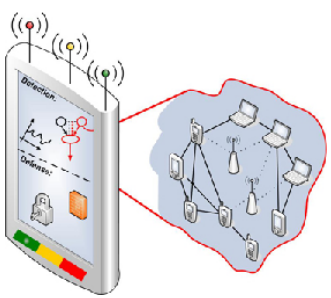
Code Attestation with Compressed Instruction Code

Benjamin Vetter (benjamin.vetter@haw-hamburg.de)
Betreuer: Prof. Dr. Dirk Westhoff

Hochschule für Angewandte Wissenschaften Hamburg
Fakultät Technik und Informatik

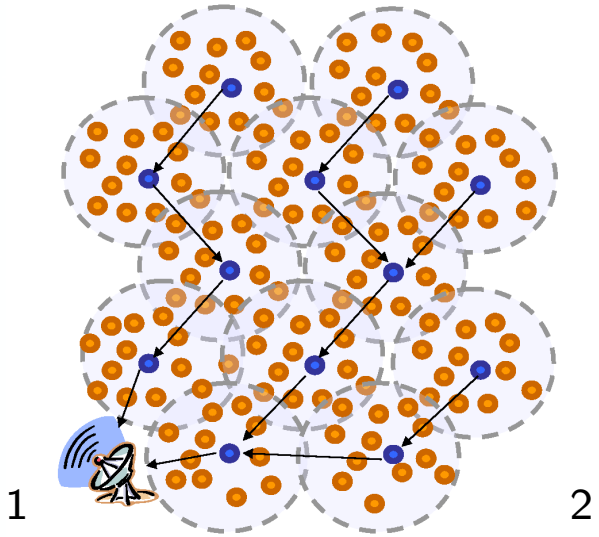
Stand: 20. Januar 2011

Hochschule für Angewandte Wissenschaften Hamburg
Hamburg University of Applied Sciences



Gliederung

Mobile Sensorknoten



1 2

- Anwendungsgebiet: Monitoring, Detection, Control und Automation
- Vorteile: Flexibilität, geringe Kosten
- Nachteile: geringe Leistungsfähigkeit, geringe Sicherheit

[1] http://eccwsn.blogspot.com/
[2] http://www.informatik.uni-augsburg.de/

Mobile Sensorknoten

Konflikt bzw. Motivation

Geringe Sicherheit $\Longleftrightarrow$ Abhängigkeit von verlässlichen Sensordaten

Unsere Vision:

- 'Sicherere' mobile Sensorknoten
- Anwendung in kritischen Umgebungen (z.B. Health)

[a] http://www.el-stift.de

Idee: Code Attestation

Problem:

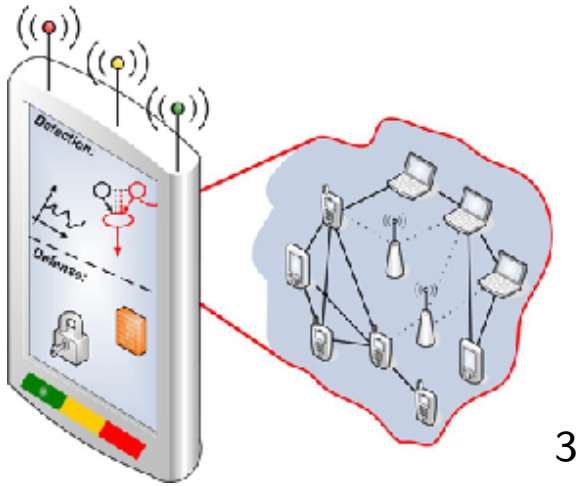
- Knoten 'leicht' kompromittierbar
- geringes Budget pro Knoten

$\Longrightarrow$ keine teuren Trusted Platform Modules (TPMs) oder Tamper Proof Units einsetzbar

Idee: Code Attestation

Knoten muss einer vertrauenswürdigen Instanz beweisen, dass er noch vertrauenswürdig ist

