Verlässliche Echtzeitsysteme

Härtung von Daten und Kontrollfluss

Fabian Scheler

Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg
Lehrstuhl Informatik 4 (Verteilte Systeme und Betriebssysteme)
www4.informatik.uni-erlangen.de

10. Juni 2013

Fragestellungen

- vergangene Woche: „grob-granulare“ Redundanz
  - auf Ebene kompletter Rechenknoten und Prozessen
  - ⇝ zum Zweck der Fehlermaskierung
    - durch einfache Replikation im Falle von „fail-silent“-Verhalten
    - durch Mehrheitsentscheid falls Fehler im Wertbereich auftreten
- ☞ Heute: „fein-granulare“ Redundanz
  - auf der Ebene einzelner Instruktionen und Datenelemente
  - ⇝ zum Zweck der Fehlererkennung und -maskierung
    - ⇝ Implementierung von „fail-silent“-Verhalten
  - arithmetische Kodierung von Werten und Berechnungen
    - Nutzung räumlicher Redundanz
- ☞ kombinierter Einsatz grob- und fein-granularer Redundanz
  - Ergänzung der Stärken, Eliminierung der Schwächen

Gliederung

Problemstellung

- Beispiel: Summation von drei Funktionsargumenten

```
int sum(int a,int b,int c) {
  int result = a + b;
  result = result + c;

  return result;
}
```

- Was kann hier alles schief gehen?
  - unter der Voraussetzung, dass das Programm korrekt ist
  - ⇝ keine der Additionen erzeugt einen Ganzzahlüberlauf
- ☞ transiente Fehler können folgende Fehler hervorrufen

1 Operandenfehler
- der Wert des Operanden wird verfälscht oder ist veraltet
- der Operand selbst wird verfälscht ⇝ falsche(s) Speicherstelle/Register

2 Berechnungsfehler
- die Operation erzeugt ein falsches Ergebnis

3 Operatorfehler
- der Programmzähler/die Instruktion wird verfälscht
- ⇝ Ausführung einer falschen Instruktion

Lösungsansatz: arithmetische Kodierung

Als Alternative oder Ergänzung zur redundanten Ausführung

- Ausgangspunkt: Kodierung von Nachrichten mithilfe von n Bits
- ☞ Ansatz: hinzufügen von k Prüfbits führt zu räumlicher Redundanz
  - ⇝ es gibt 2^n gültige Nachrichten und insgesamt 2^{n+k} Worte
- die Wahrscheinlichkeit p_u, für einen nicht entdeckten Fehler ist:
  - der Fehler überführt also eine gültige wieder in eine gültige Nachricht

$$p_u = \frac{\text{Anzahl gültiger Nachrichten}}{\text{Anzahl möglicher Worte}} \approx \frac{2^n}{2^{n+k}} = 2^{-k}$$

  - sofern man eine Gleichverteilung der Fehler zugrunde legt
  - ⇝ die Stärke der Absicherung hängt direkt an der Zahl k redundanter Bits
- betrachtet man die komplette Programmausführung, bedeutet dies:

$$p_u(x) = \left(1 - \frac{1}{2^k}\right)^{m-x} \left(\frac{1}{2^k}\right)^x \binom{m}{x}$$

  - von insgesamt m Instruktionen sind also x fehlerhaft
    - ⇝ diese werden nicht bemerkt, es sind gültige Instruktionen (Nachrichten)

Lösungsansatz: arithmetische Kodierung (Forts.)

- für die Integration der Prüfbits gibt es verschiedene Möglichkeiten

systematisch eine Nachricht besteht aus n Bits
- hiervon tragen k Bits die funktionale Bedeutung und
- die übrigen $n - k$ Bits sind Prüfbits
- hier ist ein direkter Zugriff auf den funktionalen Anteil möglich
  - eine spezielle Dekodierung ist nicht notwendig

separiert eine Nachricht ist ein 2er-Tupel, bestehend aus
- den k funktionalen Bits und $n - k$ Prüfbits
  - getrennte Berechnung des funktionalen Anteils und der Prüfbits
  - nicht-separierte Codes berechnen beides mit derselben Operation
- separierte Codes sind immer systematisch

☞ systematische, nicht-separierte Kodierung ist attraktiv
- Behandlung des funktionalen Anteils/der Prüfbits in derselben Operation
- keine Dekodierung beim Zugriff auf den funktionalen Anteil

