协议
- 状态的变化由read miss、 write miss、 invalidates和data fetch引起
- 然后生成对应的消息发送给目录控制器

■ 状态转移图

□ 处理器上缓存行的状态机

- 收到来自**处理器**和**目录控制器**的消息时状态变化
- 有可能缓存命中，状态机同时存在Read miss和Read hit两种消息，write同理

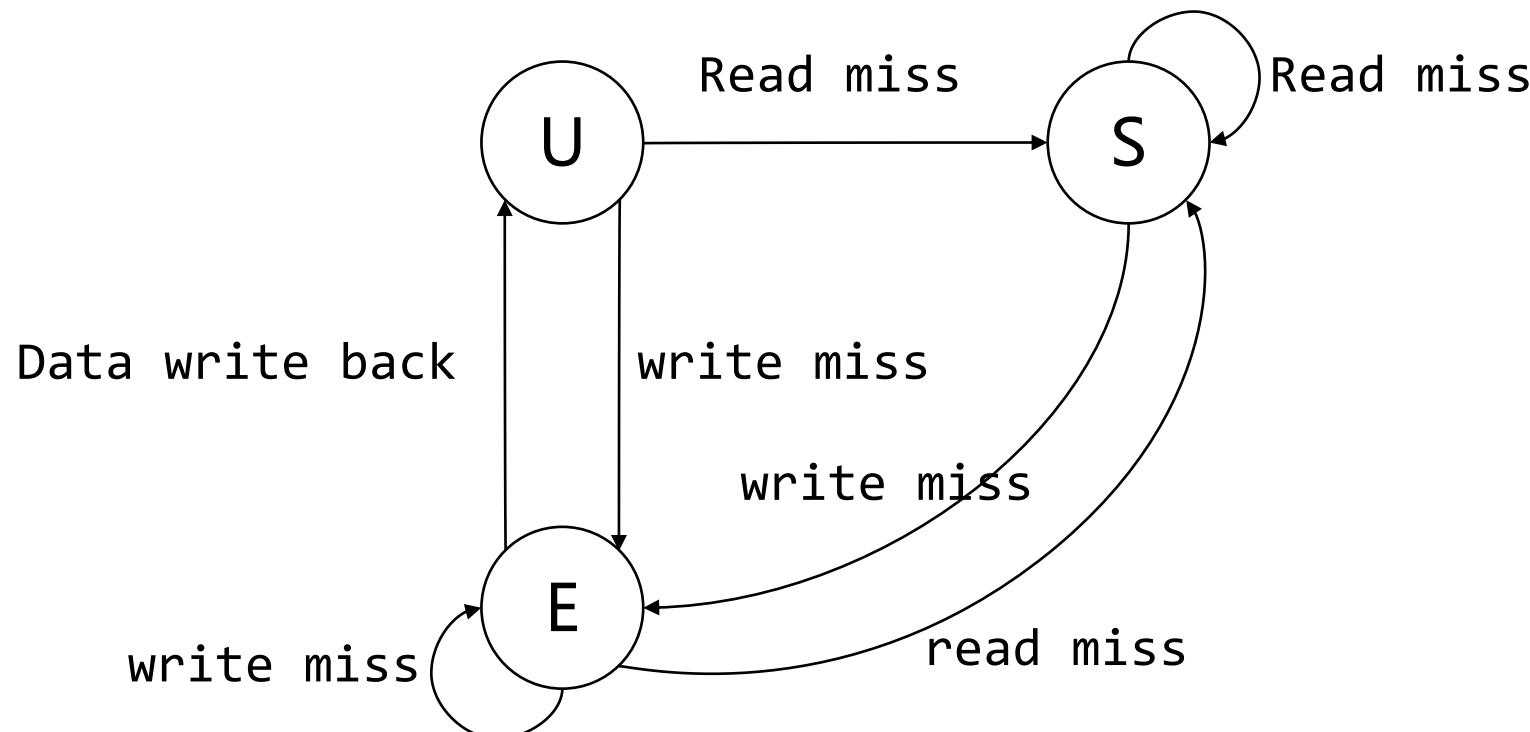


Invalid→I
Shared→S
Modified→M

■ 状态转移图

□ 目录控制器的状态机

- 大体相同，相比缓存行的状态机缺少从S到U状态的转化
- 只有收到来自**处理器**的消息，才产生状态变化



Uncached→U
Shared→S
Exclusived→E

■ directory协议示例

□ 消息→动作

- 目录控制器收到消息会产生两个动作
 - 更新目录信息，例如状态、数据等
 - 发送消息同步信息
- 例如当前主存中缓存行(memory line)在Uncached状态，它只能接受两种消息
 - Read miss消息：更新dir字段记录新分享的处理器编号；更新当前缓存行为Shared状态；发送数据响应
 - write miss消息：更新dir字段记录独占的处理器编号；更新状态为exclusived；发送数据响应
- 相似的还有shared状态
 - 需要通知其他处理器当前缓存行发生一些变动