Code Attestation im SKIMS-Kontext



3

4

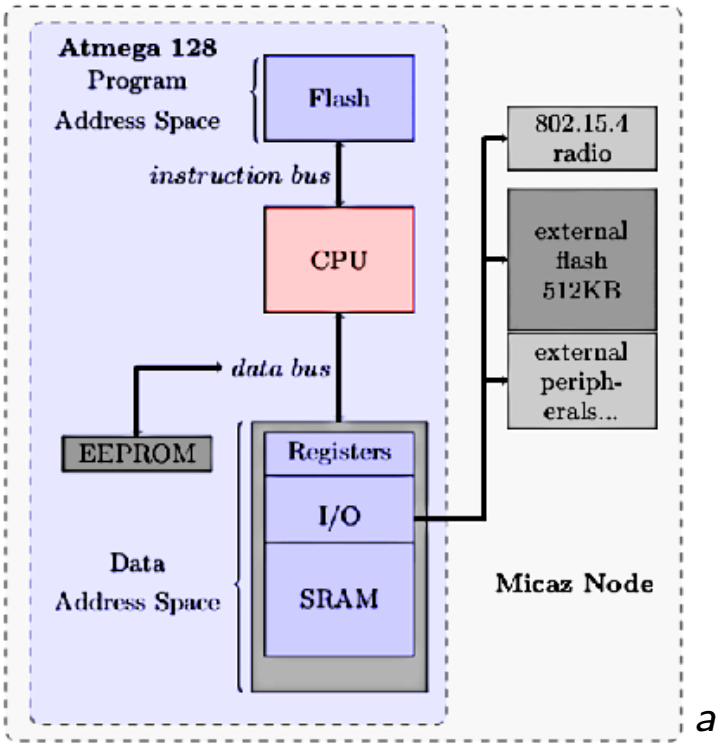
SKIMS: mobile Geräte, Kooperativ, Mehrseitig

- Attestation: Leichtgewichtige Intrusion Detection
- Ergebnisse ggf. auch auf andere Architekturen portieren
- Kooperation in Health-Care-Szenario oder anderen sicherheitskritischen Umgebungen

[3] http://www.realmv6.org/skims.html
[4] http://eccwsn.blogspot.com/

Gliederung

Harvard Architektur



[a] [2]

Harvard-Architektur:

- Program (Flash) und Data Memory (SRAM) sind phy. getrennt
- Zusätzliches External Memory (Flash, seriell, langsam)
- Program Memory (128KB), Normalbetrieb: Read-Only, Bootloader: Read-Write

Adversary Model

Angreifer:

- Kann Bogus Code $\widetilde{CI}$ in Program Memory einschleusen
- Hat vor der ersten Attestation vollständige Kontrolle über den Knoten und alle Memories (Program, Data, External Memory)
- Hat während der Attestation keine Kontrolle, aber der Knoten ist ggf. bereits kompromittiert und führt Schadcode aus

$\rightarrow$ Wie kann die Attestation den eingeschleusten Code entdecken?
$\rightarrow$ Wie können wir entdecken, dass das Program Memory modifiziert wurde?

Attestation mittels Challenge-Response Protokoll

Challenge-Response Protokoll:

- Die Basis-Station schickt einem Knoten eine Challenge *nonce*
- Korrekte Response $\Longrightarrow$ Der Knoten ist vertrauenswürdig
- Falsche Response $\Longrightarrow$ Der Knoten ist kompromittiert
- Die Basis-Station kennt das korrekte Code Image CI, das auf einem Knoten ausgeführt werden müsste und hat vorberechnete Challenge-Response Tupel $(nonce, x)$

Attestation mittels Challenge-Response Protokoll

Challenge-Response Protokoll:

- Die Response x berechnet sich z.B. so: $x = h(nonce||CI)$
- *nonce* verhindert Replay-Angriffe
- Mit $h()$ als Hash- oder Checksum-Funktion

Einige Ansätze:

- *nonce* dient als Seed für einen Pseudozufallszahlengenerator
- Die Bytes von CI fließen in pseudozufälliger Reihenfolge in $h()$

$\Longrightarrow$ Wir erkennen, wenn Code Image CI manipuliert wurde

Noise-Filling

Probleme:

