2019-2020学年春季学期

计算机体系结构安全

Computer Architecture Security

授课团队：侯锐、朱子元、宋威

助　　教：李沛南

计算机体系结构安全

Computer Architecture Security

[第8次课] 缓存侧信道攻击及防御

授课教师：宋威

授课时间：4月27日

内容概要

- 缓存结构简述
  - 缓存结构、虚实地址转换、缓存一致性
- 针对L1的缓存侧信道
  - 基本攻击
  - Prime+Probe、 Flush+Reload
- 针对LLC的缓存侧信道
  - Complex addressing、构造eviction set
- 防御措施
  - 缓存隔离
  - 缓存随机化

内容概要

- 缓存结构简述
  - 缓存结构、虚实地址转换、缓存一致性
- 针对L1的缓存侧信道
  - 基本攻击
  - Prime+Probe、 Flush+Reload
- 针对LLC的缓存侧信道
  - Complex addressing、构造eviction set
- 防御措施
  - 缓存隔离
  - 缓存随机化

缓存基本概念

- 缓存
  - **片上的高速存储**
  - **缓解高速处理器流水线和低速外部存储器之间的速度差**
  - **存储具有局部性的数据**
    - **空间局部性**、**时间局部性**、流局部性
  - **组织形式**
    - Directly mapped (直连)
    - Fully associated (全相连)
    - **Set way associated** (多路组相连)
  - **层次**
    - L1-I, L1-D：私有高速
    - (L2): 统一，单核共享
    - LLC：统一，多核共享
  - **包含关系**
    - **Inclusive**, non-inclusive, exclusive (victim cache)

虚拟地址空间的基本概念

- **虚拟地址空间**
  - **为所有进程提供统一的虚拟地址空间**
  - **合理利用有限物理内存的中间层**
  - **分配方式**
    - 按页分配，单页4KB
    - 页表存储，多级翻译机制
    - PTW：(hardware) page table walker
    - TLB: Translation lookaside buffer
  - **缓存种类**
    - **PIPT: Physically indexed physically tagged (LLC)**
    - **VIPT: Virtually indexed physically tagged (L1/L2)**
    - VIVT: Virtually indexed virtually tagged (L1)
  - **别名(alias)**
    - 同一个物理地址被多个虚拟地址映射（同一虚拟地址映射多物理地址）
    - 页着色（page coloring）

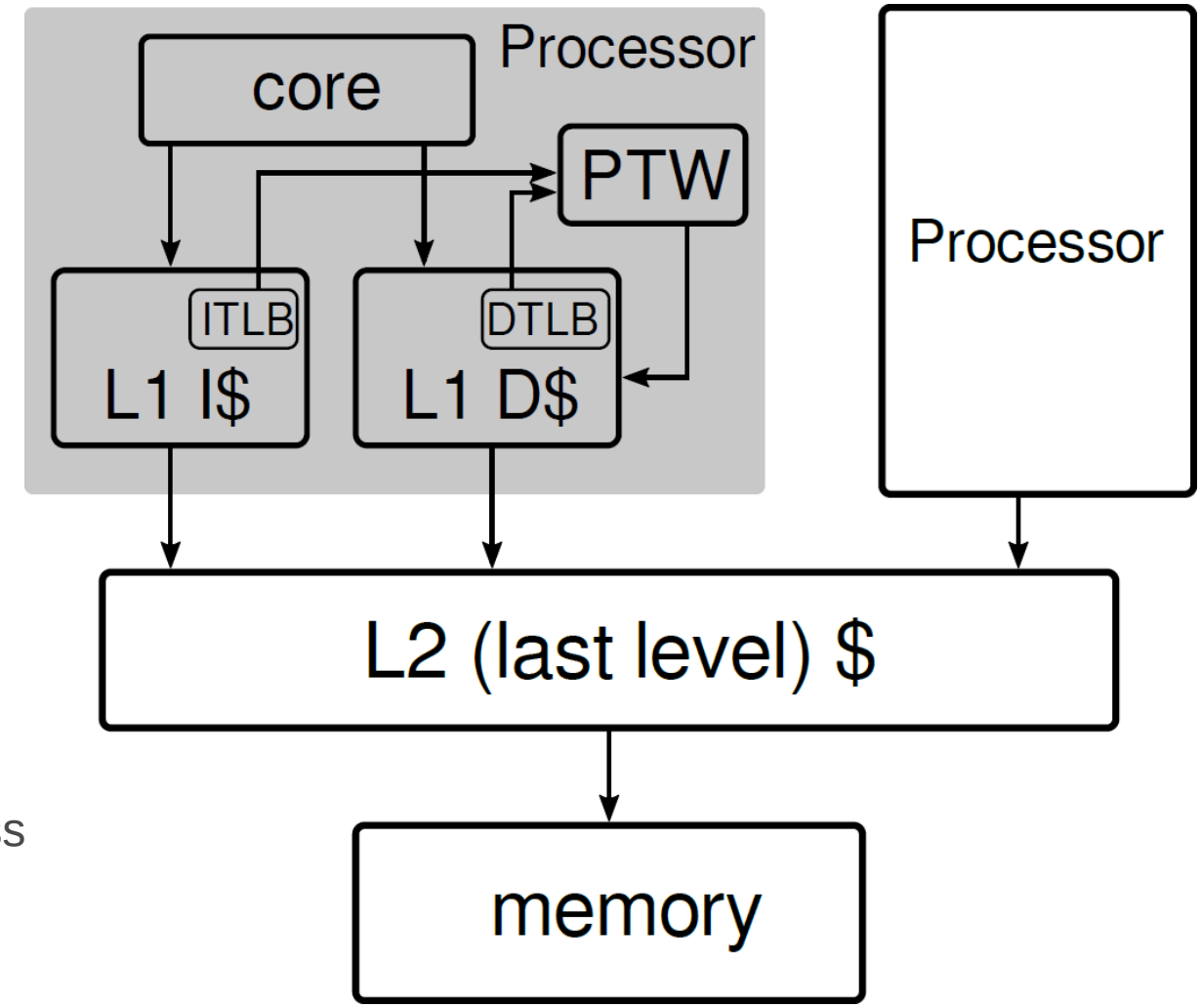
缓存一致性的基本概念

- Cache coherency
  - **在多层/多个缓存之间保持同一数据的及时更新。**
  - **MESI： modified, exclusive, shared, invalid**
  - **Inclusive, non-inclusive, exclusive**

- Cache consistency
  - **在多层/多个缓存之间保持不同数据更新的合理顺序**
  - **Program order， STO (Total store order)， weak order**
  - **原子操作**
    - 原子指令（单一数据的读写）
    - 单副本（LLC write-through）
    - barrier（STO，影响多核coherence）
    - 回退（LR/SC）