AN-Kodierung

- die AN-Kodierung ordnet jeder Nachricht x eine kodierte x_c zu:

$$x_c = Ax; \quad A > 1$$

- kodierte Nachrichten sind also immer Vielfache von A
  - ein nicht-entdeckter Fehler müsste also wieder ein Vielfaches von A erzeugen
  - ⇝ Absicherung gegen Fehler im Wertbereich
- zurück kommt man durch Modulo-Operation und Ganzzahldivision

$$x_c \mod A = 0 \quad x = x_c/A$$

  - Modulo-Operation prüft die Korrektheit der Nachricht
  - Ganzzahldivision extrahiert den funktionalen Teil von x_c

⇝ die AN-Kodierung ist also nicht-systematisch und nicht-separiert

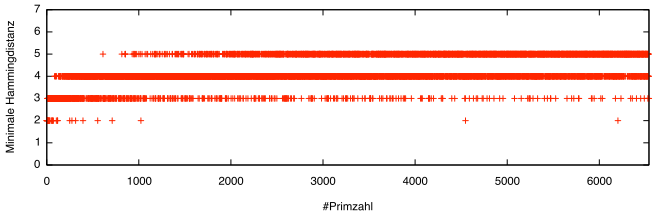
- die Nachricht wird durch k Bits gesichert: $A < 2^k$

⇝ den besten Schutz bieten also fast 2^k große Primzahlen
  - so ist die Wahrscheinlichkeit „zufälliger Vielfacher“ am geringsten

Wähle ein geeignetes A!

Die Binärdarstellung stellt besondere Anforderungen.

- Bitkipper erzeugen evtl. gültige Nachrichten
  - für binär-kodierte Daten hängt dies von der Hammingdistanz ab
  - ⇝ an wievielen Bits unterscheiden sich zwei Nachrichten
- betrachte alle gültigen Nachrichten Ax ⇝ min. Hammingdistanz
  - betrachte alle Primzahlen im Bereich $[0, 65535]$



    - ⇝ einen Haming-Abstand von 6 besitzen: 59665, 63157 und 63859
  - betrachte alle Werte im Bereich $[0, 65535]$
    - ⇝ einen Haming-Abstand von 6 besitzen zusätzlich: 58659 und 63877
  - ⇝ mit diesen Werten: Sichere Erkennung von 5 Bitfehlern möglich!

AN-Kodierte Operatoren

- die Kodierung eines Programms erfolgt vor dessen Laufzeit
  - zur Laufzeit muss also keine Primzahl A gefunden werden
  - Konstanten können während der Übersetzung kodiert werden
  - Eingangsdaten werden beim Eintritt in das Programm explizit kodiert
  - ⇝ im Programm selbst wird nur mit kodierten Werten gearbeitet
- ☞ für jede Rechenoperation $\circ$ ist eine kodierter Operator $\circ_c$ nötig
  - diese muss sowohl die Prüfbits als auch den funktionalen Teil x umfassen
  - Rechenoperationen finden immer direkt auf den kodierten Werten statt
    - dessen en- und dekodieren hinterließe den „nackten, verwundbare Wert“ x
- kodierte Operatoren für grundlegende Arithmetik

Operation	kodierter Op.	Implementierung	Bedeutung
Addition	$z_c = x_c +_c y_c$	$Az = Ax + Ay$	$A(x+y)$
Subtraktion	$z_c = x_c -_c y_c$	$Az = Ax - Ay$	$A(x-y)$
Multiplikation	$z_c = x_c *_c y_c$	$Az = (Ax * Ay)/A$	$A(x*y)$
Division	$z_c = \lfloor x_c /_c y_c \rfloor$	$Az = \lfloor (A * Ax)/Ay \rfloor$	$A\lfloor x/y \rfloor$

AN-Kodierte Operatoren (Forts.)

- Beachte: Die Operation erfolgt immer auf kodierten Werten!
  - Beispiel: Multiplikation $Az = (Ax * Ay)/A$
    - zuerst wird $Ax * Ay$ bestimmt
    - dann wird durch A dividiert
  - Gründe: würde man A sofort kürzen ⇝ $(Ax * y)$ oder $(x * Ay)$
    - lägen wieder die „nackten, verwundbaren Werte“ x oder y offen
    - die Operation kennt x und y nicht, nur die kodierte Nachrichten Ax und Ay
- Beachte: Multiplikation und Division benötigen Korrekturen
  - erfordern zusätzliche Multiplikation bzw. Division mit bzw. durch A
  - Addition und Multiplikation kommen hingegen ohne Korrektur aus
  - ⇝ Korrekturen sind potentiell immer teure Operationen
- Beachte: die kodierten Operatoren sind nur Implementierungsskizzen
  - sie sind nur aus mathematischer Sicht korrekt
  - sie beachten aber keine Feinheiten wie Über- oder Unterlauf