- Erkennt nur, dass CI manipuliert wurde
- Die Größe von CI (im weiteren $|CI|$) ist idR. wesentlich kleiner als das gesamte Program Memory ($128KB$)
- Nicht genutztes Program Memory ist idR. mit 0xFF gefüllt
- Der Angreifer kann $\widetilde{CI}$ in den ungenutzen Speicher kopieren und die Attestation trotzdem bestehen

Idee: ungenutzes Program Memory mit pseudozufälligen Daten füllen (PRW): Noise-Filling [9]

$$x = h(nonce||CI||PRW) \tag{1}$$

Compression Attack

[3] auf der CCS '09:

- Kompression von CI mit verlustfreien Kompressionsverfahren durch den Angreifer (z.B. CHE), d.h. $C(CI)$
- Im so gewonnenen Program Memory kann der Angreifer $\widetilde{CI}$ ablegen
- zur Attestation Zeit: On-the-fly Dekompression von $C(CI)$, d.h. $C^{-1}(C(CI))$
- Überlistet Code Attestation Protokolle, da die Response x korrekt ist

$\rightarrow$ Hier fängt unsere/meine Arbeit an
$\rightarrow$ Unsere Vision: Entdecken von Compression Attacks und Entwicklung eines 'sicheren' Attestation Protokolls

Gliederung

Beschreibung

Code Attestation with Compressed Instruction Code

Bereits komprimiertes CI, d.h. $C(CI)$, auf den Knoten laden, um zu verhindern, dass ein Angreifer CI wesentich komprimieren kann

$$x = h(nonce||C(CI)||PRW) \tag{2}$$

Wie kann dieser Ansatz eine Compression Attack verhindern?

- Der Angreifer kann $C(CI)$ gar nicht mehr gewinnbringend komprimieren (unwahrscheinlich, nicht zukunftssicher)
- Unsere Kompression erhöht den Aufwand für einen Angreifer 'by orders of magnitude', so dass der Overhead leicht zu entdecken ist

Probleme des Ansatzes

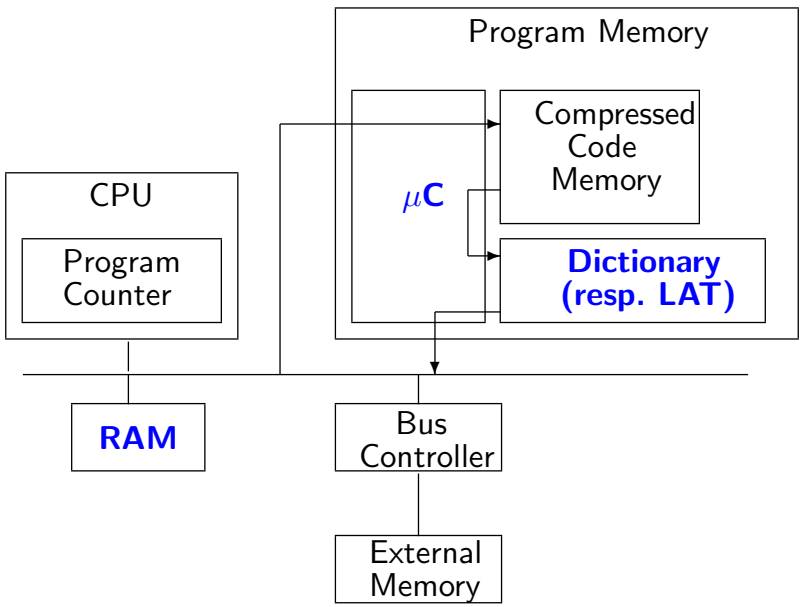
Probleme / Risiken:

- Das Ausführen von komprimiertem Code $C(CI)$
- Die Wahl des Kompressionsverfahrens
- Overhead durch on-the-fly Dekompression
- Der Angreifer kann ggf. 'besser' komprimieren

Ausführen von komprimiertem Code

μC und Dictionary [8]