对于基本的缓存侧信道，理解inclusive cache coherency就基本够了。

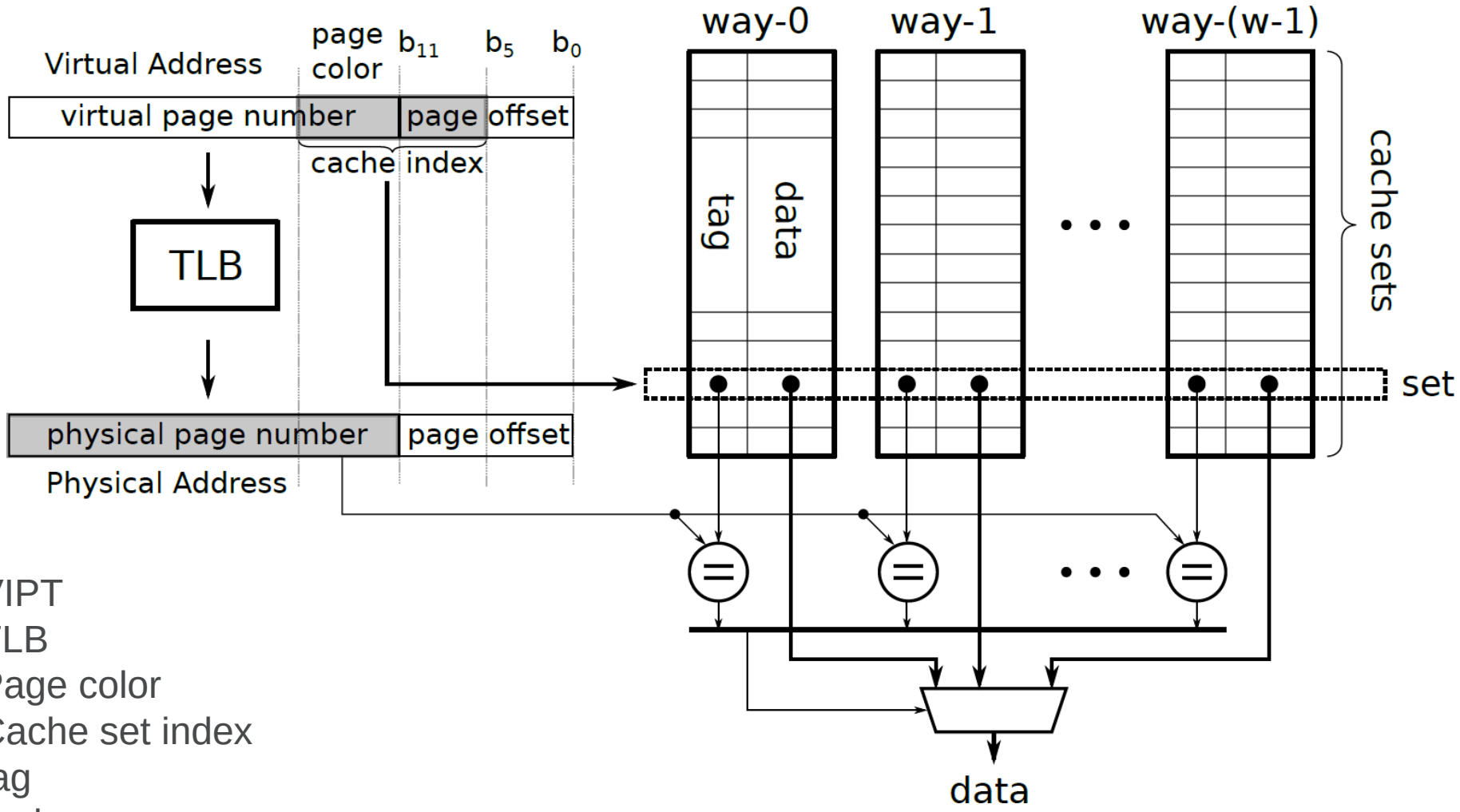
缓存的基本结构



$: cache

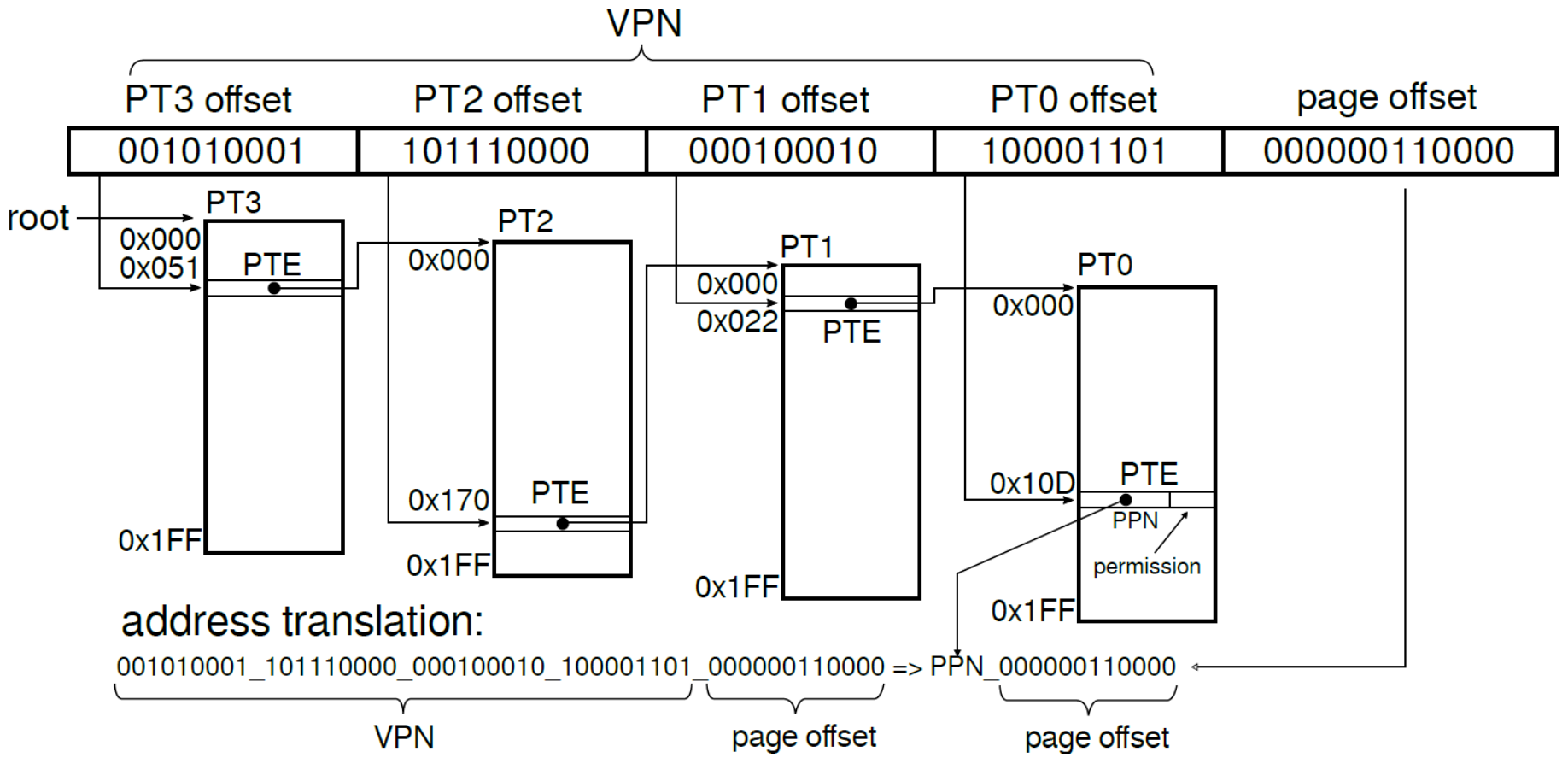
层次结构
Inclusiveness
TLB/PTW
Coherence

缓存的基本结构



VIPT
TLB
Page color
Cache set index
tag
replace

缓存的基本结构



PTE, VPN, PPN
虚拟化

内容概要

- 缓存结构简述
  - 缓存结构、虚实地址转换、缓存一致性
- 针对L1的缓存侧信道
  - 基本攻击
  - Prime+Probe、 Flush+Reload
- 针对LLC的缓存侧信道
  - Complex addressing、构造eviction set
- 防御措施
  - 缓存隔离
  - 缓存随机化

缓存侧信道攻击的前提条件

- 共享
  - 攻击者和被攻击者共享一个缓存
- 可控
  - 攻击者可以控制缓存状态
    - 粗：是否缓存
    - 细：一个缓存块是否被缓存
- 可测
  - 缓存块是否被缓存（miss or hit）
  - Miss in ? L1, L2, LLC, TLB, L2-TLB
- 可推断
  - 从缓存状态可反推信息
    - 一个页是否存在
    - 一个缓存块是否被访问