Weitere Operationen

- Operationen der booleschen Aussagenlogik

Operation	kodierter Op.	Implementierung	Bedeutung
Oder	$z_c = x_c \|\|_c y_c$	$z_c = x_c +_c y_c -_c x_c * y_c$	$A(x \|\| y)$
Und	$z_c = x_c \&\&_c y_c$	$z_c = x_c *_c y_c$	$A(x*y)$
Negation	$z_c = !_c x_c$	$z_c = 1_c -_c x_c$	$A(1-x)$

  - ⇝ diese einfachen Operation erfordern bereits teure Multiplikation
- verschiedene Operatoren können nicht direkt kodiert werden:
  - Schiebeoperationen: $x_c <<_c y_c$ und $x_c >>_c y_c$
  - bitweise boolesche Operatoren: $x_c|_c y_c$, $x_c\&_c y_c$ und $\sim_c x_c$
  - Fließkommaarithmetik: erfordert Softwareemulation
    - getrennte Behandlung von Vorzeichen, Exponent und Mantisse
    - können jeweils auf Ganzzahlarithmetik abgebildet werden
  - ⇝ auch hier werden teure Berechnungsverfahren nötig
    - diese greifen auf die kodierten Standardoperatoren zu

Grenzen der AN-Kodierung

- die AN-Kodierung deckt Fehler im Wertebereich ab
- manche Fehler führen aber dennoch zu einer gültigen Nachricht
  - Operandenfehler ⇝ Verwendung eines falschen Operanden
    - falls z. B. die Adresse beim Laden einer Speicherstelle verfälscht wird
    - die Operation läuft korrekt ab, auch das Ergebnis ist prinzipiell richtig
    - ⇝ es wird aber der semantisch falsche Wert berechnet
  - Operatorfehler ⇝ Verwendung des falschen Operators
    - falls z. B. beim Laden der Operation ein Bit verfälscht wird
    - auch hier läuft die Operation korrekt ab
    - ⇝ auch hier wird aber der semantisch falsche Wert berechnet
- ☞ Erweiterung der Prüfbits
  - sie sollen mehr semantische Informationen umfassen
    - Welche Operanden gehen in die Operation ein?
    - Welcher Operator ist für die Berechnung vorgesehen?
  - ⇝ ANBD-Kodierung

The Vital Coded Processor (VCP, [2])

- ursprünglich: ein durch ANBD-Kodierung geschützter Prozessor
  - teilweise werden Elemente direkt in Hardware implementiert
    - En- bzw. Dekodieren der ursprünglichen bzw. kodierten Nachricht
    - Überprüfung der Nachrichten und entsprechende Ausgangssteuerung
    - basierend auf dem Motorola 68000, später dem Motorola 68020
  - kodierte Operationen wurden in Software umgesetzt
  - Einsatz in automatischen und halb-automatischen Zugführungssystemen
    - Paris, Linie „RER A“, System „SACEM“
    - Lyon, Metrolinie „D“, System „MAGGALY“
    - Chicago, Flughafen, System „VAL“
- Erweiterung der AN-Kodierung um statische Signaturen:

$$x_c = Ax + B_x; \quad A > 1 \wedge B_x < A$$

  - die Signatur B_x ist spezifisch für die Variable x_c
    - sie wird durch eine statische Analyse vorab bestimmt
    - der Quelltext der zu schützenden Anwendung muss bekannt sein

Funktionsweise

- Fehlerüberprüfung und Dekodierung

$$x_c \mod A = B_x \quad x = x_c/A$$

  - Fehlerüberprüfung erfolgt durch Modulo-Operation
    - das Ergebnis ist jedoch die statische Signatur von x_c
  - eine Ganzzahldivision extrahiert auch hier den Wert x
- Addition: $z_c = x_c +_c y_c = A(x+y) + B_x + B_y = A(x+y) + B_z$
  - die Signatur $B_z = B_x + B_y$ von z_c hängt von x_c und y_c ab
    - Signaturen für Eingangswerte werden zur Übersetzungszeit bestimmt
    - Signaturen für berechnete Werte werden daraus abgeleitet
  - auch hier muss gelten: $B_z = B_x + By < A$
- die Signatur von Berechnungsergebnisse ist abhängig von
  - der Signatur der Operanden $\rightsquigarrow$ Eingabe für deren Bestimmung
  - der durchgeführten Operation $\rightsquigarrow$ ihre Bestimmung selbst
  - wie die AN-Kodierung ist auch die ANBD-Kodierung nicht-separiert
    - die Signatur B_z wird direkt bei der Addition $x_c +_c y_c$ bestimmt

Fehlererkennung durch ANBD-Kodierung

- Beispiel: kodierte Summation dreier Summanden

```
1 int sum(int a_c,int b_c,int c_c) {
2   int result_c = a_c + b_c;
3   result_c = result_c + c_c;
4
5   return result;
6 }
```