- Beschränkte Wahl des Kompressionsverfahrens

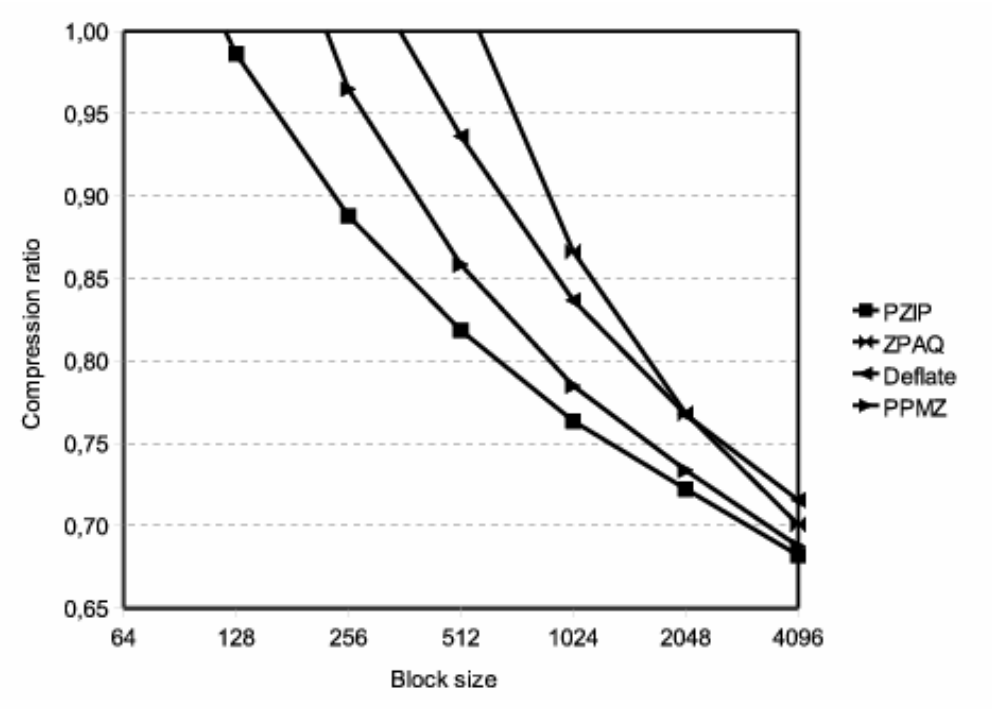


μC, Line Address Table (LAT) und *Cache* [1] (1992)

- Blockweise Kompression
- Die LAT besteht aus Startadressen komprimierter Blöcke
- Cache beinhaltet aktuellen dekomprimierten Code-Block
- Freie Wahl des Kompressionsverfahrens

$$x = h(nonce||C(CI)||PRW||LAT) \quad (3)$$

Wahl des Kompressionsverfahrens



mit $Ratio = \frac{C(CI)}{CI}$

- *PPM*-Verfahren versprechen hohe Kompressionsraten
- Größere Blöcke $\Longleftrightarrow$ bessere Kompressionsraten
- *PZIP* erreicht beste Kompressionsraten

Overhead des Angreifers

Es geht darum, den Overhead des Angreifers deutlich zu erhöhen. Uns kommt zu Gute:

- $x = h(...||C(CI)||...) \implies$ Ein 'sauberer' Knoten muss während der Attestation nicht dekomprimieren
- Der Angreifer muss während der Attestation dekomprimieren um an die Originaldaten zu kommen und die Attestation zu bestehen, d.h. x korrekt zu berechnen
- *nonce* dient bei uns als Seed für einen Pseudozufallszahlengenerator, so dass die Bytes pseudozufällig in $h()$ fließen