缓存侧信道攻击的前提条件

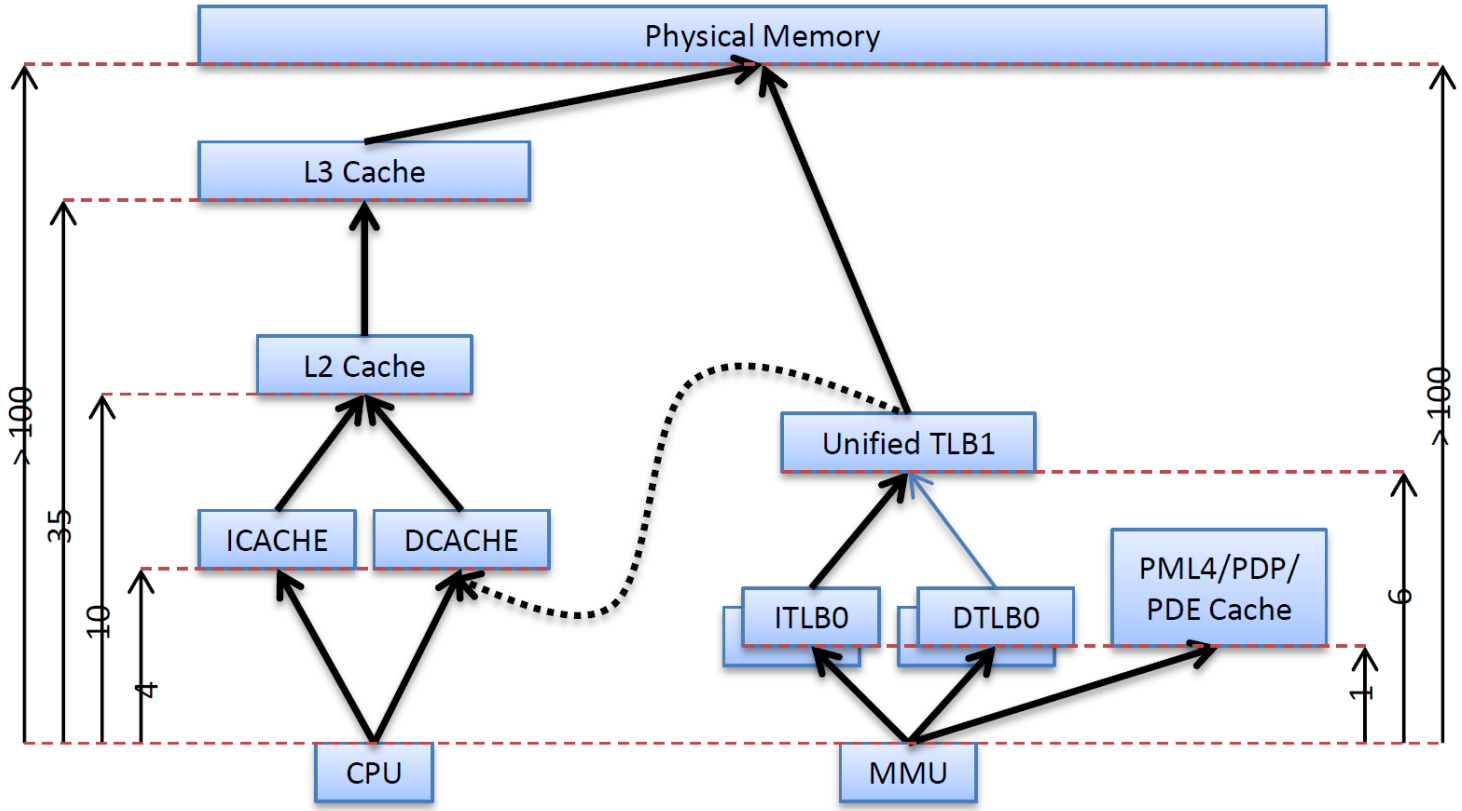


Figure 2. Intel i7 memory hierarchy plus clock latency for the relevant stages (based on [32], [33])

Ralf Hund, Carsten Willems, and Thorsten Holz. Practical timing side channel attacks against kernel space ASLR. IEEE Symposium on Security and Privacy, 2013, pp. 191—205.

如何攻击？

- 两步攻击
  - 第一步：布置攻击

将缓存目标调整为一个受控状态

  - 将被攻击者的数据从一个缓存set清除

  - 第二步

观察缓存变化

  - 让被攻击者执行
  - 观察缓存目标的状态是否有变化

被攻击者将一个新数据放入目标set?

如果有变化，缓存目标和被攻击程序的执行相关

反推关键信息

攻击的简单例子

- 目标
  - **被攻击程序是否读取了位于0x80086400处的数据?**

  - **第一步：布置攻击**

    将0x80086400从缓存中清除
  - **第二步**

    让被攻击程序执行

    测量读取0x80086400数据的时间

    如果时间短，被攻击程序读取了该数据（缓存命中）

    如果时间长，被攻击程序没有读取（缓存不命中）

第一步和第二部的具体方式决定了侧信道攻击的方法。

基于flush的攻击

- Flush+Reload
  - **被攻击程序是否读取了位于0x80086400处的数据?**

  - **第一步：Flush**

    使用clflush指令，将0x80086400从缓存中清除
  - **第二步：Reload**

    让被攻击程序执行

    测量读取0x80086400数据的时间

    如果时间短，被攻击程序读取了该数据（缓存命中）

    如果时间长，被攻击程序没有读取（缓存不命中）

基于冲突的攻击

- Prime+Probe
  - **被攻击程序是否读取了位于0x80086400处的数据?**
  - **第一步：Prime**

    使用驱逐集（eviction set），将0x80086400从缓存中挤出

    0x?????**400**

    {0x80085400, 0x80086400, 0x80087400, 0x80088400,
    0x80095400, 0x80096400, 0x80097400, 0x80098400}
  - **第二步：Probe**

    让被攻击程序执行

    测量读取驱逐集的时间

如果时间短，被攻击程序没有访问该数据（eviction set缓存命中）

如果时间长，被攻击程序读取了该数据（eviction set缓存部分不命中）

攻击比较

	Flush+Reload	Prime+Probe
第一步	Flush攻击地址	装载驱逐集到目标set
第二步	读取攻击地址	读取驱逐集
泄露的信息量	**缓存块地址**	缓存set index
地址类型	**虚拟地址**	虚拟地址/**物理地址**
特权	**Flush权力**	无
数据共享	**被攻击者地址可读取**	无
进程限制	共享被攻击数据	共享缓存
速度	快	慢

攻击目标

- 具体数据
  - 加解密算法
  - 密钥信息
  - 其他关键信息
  - 秘密通讯（covert channel）
- 页表项
  - 用户态ASLR，猜VA
  - 系统ASLR，破解系统空间
  - SGX，数据使用

内容概要

- 缓存结构简述
  - 缓存结构、虚实地址转换、缓存一致性
- 针对L1的缓存侧信道
  - 基本攻击
  - Prime+Probe、 Flush+Reload
- **针对LLC的缓存侧信道**
  - Complex addressing、构造eviction set
- 防御措施
  - 缓存隔离
  - 缓存随机化

为什么要研究LLC侧信道

- 跨核攻击
  - 被攻击者是运行在另外一个核上的进程。
  - 攻击者是运行在另外一个核上的VM。
- 逃避现有防御
  - 关闭SMT
  - 上下文切换时清除L1
  - 缓存隔离（不同进程不共享缓存块）
  - Flush指令被禁止