  - Berechnungsergebnisse und entsprechende Signaturen
    Zeile 2 $a_c + b_c = A(a+b) + B_a + B_b$
    Zeile 3 $a_c + b_c + c_c = A(a+b+c) + B_a + B_b + B_c$
- angenommen es würden folgende Fehler auftreten:
  - statt a_c wird x_c verwendet
    - $\rightsquigarrow$ die Signatur würde sich ändern: $B_x + B_b + B_c$
    - $\rightsquigarrow$ eine Erkennung des Fehlers ist gewährleistet
  - Subtraktion statt einer Addition in Zeile 3
    - $\rightsquigarrow$ die Signatur würde sich ändern: $B_a + B_b - B_c$
    - $\rightsquigarrow$ eine Erkennung des Fehlers ist gewährleistet

Operationen auf veralteten Daten

- wird eine Variable nicht aktualisiert, wird dies bisher nicht erkannt
  - die Berechnung findet also mit veralteten Daten statt

☞ das „Alter“ eines Datums wird durch einen Zeitstempel D gesichert

$$x_c = Ax + B_x + D; \quad A > 1 \wedge B_x + D < A$$

  - dieser Zeitstempel überwacht die Anzahl der Variablenaktualisierungen
    - der Zeitstempel muss dynamisch zur Laufzeit bestimmt werden
    - für die Überprüfung der Nachricht muss der erwartete Wert bekannt sein
  - die Signatur B_x und A werden aber auch hier statisch bestimmt

☞ alle auf Folie 4 angenommen Fehler werden abgedeckt
  - Operandenfehler, Operationsfehler und Operatorfehler

Grenzen der ANBD-Kodierung

- keine direkte Kodierung der Division
  - Emulation durch wiederholte Subtraktion oder Rückfall zur AN-Kodierung
  - Addition, Subtraktion und Multiplikation werden unterstützt
- mehr aufwendige Korrekturoperationen sind erforderlich
  - für die Multiplikation gilt beispielsweise

$$\begin{aligned} x_c *_c y_c &\neq A * x * y + B_x * B_y \\ &= A^2 * x * y + A * x * B_y + A * y * B_x + B_x * B_y \end{aligned}$$

- Was passiert eigentlich bei Fehlern im Kontrollfluss?
  - der falsche Grundblock im Kontrollflussgraphen wird angesprungen
    - weil z. B. die Entscheidung eines bedingten Sprungs verfälscht wird
  - einige Instruktionen werden übersprungen
    - weil z. B. der Instruktionszähler (engl. *program counter*) verfälscht wird

Kodierung sequentieller Instruktionsfolgen [3]

- Idee: auch der Grundblock x bekommt eine Signatur BB_x
  - BB_x umfasst die Summe aller im Grundblock x bestimmten Signaturen

☞ die Signatur wird zur Laufzeit durch einen „Watchdog“ überwacht
  - er besitzt ein Feld `s` der zu erwartenden Signaturen BB_x
  - die Anwendung teilt den dynamisch bestimmten Wert für BB_x mit

☞ die Anwendung enthält eine Zählvariable `acc`
  - die sie zur Bestimmung von BB_x verwendet
  - Wert am Beginn des Grundblocks: $\texttt{acc} = \texttt{s[i]} - BB_x - x_{id}$
    - `s[i]` enthält den erwarteten Wert nach dem Grundblock x
    - die statisch bestimmte Signatur BB_x wird abgezogen
    - ebenso eine eindeutige ID x_{id} ⇝ bedingte Sprünge (s. Folie VIII/20)
  - `acc` wird kontinuierlich um die jeweils bestimmte Signatur inkrementiert
  - für den nachfolgenden Grundblock wird `acc` neu initialisiert
    - hierfür speichert das kodierte Programm ein Feld $\texttt{delta[i]} = \texttt{s[i+1]} - \texttt{s[i]}$
    - am Ende eines Grundblocks wird dieser Wert addiert ⇝ $\texttt{acc} = \texttt{s[i+1]} - x_{id}$
    - dann werden Signatur bzw. ID addiert/subtrahiert ⇝ $\texttt{acc} = \texttt{s[i]} - BB_y - y_{id}$

Kodierung sequentieller Instruktionsfolgen (Forts.)

Wie sieht das aus? Erläuterung anhand eines Beispiels aus [3].