Overhead des Angreifers

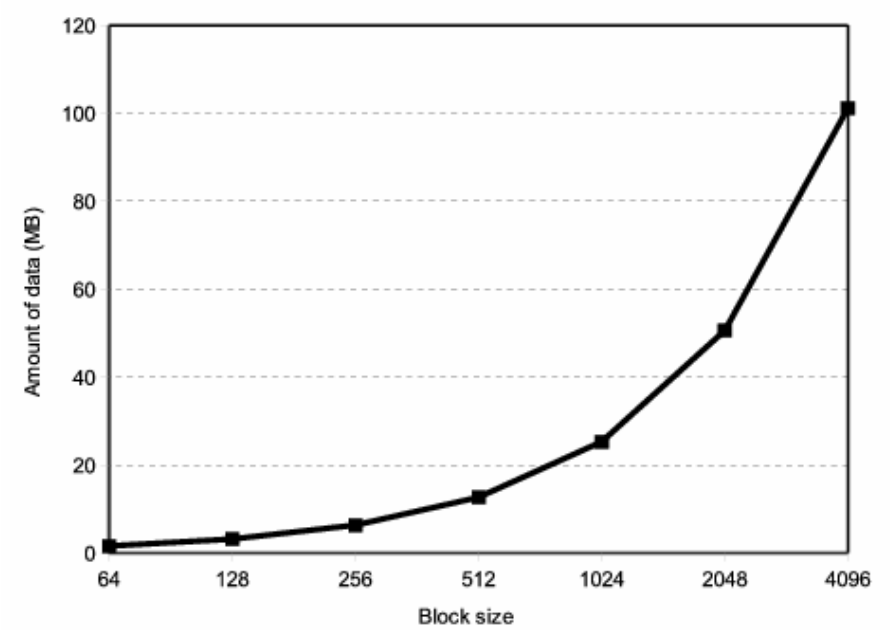
Der Angreifer benötigt 'wahlfreien' Zugriff auf $C(CI)$:

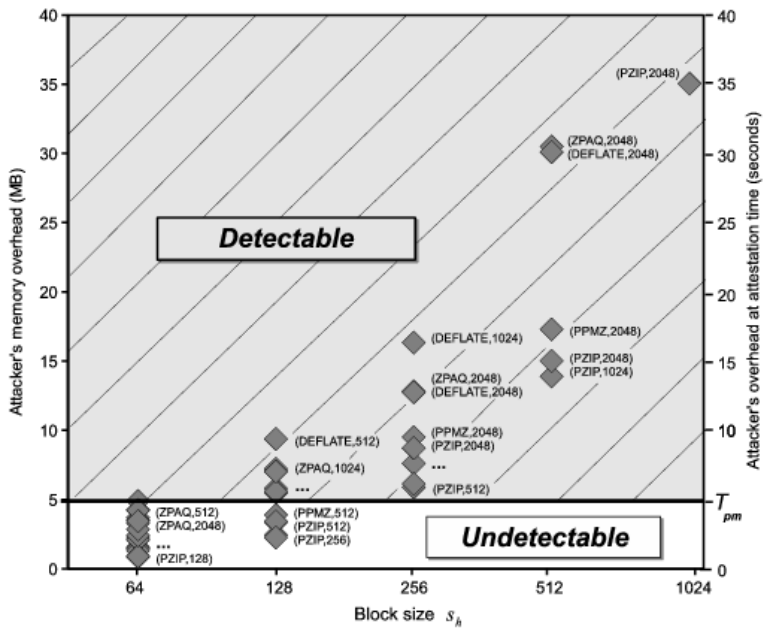
- Der Angreifer hat idR. **keinen** wahlfreien Zugriff
- Der Angreifer muss ebenfalls eine LAT verwenden (LAT_a) und blockweise komprimieren

Beispiel: Der Angreifer wählt die Blockgröße $s_a = 1024$ bytes

- Jeder vom Angreifer komprimierte Block muss vom ihm während der Attestation 1024 mal dekomprimiert werden
- D.h. der Block muss u.a. 1024 mal aus dem Program Memory gelesen werden

Memory-Overhead





Abhängig von der Geschwindigkeit des Program Memory, der Anzahl komprimierter Blöcke, d.h. der Menge notwendigen Speichers für $\widetilde{CI}$ und der Blockgröße s_a wächst das Problem des Angreifers

Weitere Angriffe / Baustellen

Weitere Angriffe / Baustellen:

- **Wie groß kann $\widetilde{CI}$ maximal sein**
- **Angriffe auf den Cache**
- Denial of Service (DoS)
- Angriffe auf LAT_h
- Data Memory
- External Memory
- Replay-Angriffe
- Node Depletion

Gliederung

Verbleibende Risiken

Verbleibende Risiken:

- Unser Ansatz erweist sich doch als ineffektiv
- Der Overhead der on-the-fly Dekompresion ist zu hoch
- Die Komplexität des Verfahrens wird sehr groß
- Die Kosten für einen HW-Support sind zu hoch
- Es ist kein HW-Support in Aussicht
- Eine Portierung des Ansatzes ist nicht möglich