■ directory协议示例

□ 消息→动作

- 主存中缓存行为exclusive状态，可以接收三种消息
 - read miss消息：状态变更为shared；修改dir字段记录新分享的处理器编号；主节点发送最新的数据到目录管理器；目录管理器发送数据到本地节点
 - write miss消息：状态不变；更新dir字段定义本地节点为新的主节点；原主节点发送最新数据到目录管理器；发送数据到新的主节点
 - data write back消息：状态变更为uncached；主节点发送最新数据到目录管理器
 - 主节点的缓存淘汰策略，把一些不再需要的缓存行写回内存时会发送此类消息

本地节点(local node)，发出最原始数据访问请求的处理器。

主节点(home node)，实际拥有数据的处理器。

远端节点(remote node)，拥有数据拷贝的其他处理器。

■ directory 协议示例

□ 假设地址A1和A2映射到同一个缓存行

■ directory协议示例

□ 假设地址A1和A2映射到同一个缓存行

	P1缓存行			P2缓存行			互联网络上的消息				目录控制器			内存
	stat	addr	valu	stat	addr	valu	actio	proc	addr	valu	addr	stat	proc	
P1向A1写入10							WrMi	P1	A1					[0,0]
	M	A1	10				DaRp	P1	A1	0	A1	E	{P1}	[0,0]
P2读取A1														
P2向A2写入20														

write miss→WrMi, data reply→DaRp, read miss→ReMi, invalidate→inv

■ directory协议示例

□ 假设地址A1和A2映射到同一个缓存行

	P1缓存行			P2缓存行			互联网络上的消息				目录控制器			内存
	stat	addr	valu	stat	addr	valu	actio	proc	addr	valu	addr	stat	proc	
P1向A1写入10							WrMi	P1	A1					[0,0]
	M	A1	10				DaRp	P1	A1	0	A1	E	{P1}	[0,0]
P2读取A1							ReMi	P2	A1					[0,0]
	S	A1	10				Fetch	P1	A1	10				[10,0]
				S	A1	10	DaRp	P2	A1	10	A1	S	{P1,P2}	[10,0]
P2向A2写入20														

数据写回内存

■ directory协议示例

□ 假设地址A1和A2映射到同一个缓存行

	P1缓存行			P2缓存行			互联网络上的消息				目录控制器			内存
	stat	addr	valu	stat	addr	valu	actio	proc	addr	valu	addr	stat	proc	
P1向A1写入10							WrMi	P1	A1					[0,0]
	M	A1	10				DaRp	P1	A1	0	A1	E	{P1}	[0,0]
P2读取A1							ReMi	P2	A1					[0,0]
	S	A1	10				Fetch	P1	A1	10				[10,0]
				S	A1	10	DaRp	P2	A1	10	A1	S	{P1,P2}	[10,0]
P2向A2写入20							WrMi	P2	A2					[10,0]
	I						Inv	P1	A1					[10,0]
				M	A2	20	DaRp	P2	A2	0	A2	E	{P2}	[10,0]

write miss→WrMi, data reply→DaRp, read miss→ReMi, invalidate→inv

■ directory协议优化

□ 具体实现directory协议时

- 需要保证操作的原子化
 - 在示例中可以发现，处理一条Read miss消息，可能需要发送多条消息以同步数据
 - 需要保证处理一条Read miss时的所有操作一起是原子的
- 避免死锁
 - 假定目录控制器正在在处理read miss消息，其他处理器产生一条write miss消息把互联网络占满
 - 此时目录控制器无法发送消息同步数据，因此一直卡在read miss处理
 - 其他处理器因互联网络满无法发送消息
- 在exclusive状态下的缓存行收到来自其他处理器的read miss消息
 - 可以直接点对点发送数据响应，避免慢速的内存写入过程

感谢！