- unkodierter Grundblock:
  - zur Vereinfachung direkt in einer maschinencodeähnlichen Darstellung

```
1 bb1:
2   x = a + b
3   y = x - d
4   br bb2
```

  - eine Addition gefolgt von einer Subtraktion
  - unbedingter Sprung zu einem weiteren Grundblock
- Kodierung des Grundblocks:

```
1  bb1:
2    x_c = a_c + b_c
3    acc += x_c % A
4    y_c = x_c - d_c
5    acc += y_c % A
6
7    send(acc,bb1_id)
8    acc += delta[i]
9    i++
10   acc += bb1_id
11   acc -= BB_b2
12   acc -= bb2_id
13   br bb2
```

1. Kodierung der Berechnungen
2. Bestimmung der Signatur BB_{bb1} in `acc`
   - zu Beginn gilt: $\texttt{acc} = \texttt{s[i]} - BB_{bb1} - bb1_{id}$
   - Zeile 3: $\texttt{acc} = \texttt{s[i]} - BB_{bb1} - bb1_{id} + B_a + B_b$
   - Zeile 5: $\texttt{acc} = \texttt{s[i]} - bb1_{id}$
3. Signatur an den „Watchdog“ senden (Zeile 7)
4. Vorbereitungen für den Grundblock `bb2`
   - Zeile 8: $\texttt{acc} = \texttt{s[i+1]} - bb1_{id}$
   - Zeile 12: $\texttt{acc} = \texttt{s[i]} - BB_{bb2} - bb2_{id}$

Kodierung bedingter Sprünge [3]

- Herausforderung: Übertragung des Konzepts für sequentiellen Code

⇝ Wie funktioniert hier die Umschaltung zwischen Grundblöcken?
  - Welcher der nächste Grundblock ist, hängt ja vom bedingten Sprung ab ...

- Außerdem: es gibt neue Möglichkeiten für Fehler
  - das Ergebnis der Entscheidung könnte verfälscht werden
  - der bedingte Sprung selbst könnte verfälscht werden

☞ man muss das Ergebnis der Entscheidung absichern

⇝ hier hilft es, dieses Ergebnis arithmetisch zu kodieren

☞ man muss sicherstellen, dass der bedingte Sprung korrekt ist

⇝ hier helfen die IDs der angesprungenen Grundblöcke
  - sind vorab bekannt ⇝ geben an, in welchem Grundblock man sein muss

- unkodierter Grundblock:

```
1 bb1:
2   cond = ...
3   br cond bbt bbf
```

  - `cond` speichert die Sprungentscheidung
  - `br` springt dann zu `bbt` (wahr) oder `bbf` (falsch)

Kodierung bedingter Sprünge (Forts.)

Wie sieht das aus? Erläuterung anhand eines Beispiels aus [3].

```
1  bb1:
2    cond_c = ...
3    acc += cond_c % A
4    send(acc,bb1_id)
5
6    acc += delta[i]
7    i++
8    acc += bb1_id - BB_bbt - bbt_id - (A * 1 + B_cond)
9
10   cond = cond_c % A
11   acc += cond_c
12   br cond bbt bbf_cor
```

1. anfangs: $acc = s[i] - BB_{bb1} - bb1_{id}$
2. Zeile 2: die Bedingung wird kodiert $\rightsquigarrow cond_c$
   - wahr $\rightsquigarrow cond_c = A * 1 + B_{cond}$ und falsch $\rightsquigarrow A * 0 + B_{cond}$
3. Zeile 4: sende $acc = s[i] - BB_{bb1} - bb1_{id} + B_{cond}$ an den „Watchdog“
4. Zeile 6-8: bereite acc für den Sprung auf bbt vor
   $\rightsquigarrow$ nun gilt $acc = s[i] - BB_{bbt} - bbt_{id} - (A * 1 + B_{cond})$
5. Zeile 10-12: extrahiere Wert von cond_c $\rightsquigarrow$ aktualisiere acc und springe
   $\rightsquigarrow$ nun gilt $acc = s[i] - BB_{bbt} - bbt_{id} - (A * 1 + B_{cond}) + cond_c$

Kodierung bedingter Sprünge (Forts.)

Wie sieht das aus? Erläuterung anhand eines Beispiels aus [3].

```
1  bb1:
2    cond_c = ...
3    acc += cond_c % A
4    send(acc,bb1_id)
5
6    acc += delta[i]
7    i++
8    acc += bb1_id - ...
9
10   cond = cond_c % A
11   acc += cond_c
12   br cond bbt bbf_cor
```

```
1  bbt:
2    ...
3
4  bbf_cor:
5    acc += A
6    acc += BB_bbt + bbt_id
7    acc -= BB_bbf - bbf_id
8    br bbf
9
10 bbf:
11   ...
```