LLC是多核共享的缓存，其分配由硬件控制，远离软件，反而不容易避免共享。

LLC侧信道攻击的难点

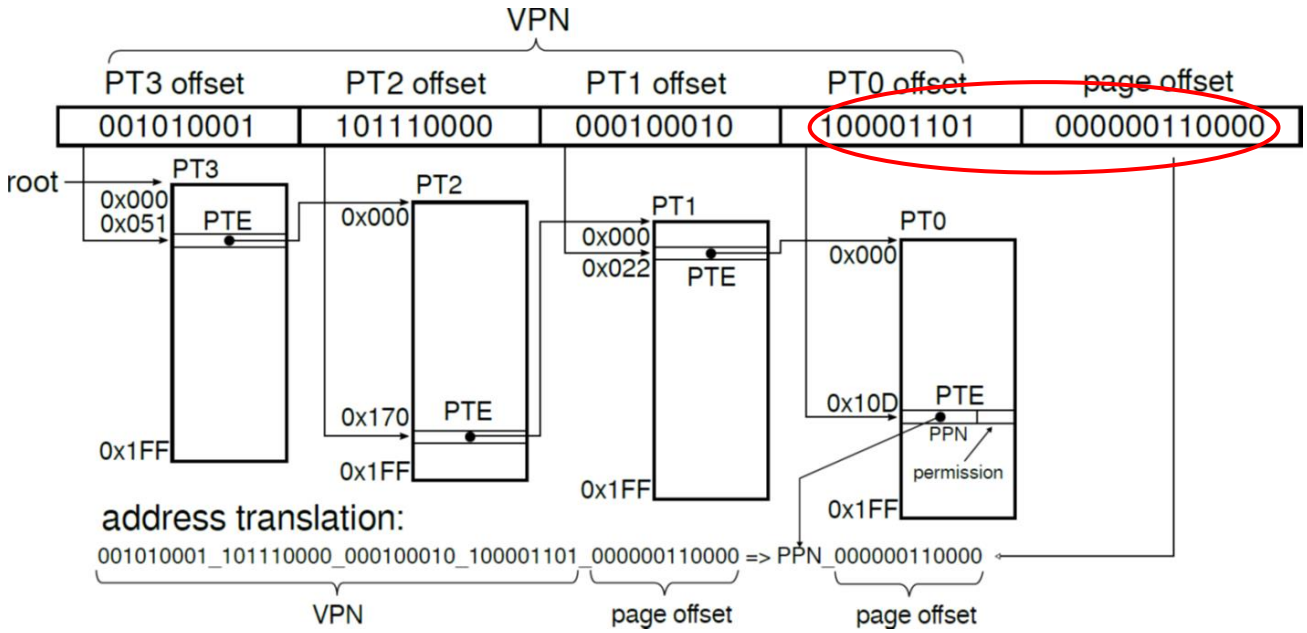
- 物理地址
  - LLC使用物理地址索引，不能使用虚拟地址直接攻击
    - 破解page mapping（早期系统直接暴露给用户）
    - 通过扫描撞地址
- 复杂地址寻址模型(complex address scheme)
  - LLC是分片的
  - 物理地址到LLC片的映射由一个不公开的哈希函数决定
  - 基于Prime的攻击可能需要破解该哈希函数

Eviction Set

- Eviction Set
  - 包含了多个缓存块
  - 其中包含N个缓存块都映射到同一个目标缓存组
  - 按照某一个访问顺序访问Eviction Set可以将目标缓存组中的任意原有缓存块替换出目标缓存
  - N是映射到目标缓存组的缓存块的最小个数
- 最小Eviction Set
  - Eviction Set的缓存块个数为N
  - 一般情况下，N=W，缓存的路数

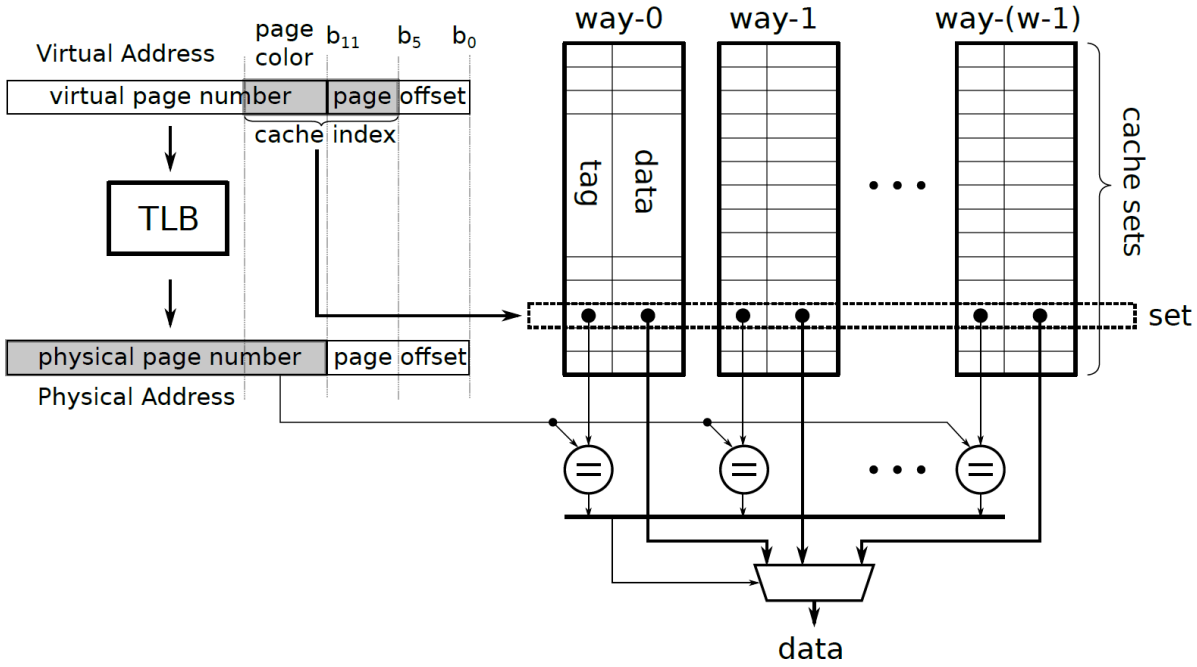
构造LLC的Eviction Set (1)

- 大页（Large/Huge page）
  - 为了减少TLB的频繁缺失，应用程序可以申请大页
  - 一个大页一般是2M（少一级页表）
  - 攻击者控制了低21比特（虚拟物理相同）



构造LLC的Eviction Set （2）

- 大页让攻击者实际上获得了物理地址
  - LLC的大小在大页的级别（2~16M）
  - Cache index大部分（甚至全部）落在了可控的21比特上
  - 没有complex address scheme的话，已经可以随意构造Eviction Set



构造LLC的Eviction Set （3）

- 绕过Complex Address Scheme
  - 假设LLC被分成4个slice，8路组相连（N=W=8）
  - 攻击者获得了>32个大页，可构造关于任意地址x的一个eviction set C
  - 将C化简成一个最小Eviction Set

Input: C, candidate set; x, target address.
Output: Minimal eviction set for x.
function *prune_base*(C, x)
  foreach e *in* C **do**
    if `test` $(C \setminus \{e\}, x)$ **then**
      $C \leftarrow C \setminus \{e\}$
    end
  end
  return C
end

破解Complex Address Scheme

- 有了众多的最小Eviction Set
- 假设攻击者已经破解page mapping

  - 通过最小Eviction Set可以获得映射到一个缓存组的多个地址
  - 由于page mapping已知，这些地址是物理地址
  - 哈希方程

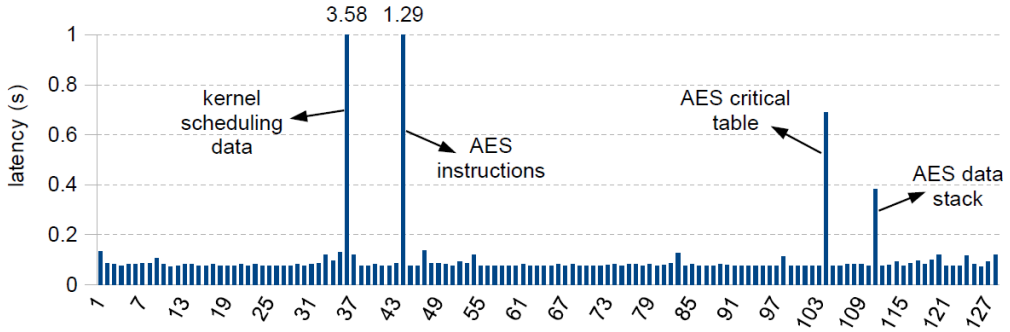
    一个64bit到2比特的映射（4个slice）

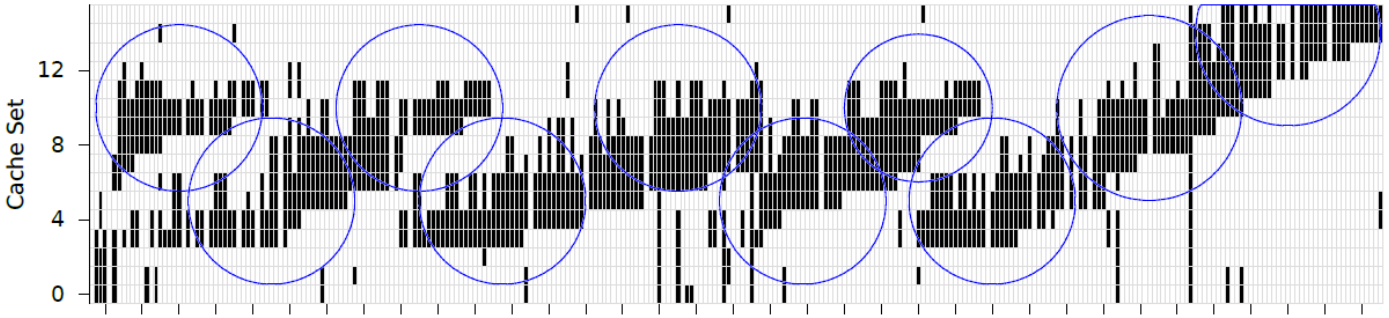
    slice = hash(address)
  - 找到64个映射到同一缓存组的地址就可以破解一个哈希方程