Abgrenzung

Abgrenzung:

- Die Sicherheitsaspekte stehen im Fokus
- Synergieeffekte durch Code-Kompression 'nur' Nebeneffekt, der jedoch **für** den Ansatz spricht
- Dennoch ist kein Hochsicherheitsniveau möglich, da ein Angreifer die Hardware manipulieren kann

Ausblick

Wo wollen wir hin:

- Verbleibende Probleme lösen
- Proof of Concept Implementierung
- Wir benötigen Sensorknoten und einen konkreten μC
- Konkrete Bestimmung unseres Overheads

SKIMS:

- Den Ansatz ggf. auf andere Architekturen zu portieren
- Kooperation von Sensorknoten und anderen mobilen Geräten in sicherheitskritischem Umfeld (z.B. Health)

Zusammenfassung

Zusammenfassung:

- Schwache Sicherheit von Sensor-Knoten $\Longleftrightarrow$ Bedarf nach vertrauenswürdigen Sensordaten
- Bisheriger Ansatz: Challenge-Response Protokoll, Noise-Filling (PRW) aufgrund von [3] unwirksam
- Unser Ansatz: Code Attestation with Compressed Instruction Code, $x = h(nonce||C(CI)||PRW||LAT_h)$
- Wir glauben, unser Ansatz kann Compression Attacks [3] verhindern
- Der Angreifer kann $\widetilde{CI}$ nicht unbemerkt ins Program Memory einschleusen

Literatur


Wolfe, A., Chanin A.,
Executing compressed programs on an embedded RISC architecture. ACM Sigmicro Newsletter, volume 23, pp. 81-91, (1992)


Francillon, Aurélien and Castelluccia, Claude,
Code injection attacks on harvard-architecture devices, CCS '08, 2008, Proceedings of the 15th ACM conference on Computer and communications security


Claude Castelluccia, Aurélien Francillon, Daniele Perito and Claudio Soriente,
On the Difficulty of Software-Based Attestation of Embedded Devices, ACM CCS 2009.

Literatur


Seshadri, A., Perrig, A., van Doorn, L., and Khosla, P. K., SWATT: SoftWare-based ATTestation for embedded devices. In IEEE Symposium on Security and Privacy (2004), IEEE Computer Society.


Seshadri, A., Luk, M., Perrig, A., van Doorn, L., and Khosla, P., SCUBA: Secure code update by attestation in sensor networks. In WiSe 92,06: Proceedings of the 5th ACM workshop on Wireless security (2006), ACM.


Shaneck, M., Mahadevan, K., Kher, V., and Kim,Y., Remote software-based attestation for wireless sensors. In ESAS (2005).

Literatur


Lefurgy, C., Bird, P., Chen, I., Mudge T.,
Improving Code Density Using Compression Techniques, Proceedings of the 30th annual ACM/IEEE international symposium on Microarchitecture, pp. 194-203, (1997).


H. Yamada, D. Fuji, Y. Nakatsuka, T. Hotta, K. Shimamura, T. Inuduka, T. Yamazaki,
Micro-Controller for reading out compressed instruction code and program memory for compressing instruction code and storing therein, US 6,986,029 B2


AbuHmed, T. and Nyamaa, N. and DaeHun Nyang,
Software-Based Remote Code Attestation in Wireless Sensor Network, Global Telecommunications Conference, 2009. GLOBECOM 2009. IEEE

Literatur


Abadi, M., Budiu, M., Erlingsson, U., and Ligatti J.,
Control-flow integrity, In CCS'05: Proceedings of the 12th ACM conference on Computer and Communications Security (2005), ACM.


Ferguson, C., Gu, Q., and Shi, H.,
Self-healing control flow protection in sensor applications, In WiSec'09 (2009), ACM.


Yang, Yi and Wang, Xinran and Zhu, Sencun and Cao, Guohong,
Distributed Software-based Attestation for Node Compromise Detection in Sensor Networks, Proceedings of the 26th IEEE International Symposium on Reliable Distributed Systems

Literatur

Huffman, D.A.,
A method for the construction of minimum redundancy codes.
Proceedings of the IRE 40 (1962)