6. für cond = wahr bleibt nichts zu tun, schließlich gilt $cond_c = A * 1 + B_{cond}$
   $\rightsquigarrow$ insgesamt gilt: $acc = s[i] - BB_{bbt} - bbt_{id}$, der Anfangswert für den Grundblock bbt
7. für einen Sprung zu bbf ist aber eine Korrektur notwendig
   - schließlich wurde acc für einen Sprung zu bbt vorbereitet
8. Zeile 4: eingangs gilt $acc = s[i] - BB_{bbt} - bbt_{id} - A * 1$
   - hier gilt $cond_c = A * 0 + B_{cond} = B_{cond}$
   $\rightsquigarrow$ korrigiert: $acc = s[i] - BB_{bbf} - bbf_{id}$, der Anfangswert für des Grundblocks bbf
9. nun kann weiter zu bbf gesprungen werden

Software Encoded Processor (SEP, [5])

Programme kodiert in einem Interpreter ausführen

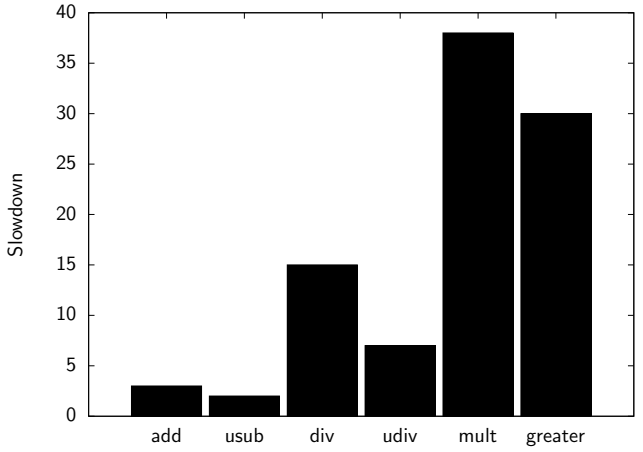
- interpretiert binäre Maschinencodeabbilder eines Programms
  - Zielsystem ist der DLX-Prozessor
    - ein RISC-Prozessor für akademische Anwendungsgebiete
  - Konstanten, Speicheradressen etc. werden zur Ladezeit kodiert
  - kodierte Operationen sind in Software implementiert

☞ Fehlerinjektion $\rightsquigarrow$ Fehlererkennungsrate ist sehr gut
- kodierter Interpreter: keine fehlerhaften Ergebnisse
- nicht-kodierte Ausführung:
  - interpretiert: 4% der Ergebnisse fehlerhaft
  - native Ausführung: 9% der Ergebnisse fehlerhaft

  $\rightsquigarrow$ Interpreter verdeckt bereits diverse Fehler

Software Encoded Processor (SEP) (Forts.)

☞ sehr hohe Laufzeitkosten interpretierter kodierter Operationen
- im Vergleich zu interpretierten aber nicht-kodierten Operationen
- eine Multiplikation dauert 38-mal so lange ...



Compiler Based Encoding (CBE, [3])

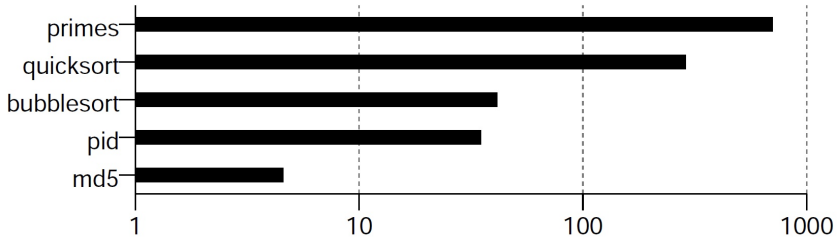
Quelle Grafik: [3]

- Kodierung wird vor der Laufzeit durch einen Compiler durchgeführt
  - nicht mehr zur Laufzeit durch einen Interpreter

☞ hierfür muss aber der Quelltext vorhanden sein
  - Nur in Binärform vorliegende Bibliotheken stellen ein Problem dar!

⇝ hier kommen Hüllfunktionen (engl. *wrapper*) zum Einsatz
  - diese extrahieren die eigentlichen Werte der kodierten Variablen
  - die Berechnung selbst findet dann nicht-kodiert also ungeschützt statt

☞ allerdings sind die Geschwindigkeitszugewinne beträchtlich:
  - Beschleunigung im Vergleich zum interpretierenden SEP



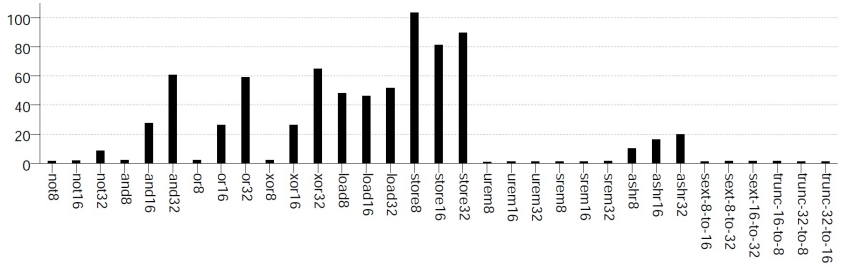
Compiler Based Encoding (CBE) (Forts.)