		Address Bit																													
		37	36	35	34	33	32	31	30	29	28	27	26	25	24	23	22	21	20	19	18	17	16	15	14	13	12	11	10	09	08	07	06
2 cores	o_0						⊕		⊕		⊕	⊕	⊕	⊕	⊕		⊕		⊕		⊕	⊕	⊕		⊕		⊕		⊕				⊕
4 cores	o_0					⊕	⊕		⊕		⊕	⊕	⊕	⊕	⊕		⊕		⊕		⊕	⊕	⊕		⊕		⊕		⊕				⊕
	o_1				⊕	⊕		⊕		⊕	⊕		⊕		⊕	⊕	⊕	⊕	⊕	⊕		⊕		⊕		⊕		⊕				⊕	
8 cores	o_0		⊕	⊕		⊕	⊕		⊕		⊕	⊕	⊕	⊕	⊕		⊕		⊕		⊕	⊕	⊕		⊕		⊕		⊕				⊕
	o_1	⊕		⊕	⊕	⊕		⊕		⊕	⊕		⊕		⊕	⊕	⊕	⊕	⊕	⊕		⊕		⊕		⊕		⊕				⊕	
	o_2	⊕	⊕	⊕	⊕			⊕	⊕			⊕	⊕			⊕	⊕			⊕			⊕			⊕	⊕				⊕		

如何确定被攻击者的地址

- 扫描缓存组，确定相关内存页，缓存组
- 进一步分析相关组，确定时间信息





Mehmet Kayaalp, Nael Abu-Ghazaleh, Dmitry Ponomarev, and Aamer Jaleel. A high-resolution side-channel attack on last-level cache. In Proceedings of the 53rd Annual Design Automation, 2016.

内容概要

- 缓存结构简述
  - 缓存结构、虚实地址转换、缓存一致性
- 针对L1的缓存侧信道
  - 基本攻击
  - Prime+Probe、 Flush+Reload
- 针对LLC的缓存侧信道
  - Complex addressing、构造eviction set
- **防御措施**
  - 缓存隔离
  - 缓存随机化

缓存侧信道攻击的前提条件

- **共享**
  - **攻击者和被攻击者共享一个缓存**
- **可控**
  - **攻击者可以控制缓存状态**
    - 粗：是否缓存
    - 细：一个缓存块是否被缓存
- **可测**
  - **缓存块是否被缓存（miss or hit）**
  - **Miss in ? L1, L2, LLC, TLB, L2-TLB**
- **可推断**
  - **从缓存状态可反推信息**
    - 一个页是否存在
    - 一个缓存块是否被访问

缓存隔离(1)

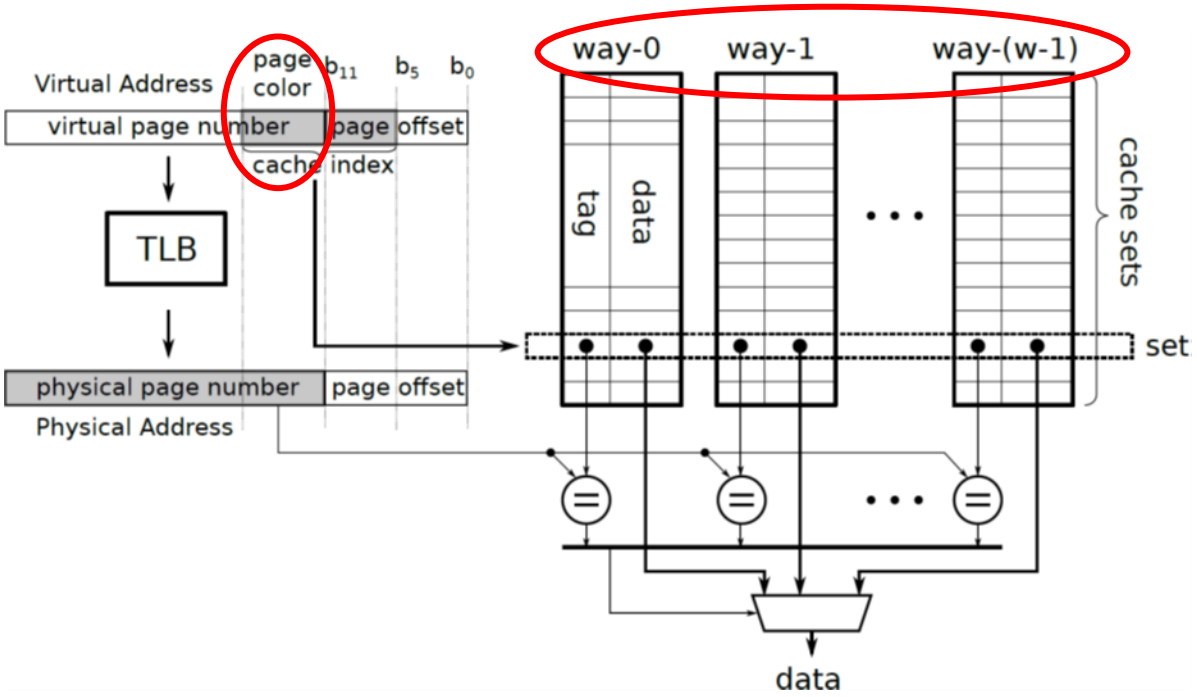
- 缓存隔离
  - 缓存侧信道的前提条件之一是共享缓存
  - Flush+Reload方式还需要共享内存
  - 如果能不共享缓存/内存，则不能组织侧信道攻击

- Flush+Reload
  - 关闭SMT
  - 上下文切换时清除L1
  - 关闭deduplication

  - 关闭大页支持?
  - 关闭flush支持?

缓存隔离(2)

- Prime+Probe (LLC)
  - **缓存按路分割**
    - 给每个core分配不同的缓存路(way)
    - Intel CAT
  - **缓存按着色分割**
    - 为每个进程/VM分配不同的page color



缓存隔离(3)

- 缓存隔离
  - 如果攻击者和被攻击者不共享缓存/内存，那么侧信道攻击就不能发生。
  - 缓存隔离造成了资源的不合理分配
  - 当攻击者和被攻击者不能被区分时，缓存隔离无效
    - 攻击者和被攻击者同属一个进程
    - 攻击者和被攻击者共享一个第三方库

缓存侧信道攻击的前提条件

- 共享
  - 攻击者和被攻击者共享一个缓存
- 可控
  - 攻击者可以控制缓存状态
    - 粗：是否缓存
    - 细：一个缓存块是否被缓存
- 可测
  - 缓存块是否被缓存（miss or hit）
  - Miss in ? L1, L2, LLC, TLB, L2-TLB
- 可推断
  - 从缓存状态可反推信息
    - 一个页是否存在
    - 一个缓存块是否被访问

降低时钟精度

- 降低时钟精度
  - 如果攻击者不能准确测量内存访问的时间差，则不能反推数据的缓存状态。
  - 该防御已经在浏览器沙盒中大量部署（只不过目的是为了防御Spectre）
  - 操作系统和和很多用户态软件大量依赖于高精度的时钟，并不能简单的通过降低时钟精度（甚至去除时钟来源）来组织一般的缓存侧信道攻击。
  - 此外，攻击者也可能通过多线程在沙盒中自行构造高精度时钟。
    - Javascript不支持直接多线程编程
    - 但是攻击者也许可以通过worker的方式变相实现多线程

