

⑧ 18. 2 路目录全相联缓存

	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: 0%

(2) 只记录最开始进入缓存的 2 条数据, 之后不再更改

则 way 0, way 1 始终为 A, B, 长时间运行后命中率 50%

19. (1) 当低位标签在同一缓存组中唯一时, 在判断缓存的一次命中时只用将地址的 LTag 与 1 个数据比较 1 次便可判定是否命中, 否则 LTag 需要与各路该组中各路 LTag 各比较 1 次, 这就慢的多且体现不出引入 LTag 的优势 (因为后期比较 HTag 又要与各路 HTag 各比较 1 次)。所以目的是提升数据前馈的速度。

(2) 需要对替换的缓存块进行有效的 LTag 比较。比如如果新进来的 cache 块与原来的 LTag 不同, 可能要将原来的 ^旧 Cache 块均清除才能覆盖进来新的

(3) 16KB 页大小 → 页内偏移 14 位 四路组相联: 8KB → 2^{13} B

设块大小为 2^m B 块内偏移 m 则组数: $2^{13}/2^m/2^2 = 2^{11-m}$ 索引 11-m 位

故低位标签: $14 - (m + 11 - m) = 3$ 位

20. 目录一致性: 单对单传播, 扩展性更好, 但处理时间长, 延迟高

监听一致性: 单对多传播, 延迟低, 总线传输前庭规模更大; 扩展性差, 难以在大规模系统实现
实现代价: ① 硬件更复杂 ② 延迟增加 ③ 通信开销增加, 消耗带宽和网络资源

④ 功耗增加 ⑤ 增加程序编写复杂性

17. 虚拟内存 + L1 cache 访存 1 条 页大小 64B → 页内偏移 ⁶ 位 TLB: 16 条, 4 路

L1 cache 物理寻址 块大小 4B × 16 直接映射 虚拟地址 14bit → 物理地址 12bit

(1) 0x05a4: 由页大小 64B → VPN: 8 位 页内 offset: 6 位 0b000001010100100
则 VPN: 0x16 未命中 TLB 四路组相联 组号 2 0x05 → 0x1c
则物理地址: 011100100100

(2) VPN 有 8 位 故页表应有 $2^8 = 256$ 条

(3) 物理地址: 0x1e4: 0x00000011100100 块偏移 0x0 index: 4 位 → 9
011100100100

第 1 组 块内偏移 0x1c 此时 0x07 ≠ 0x1c 未命中缓存
访存结果为 0xb3