

17. 11 虚拟地址为 $0x05a4$, 其中 $a4$ 为 index 索引, $04 =$

由于 TLB 为 4 路组相联, 因此只要 2 位 bit 就可以索引,

$0x05a4 = 0000\ 0101\ 1010\ 0100$, 由是查后两位 $a4$ 代表索引. 由于 3.

要 2 位即可索引, 因此索引为 10, 第 2 组, 观察可知命中, 物理页号为 $0x1c$, 页内偏移不变, 最终访问的物理地址为 $0x1ca4$ $0x7c4$

14 由页大小 4 Byte, 页内索引表为 6 位, 除去页内索引表, 剩下 $12 - 6 = 6$ 位需要作为页表内容被存储, 页内索引 6 位, 虚拟页号有 $14 - 6 = 8$ 位,

则至多需要 2^8 个表项, 每个表项保存 8 位虚拟页号 + 6 位物理页号, 共 14 位.

∴ 共有 256 个条目.

13 10 命中, 因此是 $0x1ca4$, 由 L1 缓存结构可知, 块内偏移 = bit,

由于 16 位直接映射, 因此 4 bit 用作索引.

$0x1ca4 = 011100\ 1010\ 0100\ 0111\ 0010\ 0100$

由此索引到第 9 组, 标号 $0x1c = 011100$, 命中, 且块内偏移为 00, 故访问结果为 $0x63$

18. 访存地址 A B C D A B C D

16	way0	-	A	A	BC	00	00	BB	命中率为 0
	way1	-	-	B	B	AB	A	AC	命中率为 0
	命中	N	N	N	N	N	N	N	

11 FIFO 策略对于两路条目的全相联来说, 与 LRU 没有区别.

由于是轮流访问 4 个地址, 但缓存中只有两个位置, 因此

对于任何一个元素来说, 在 miss 一次 (至少第一次一定 miss) 后,

要在缓存中保留等待替换, 下次才可能被 hit.

对于这种情况, 随机策略是最有效的.

任一信息, 在任一时刻假设其命中率为 x , 则不妨就分析 A 信息, A 的命中率就是整体命中率. 对在足够长时间后, 缓存中的两个数据也会足够随机, 在任一时刻, 某个特定信息出现在其中概率为 $\frac{q_1' q_1'}{q_2^2} = \frac{1}{2}$

∴ 命中率为 $\frac{1}{2}$



以及时序为基准的时序

若此时A在缓存中(概率为 x)即 ~~1+x~~

$$1+x \cdot (x+x)$$

19. (1) 实际上在索引后, 即锁定了缓存中的一个组之后, 根据题意, 按时间低位标签进行匹配, 若同一组内低位标签不唯一, 将造成多个缓存块同时被命中, 产生硬件上的错误。

(2) 在低位标签不匹配时, 100% 要进行缓存替换, 但是低位标签匹配时也可能发生替换, 也就是说, 缓存替换还要额外考虑到“命中预测”不正确时的替换, 假设不匹配(低位)产生的信号为 inner-update, “命中预测”不正确产生的信号为 out-update, 真实更新信号为两者相或。

(3) 页大小为 16KB, 则页偏移字段占 14 位。

缓存大小 8KB, 共有 4 路, 每路 2KB 大小。

可以确定的是, 缓存索引有 2 bit, 若块内偏移有 x 位。

这 2KB 大小要求对应的低位索引不唯一, 则 2KB 对应 11 位。

若块内偏移 x 位, 则数据块规模为 2^x , 由于总规模为 2KB,

因此每路中共有 2^{11-x} 个元素, 需要 $11-x$ 位来索引, 因

此, 共需要 11 位, 共有 14 位空间, 因此低位标签有 3 位空间。

20. 监听-一致性: 一致性事务为单对多广播, 总线的传输流量规模较大, 在带宽足够的情况下, 延迟更低。但是, 随着核数量的增加, 一致性事务的流量剧增, 且其扩展性差。

目录-一致性: 单对单传播, 扩展性更好, 但处理时间更长, 延迟更高。

缓存一致性的实现代价主要有: 扩展性的受损, 额外的延迟, 额外的硬件消耗。