缓存侧信道攻击的前提条件

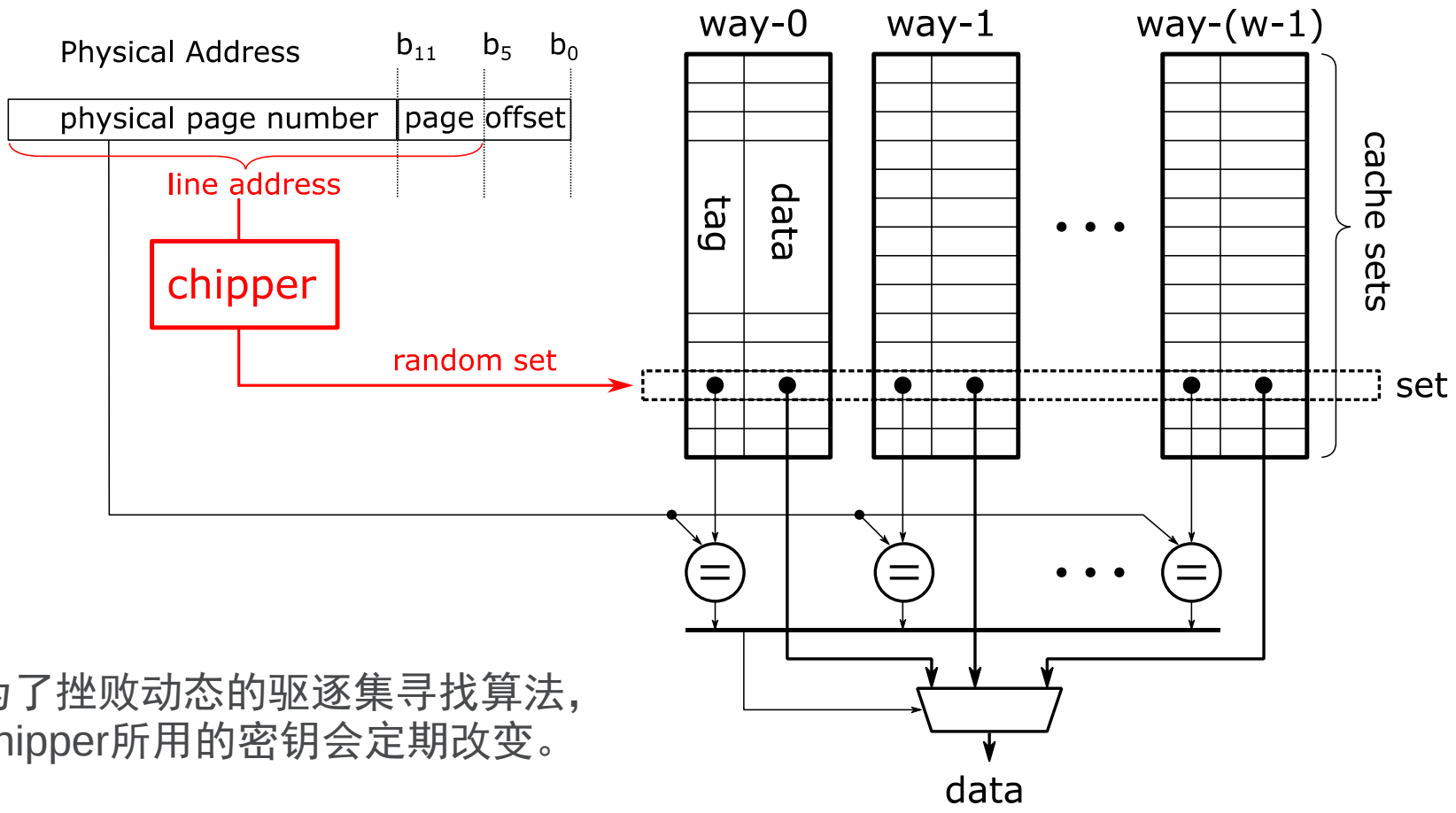
- 共享
  - 攻击者和被攻击者共享一个缓存
- 可控
  - 攻击者可以控制缓存状态
    - 粗：是否缓存
    - 细：一个缓存块是否被缓存
- 可测
  - 缓存块是否被缓存（miss or hit）
  - Miss in ? L1, L2, LLC, TLB, L2-TLB
- 可推断
  - 从缓存状态可反推信息
    - 一个页是否存在
    - 一个缓存块是否被访问

缓存随机化

- 假设攻击者和被攻击者共享缓存
- 攻击者通过缓存反推关键信息

- 随机化后，攻击者很难寻找最小eviction set
- 通过随机化，阻止攻击者反推关键信息
- 通过随机化，阻止攻击者控制特定的缓存块状态

缓存随机化实现



为了挫败动态的驱逐集寻找算法，chipper所用的密钥会定期改变。

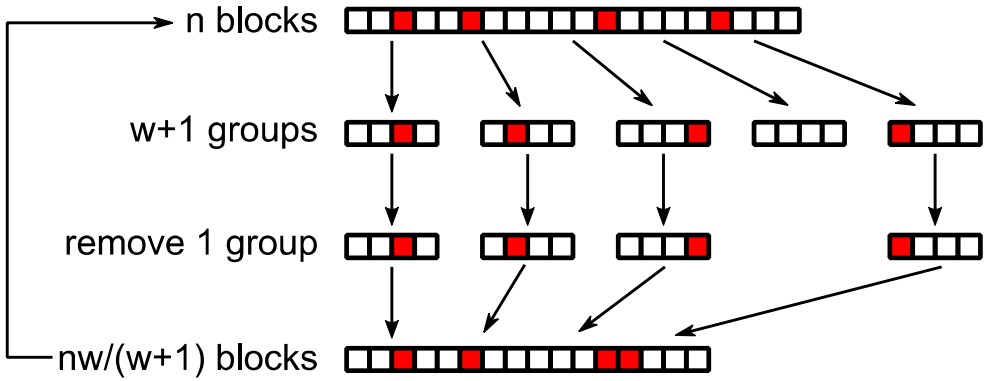
M. K. Qureshi. CEASER: Mitigating conflict-based cache attacks via encrypted-address and remapping. MICRO'18, 775-787

快速驱逐集寻找算法

Algorithm 2: Prune with split: prune_split(C, x, w, l)

Input: C, candidate set; x, target address; w, number of ways; l, split parameter.
Output: Minimal eviction set for x.