Quelle Grafik: [1]

- Vergleich mit nativ ausgeführten Operationen

⇝ fördert die wahren Laufzeitkosten zutage

- Operationen, die nicht direkt kodierbar sind:



- das Speicher eines 8 Bit großen Wortes ist bis zu 100x langsamer
  - diese Operation besteht aus diversen Einzelschritten

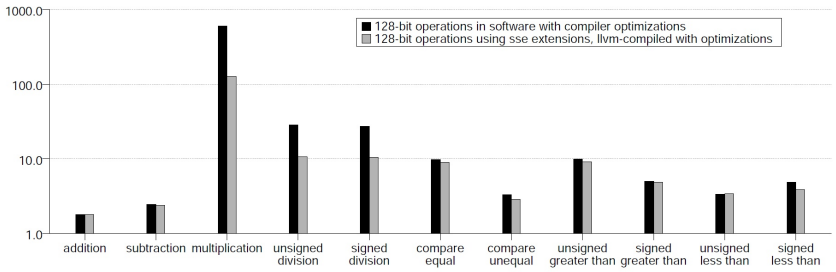
⇝ Laden, bitweises Und, Schiebeoperation, ...

⇝ alle das muss in kodierter Form ablaufen, all das ist teuer

Compiler Based Encoding (CBE) (Forts.)

Quelle Grafik: [1]

- direkt kodierbare arithmetische Operationen



- auch hier sind Laufzeitkosten zum Teil beträchtlich
  - Addition und Subtraktion sind vergleichsweise günstig
  - einfache Vergleichsoperationen sind aber relativ teuer
- einzig Multiplikation und Division benötigen 128-bit Operationen
  - sie profitieren aber enorm von den SSE-Erweiterungen heutiger Prozessoren

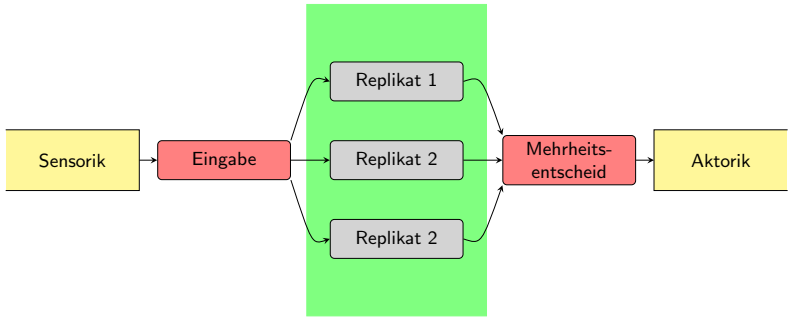
Gliederung

Combined Redundancy (CoRed, [4])

- die kodierte Ausführung kompletter Programme ist derzeit zu teuer

☞ ihr selektiver Einsatz erscheint hingegen vielversprechend

⇝ verbliebene Bruchstellen von TMR (s. Folie VIII/22) abzusichern

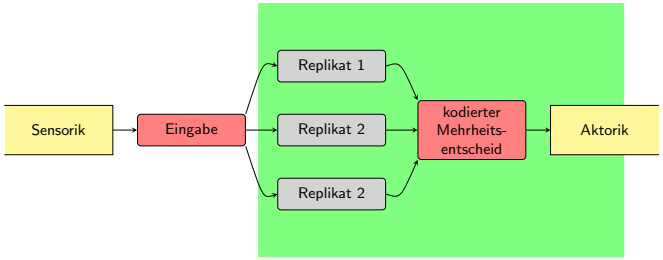


- diese verbliebenen kritischen Schwachpunkte sind
  - die Eingaben und die Einigung über diese Eingaben
  - und der Mehrheitsentscheid sowie die Weitergabe an die Aktoren

Combined Redundancy (CoRed) (Forts.)

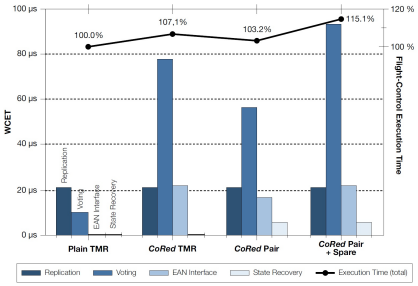
☞ genau diesen Weg beschreitet CoRed

- die eigentlich Berechnung wird durch Redundanz geschützt
  - hier wäre eine arithmetische Kodierung zu teuer
- die kritischen Bruchstellen werden arithmetisch kodiert
  - dies umfasst verhältnismäßig wenig Code
  - ⇝ die Laufzeitkosten halten sich in Grenzen
- weitere redundante Rechenschritte sind hier nicht die optimale Lösung
  - d. h. redundante Einigungen und Mehrheitsentscheide
  - ⇝ sie reduzieren zwar die Fehlerwahrscheinlichkeit
  - ⇝ bringen aber immer weitere kritische Bruchstellen hervor



Combined Redundancy (CoRed) (Forts.)

