

嵌入式第十三次作业

17. 解: (1) TLB命中, 命中第2组, 标签为0x05, 对应物理页为0x1c.

此次内存访问物理地址为: 0x724.

虚拟: 标签 + 2位索引 + 6位表内偏移

物理地址: 11物理页号 + 6位表内偏移.

(2) 页大小为64B, 页内偏移为6位, 余下8位为虚拟页号, 因此页表共有 $2^8 = 256$ 条目.

(3) 物理地址为12位, 块编号为2位 (块大小为4B),

组索引为4位 (16个组). 则标签为余下6位: 0x16 块偏移为0x0.

索引位为 $(1001)_2 = 9 \equiv 9 \pmod{16}$.

∴索引至第9组.

∴缓存命中, 命中9组标签0x16, 块偏移为0x0. 缓存结果为0x63.

18. 解: (1)

访问地址 A B C D A B C D

way 0 - A A C C A A C

way 1 - - B B D D B B

命中: N N N N N N N N

命中率为0%.

(2) 循环替换策略: 4个循环访问的内存地址

A, B, C, D. 将A, C和B, D各分为一组; 在缓存中设置一个状态计数器和数据选择器. 访问时将当前访问数据所在组之外的另一组中

的数据, 是2个中哪一个交替循环来选定. 若上一次使用该组中某一个, 这一次用另一个.

访问地址 A B C D A B C D

way 0 - B B D D B B D

way 1 - - C C A A C C

hit? N Y Y Y Y Y Y Y

命中率 100%.

19. 解: (1) 为了解决不同块的低位标签冲突而错误地预测缓存命中. 组相关缓存中, 组中有多行缓存行, 具有相同的索引位.

(2) 传统的LRU (最近最少) 是基于整个缓存行的使用情况进行替换决策的. 但微拆为高、低位标签, 只有低位在初始阶段被比较, 而高位比较被推迟到后续的周期. 这能导致替换策略不准确性, 因为在初始阶段可能误判. 因此, 引入需要重新评估和调整~替换策略.

(3) 16KB页大小, 8KB大小四路组相关缓存有4个缓存组. 组相关缓存的组索引位用于确定数据所属的组, 组索引位的个数取决于缓存的组结构. 对于四路组缓存, 组索引可表示

4个不同的组, 即2个比特. 一个8KB大小的四路组相关缓存可以拥有14位的低位标签.

2. 概：是用来实现多处理器系统中的缓存一致性的两种主要方法。

1) 监听一致性：一种基于总线的协议，其中每个缓存都通过监听总线上的请求和响应来维护一致性。当一个处理器发出读写请求时，其他缓存（即缓存命中），则将数据提供给请求的处理器。缺点是对总线带宽和延迟有较高要求，特别是在大规模的处理器系统中。

2) 目录一致性：基于目录，其中^{维护}一个全局的目录来跟踪缓存中的数据结构。目录记录了哪个缓存中存储了某数据块以及数据块的状态。当一个处理器发出读写请求时，首先向目录发送请求，并根据目录的响应确定要与交互的缓存。缺点是需要额外的目录存储和更复杂的协议逻辑。

3) 协议复杂性：目录~更复杂，需要更多的协议逻辑来维护目录和处理请求，增加了实现和调试的难度。

实现代价：

1) 总线带宽：在监听一中，每个缓存需要监听总线上的请求和响应，会占用一定的总线带宽。

2) 延迟：监听一致性需要等待其他缓存的响应；高并发时，可能会总线竞争和冲突。

3) 目录存储：目录一致性需要额外目录存储来维护数据的状态信息，增加了存储成本和复杂性。