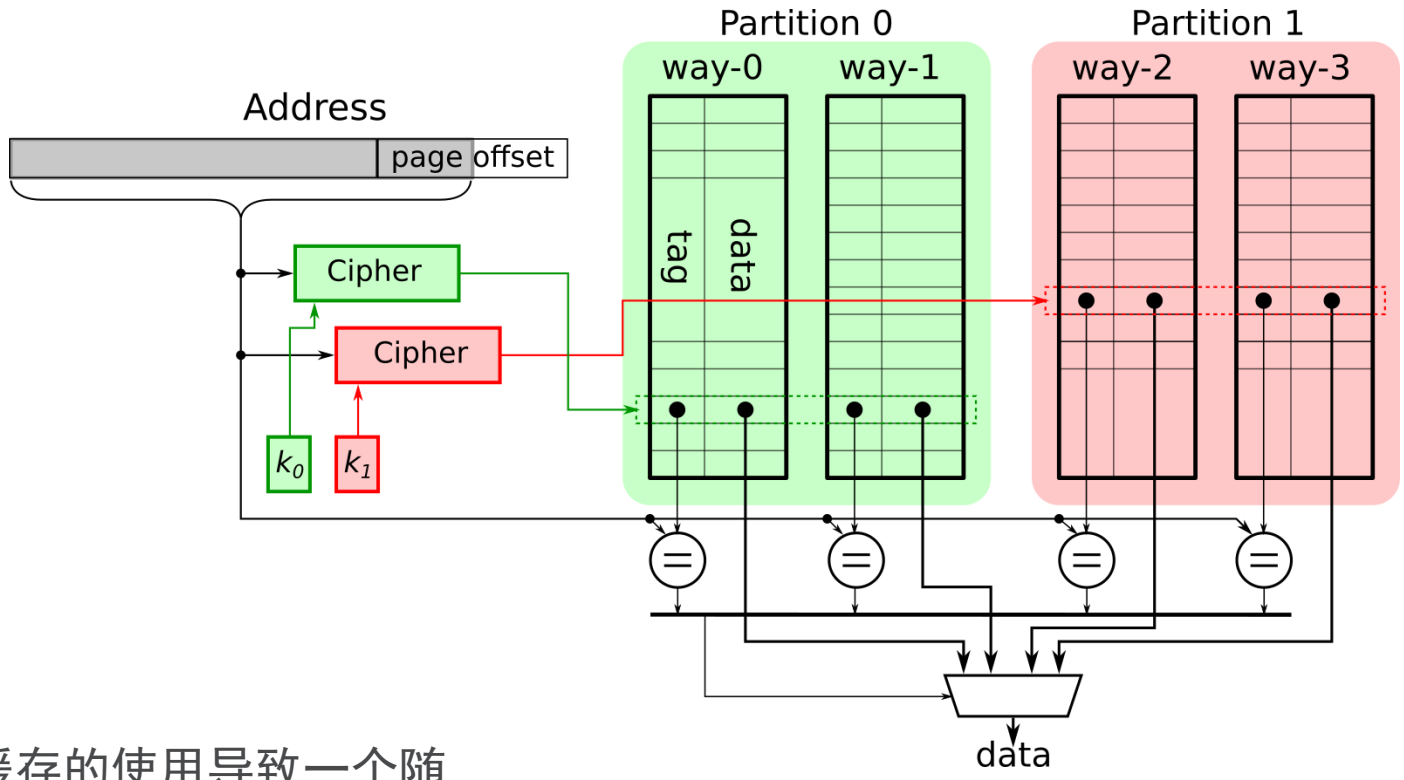
```
1  function prune_split(C, x, w, l)
2      while |C| > w do
3          {G_1, ..., G_l} ← split(C, l)
4          foreach G in {G_1, ..., G_l} do
5              if test(C \ G, x) then
6                  C ← C \ G
7              end
8          end
9      end
10     return C
11 end
```



使用快速的驱逐集寻找算法将时间复杂度从$O(N^2)$降低到了$O(wN)$。

P. Vila, B. Köpf, J. F. Morales. Theory and Practice of Finding Eviction Sets. S&P'19, 39-54.
W. Song, P. Liu. Dynamically finding minimal eviction sets can be quicker than you think for side-channel attacks against the LLC. RAID'19, 427-442.

随机化的skewed缓存



随机skewed缓存的使用导致一个随机地址和目标地址完全冲突的概率从原来的1/S编程了$1/(S^s)$。

M. K. Qureshi. New attacks and defense for encrypted-address cache. ISCA'19, 360-371.
M. Werner, T. Unterluggauer, L. Giner, M. Schwarz, D. Gruss, S. Mangard. ScatterCache: Thwarting cache attacks via cache set randomization. Security'19, 675-692.