Quelle Grafik: [4]



CoRed

selektive Anwendung von arithmetischer Kodierung

⇝ sehr gute Fehlertoleranz

⇝ bei vertretbaren Kosten

- Balkengrafik gibt nur die Mehrkosten der einzelnen Komponenten an
  - also Mehrkosten für die replizierte Ausführung, Mehrheitsentscheid, ...
  - der Aufwand für den Mehrheitsentscheid steigt durch Kodierung enorm
    - das sind die Datensätze „Plain TMR“ und „CoRed TMR“
- die Kurve bezieht sich auf die gesamte Ausführungszeit
  - „CoRed TMR“ benötigt hier also nur 7,1% mehr Zeit als „Plain TMR“

⇝ würde man alles kodieren, wäre man hier bei mehreren 100%

⇝ selektive Anwendung arithmetischer Kodierung bringt Kostenvorteile

Gliederung

Zusammenfassung

Fehlererkennung möglichst ohne redundante Ausführung

- Erkennung von Operanden-, Berechnungs- und Operatorfehlern

$\rightsquigarrow$ Einsatz räumlicher Redundanz durch Prüfbits

arithmetisch Kodierung

- (nicht-)systematisch und (nicht-)separiert

AN-Kodierung $\rightsquigarrow$ Fehler im Wertbereich

- Kodierung: Multiplikation mit einem konstanten Faktor A
- kodierte Addition, Subtraktion, Multiplikation, Division
- Aussagenlogik, Schiebeoperatoren, Fließkommaarithmetik

ANBD-Kodierung erweitert die AN-Kodierung

- um statische Signaturen und dynamische Zeitstempel
- Kodierung des Kontrollflusses $\rightsquigarrow$ Signaturen für Grundblöcke

CoRed-Ansatz $\rightsquigarrow$ selektive Anwendung der ANBD-Kodierung

- durchgehende arithmetische Kodierung wäre zu teuer

Literaturverzeichnis

[1] Fetzer, C. ; Schiffel, U. ; Süsskraut, M. :
AN-Encoding Compiler: Building Safety-Critical Systems with Commodity Hardware.
In: Buth, B. (Hrsg.) ; Rabe, G. (Hrsg.) ; Seyfarht, T. (Hrsg.): *Proceedings of the 28th International Conference on Computer Safety, Reliability, and Security (SAFECOMP '09)*.
Heidelberg, Germany : Springer-Verlag, 2009. –
ISBN 978–3–642–04467–0, S. 283–296

[2] Forin, P. :
Vital coded microprocessor principles and application for various transit systems.
In: *Selected Papers from the IFAC/IFIP/IFORS Symposium on Control, computers, communications in transportation.*
Oxford, UK : Pergamon Press, Sept. 1989. –
ISBN 008037025X, S. 79–84

[3] Schiffel, U. ; Schmitt, A. ; Süsskraut, M. ; Fetzer, C. :
ANB- and ANBDmem-encoding: detecting hardware errors in software.
In: Schoitsch, E. (Hrsg.): *Proceedings of the 29th International Conference on Computer Safety, Reliability, and Security (SAFECOMP '10)*.
Heidelberg, Germany : Springer-Verlag, 2010. –
ISBN 978–3–642–15650–2, S. 169–182

Literaturverzeichnis (Forts.)

[4] Ulbrich, P. ; Hoffmann, M. ; Kapitza, R. ; Lohmann, D. ; Schröder-Preikschat, W. ; Schmid, R. :
Eliminating Single Points of Failure in Software-Based Redundancy.
In: *Proceedings of the 9th European Dependable Computing Conference (EDCC '12)*, IEEE Computer Society Press, Mai 2012. –
ISBN 978–1–4673–0938–7, S. 49–60

[5] Wappler, U. ; Fetzer, C. :
Software Encoded Processing: Building Dependable Systems with Commodity Hardware.
In: Saglietti, F. (Hrsg.) ; Oster, N. (Hrsg.): *Proceedings of the 26th International Conference on Computer Safety, Reliability, and Security (SAFECOMP '07)*.
Heidelberg, Germany : Springer-Verlag, 2007. –
ISBN 978–3–540–75100–7, S. 356–369