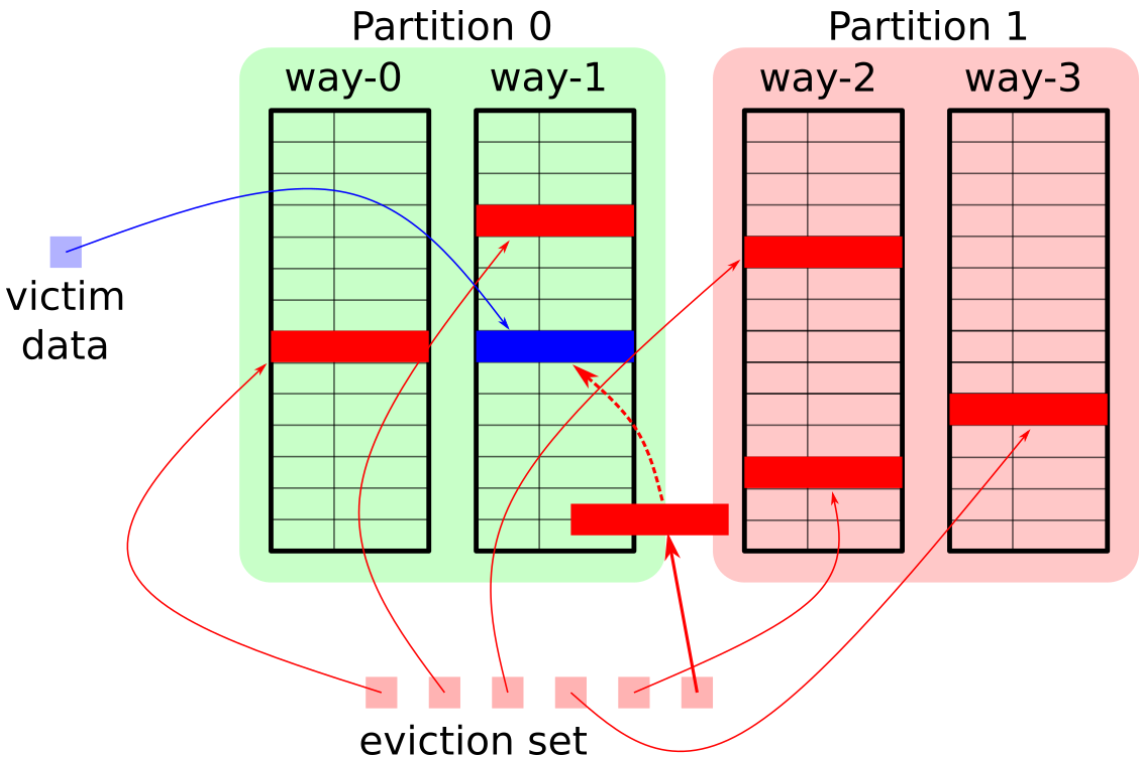
攻击随机化的skewed缓存

使用部分冲突的地址。

驱逐集不再是W个地址。

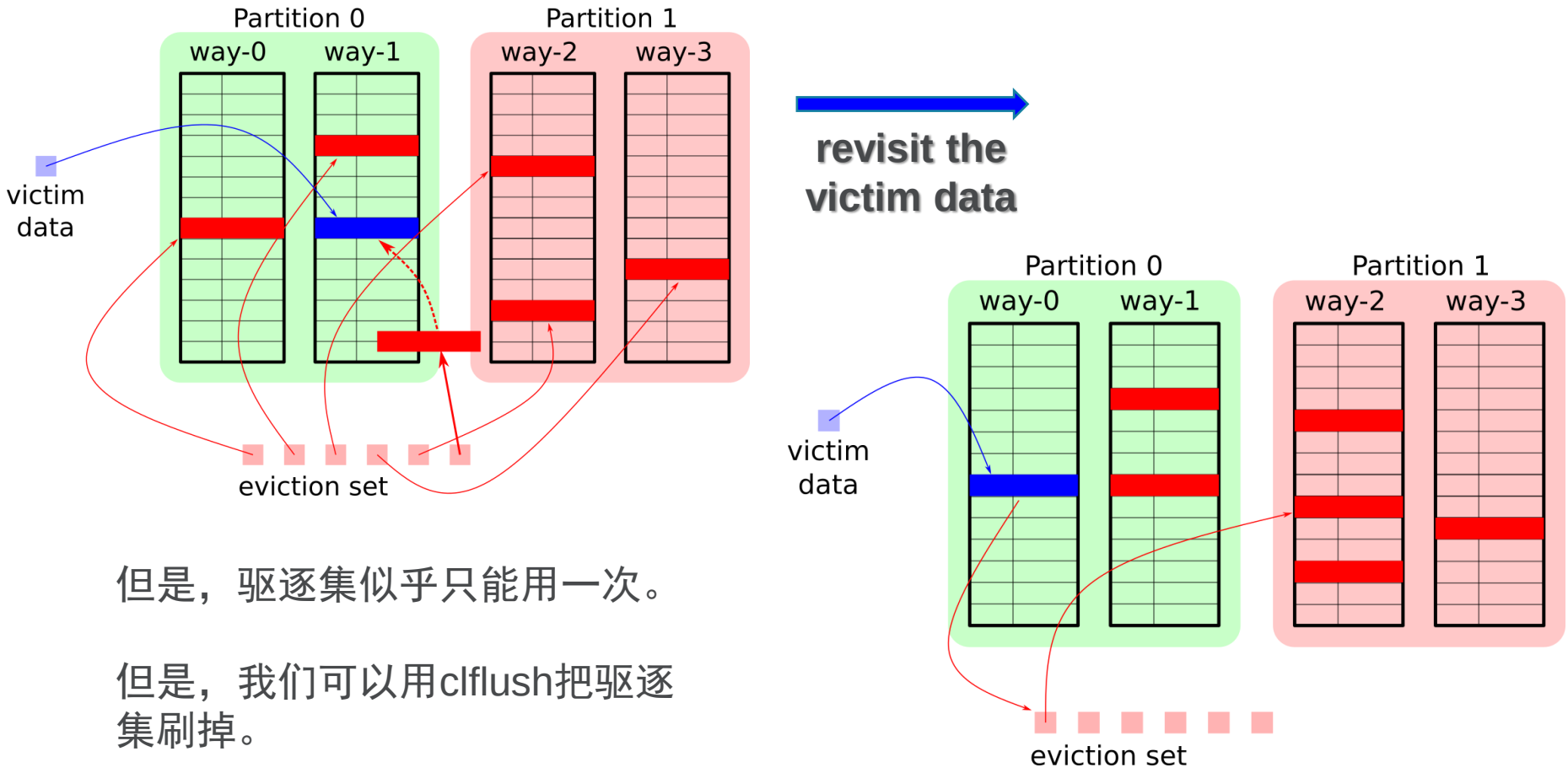
地址的数量越多，将目标地址踢出缓存的概率就越大。

但是，驱逐集似乎只能用一次。



A. Purnal, L. Giner, D. Gruss, I. Verbauwhede. Systematic Analysis of Randomization-based Protected Cache Architectures. S&P'21.
W. Song, B. Li, Z. Xue, Z. Li, W. Wang, P. Liu. Randomized Last-Level Caches Are Still Vulnerable to Cache Side-Channel Attacks! But We Can Fix It, S&P'21.
T. Bourgeat, J. Drean, Y. Yang, L. Tsai, J. Emer, M. Yan. CaSA: End-to-end Quantitative Security Analysis of Randomly Mapped Caches. MICRO'20, 1110-1123.

攻击随机化的skewed缓存



但是，驱逐集似乎只能用一次。

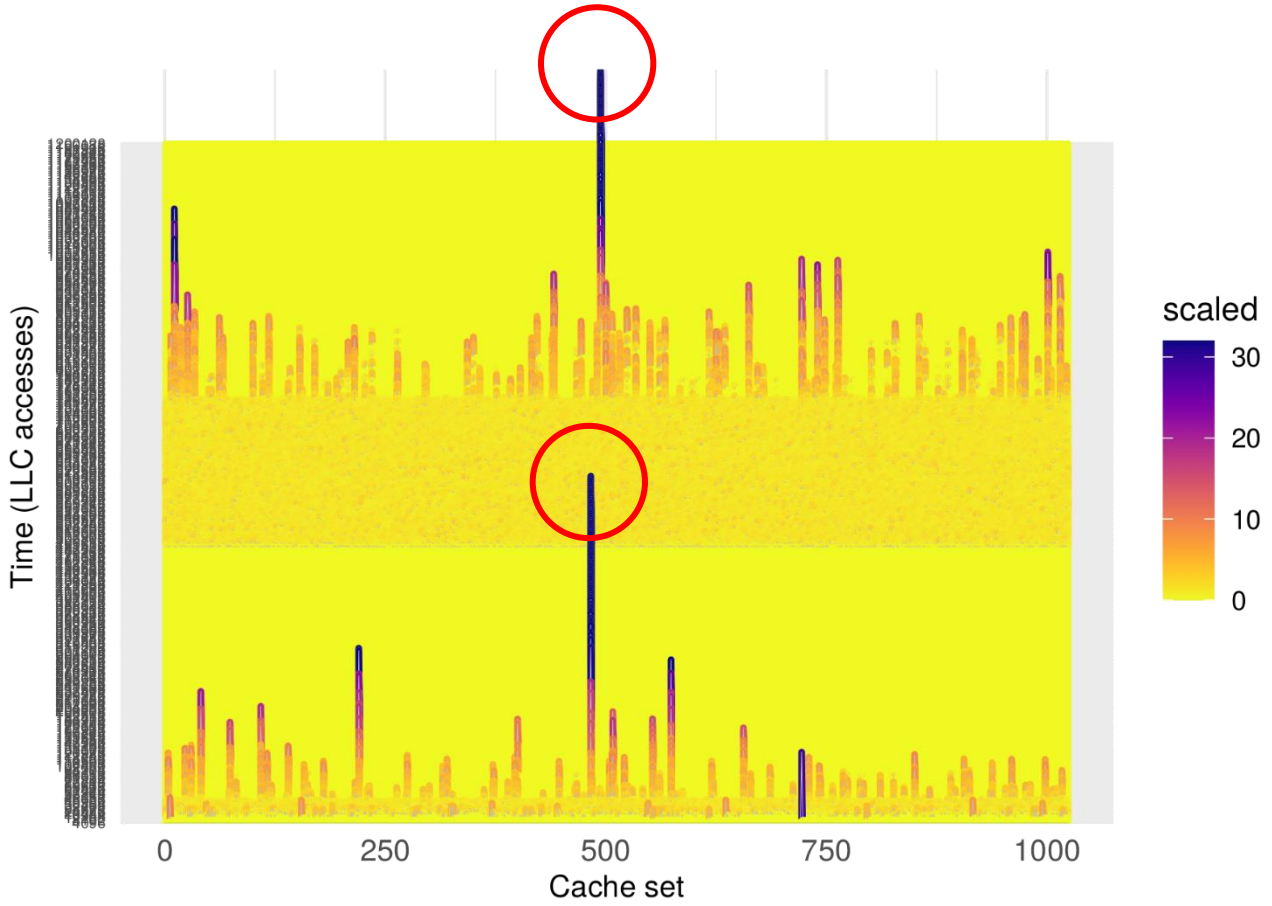
但是，我们可以用clflush把驱逐集刷掉。

A. Purnal, L. Giner, D. Gruss, I. Verbauwhede. Systematic Analysis of Randomization-based Protected Cache Architectures. S&P'21.

W. Song, B. Li, Z. Xue, Z. Li, W. Wang, P. Liu. Randomized Last-Level Caches Are Still Vulnerable to Cache Side-Channel Attacks! But We Can Fix It, S&P'21.

T. Bourgeat, J. Drean, Y. Yang, L. Tsai, J. Emer, M. Yan. CaSA: End-to-end Quantitative Security Analysis of Randomly Mapped Caches. MICRO'20, 1110-1123.

攻击随机化的skewed缓存



W. Song, B. Li, Z. Xue, Z. Li, W. Wang, P. Liu. Randomized Last-Level Caches Are Still Vulnerable to Cache Side-Channel Attacks! But We Can Fix It, S&P'21.

内容概要

- 缓存结构简述
  - 缓存结构、虚实地址转换、缓存一致性
- 针对L1的缓存侧信道
  - 基本攻击
  - Prime+Probe、 Flush+Reload
- 针对LLC的缓存侧信道
  - Complex addressing、构造eviction set
- 防御措施
  - 缓存隔离
  - 缓存随机化

问题

- 如何攻击L1-I 指令缓存。
- 如果LLC不是inclusive的会发生什么?
- 不同置换算法对攻击的影响。

问题

- 如何攻击L1-I 指令缓存。
  - 构造代码做为eviction set
- 如果LLC不是inclusive的会发生什么?
  - 攻击可能不成功
- 不同置换算法对攻击的影响。
  - 增加噪声，加大eviction set长度