Verlässliche Echtzeitsysteme

Härtung von Daten und Kontrollfluss

Peter Ulbrich

Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg
Lehrstuhl Informatik 4 (Verteilte Systeme und Betriebssysteme)

`www4.informatik.uni-erlangen.de`

08. Juni 2015

Überblick

- Letztes Kapitel: „grob-granulare“ Redundanz
  - Auf Ebene kompletter Rechenknoten (VIII/20) und Prozessen (VIII/30)
  - → Zum Zweck der Fehlermaskierung
    - Durch einfache Replikation im Falle von „fail-silent“-Verhalten
    - Durch Mehrheitsentscheid falls Fehler im Wertbereich auftreten

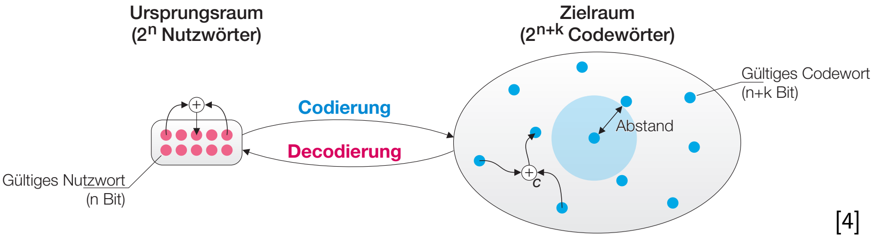
- ☞ Heute: „fein-granulare“ Redundanz
  - Auf der Ebene einzelner Instruktionen und Datenelemente
  - → Zum Zweck der Fehlererkennung und -maskierung
    - → Implementierung von „fail-silent“-Verhalten
  - Arithmetische Codierung von Werten und Berechnungen
    - Systematische Nutzung von Informationsredundanz

- ☞ Kombinierter Einsatz grob- und fein-granularer Redundanz
  - Ergänzung der Stärken, Eliminierung der Schwächen

Gliederung

Codierung: Einsatz von Informationsredundanz

Als Alternative oder Ergänzung zur redundanten Ausführung

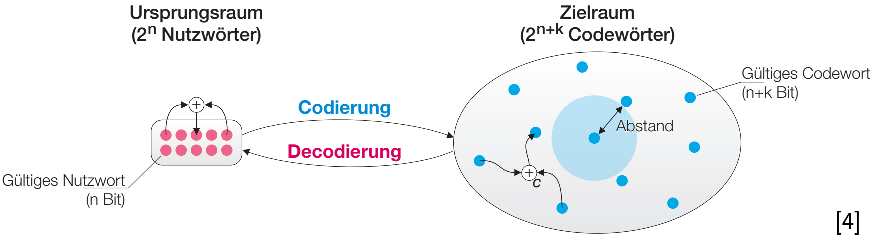


[4]

- Koordinierter Einsatz von Informationsredundanz $\leadsto$ Codierung
- Ausgangspunkt: Darstellung der Nutzdaten mithilfe von n Bits

Codierung: Einsatz von Informationsredundanz

Als Alternative oder Ergänzung zur redundanten Ausführung



[4]

- Koordinierter Einsatz von Informationsredundanz $\leadsto$ Codierung
- Ausgangspunkt: Darstellung der Nutzdaten mithilfe von n Bits

☞ Ansatz: Hinzufügen von k Prüfbits führt zu Informationsredundanz

→ Weiterhin 2^n gültige Codeworte bei nunmehr 2^{n+k} möglichen Worten
- Überführung mittels Codierungsvorschrift
- Fehlererkennung $\leadsto$ Absoluttest (Konformität mit Vorschrift)
- Es genügt eine Instanz für die Fehlererkennung $\neq$ Replikation

Codierung: Restfehlerwahrscheinlichkeit

Fehler bleiben unentdeckt, wenn ...

⚠ Schwere des Fehlers spielt entscheidende Rolle ($\neq$ Replikation)

Codierung: Restfehlerwahrscheinlichkeit

Fehler bleiben unentdeckt, wenn ...

⚠ Schwere des Fehlers spielt entscheidende Rolle ($\neq$ Replikation)

☞ Restfehlerwahrscheinlichkeit p_{sdc}, für unerkannte Datenfehler ist:

- Der Fehler überführt also eine gültige wieder in eine gültige Nachricht

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

- Sofern man eine Gleichverteilung der Fehler zugrunde legt

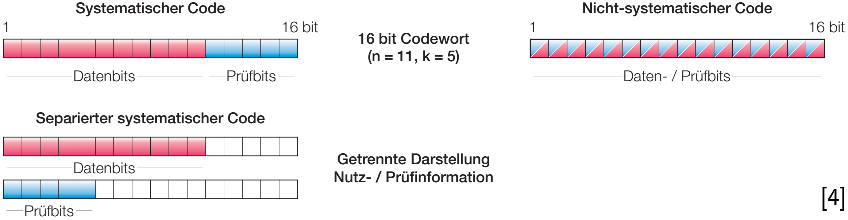
→ Stärke der Absicherung hängt direkt an der Zahl k redundanter Bits

- Bezogen auf die Programmausführung bedeutet dies:

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

- Von insgesamt m Instruktionen (Codewörtern) sind also x fehlerhaft
  - → Diese werden durch die Codierung nicht erkannt

Codierung: Darstellung der Codewörter



[4]

⚠ Für die Integration der Prüfbits gibt es verschiedene Möglichkeiten

- Systematischer vs. nicht-systematischer Code
  - Speicherstellen der n Daten- und k Prüfbits sind trennbar vs. vermischt
  - Zugriff auf die Nutzdaten ohne Decodierung ist möglich vs. nicht möglich
- Separierter Code: 2er-Tupel (stets systematisch)
  - Getrennte Berechnung des funktionalen Anteils und der Prüfbits
  - Nicht-separierte Codes berechnen beides mit derselben Operation

☞ Systematische, nicht-separierte Codierung ist attraktiv

- Behandlung des funktionalen Anteils/der Prüfbits in derselben Operation
- Keine Decodierung beim Zugriff auf den funktionalen Anteil

Fehlermodell: Was kann alles schief gehen?

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

  return result;
}
```

- Was kann hier alles schief gehen?

Fehlermodell: Was kann alles schief gehen?

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

  return result;
}
```

- Was kann hier alles schief gehen?

⚠ Transiente Fehler können folgende Fehler hervorrufen:

Fehlermodell: Was kann alles schief gehen?

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

  return result;
}
```

- Was kann hier alles schief gehen?

⚠ Transiente Fehler können folgende Fehler hervorrufen:

1. Operandenfehler (`a`, `b`, `c`, `result`)
   - Der Wert des Operanden wird verfälscht oder ist veraltet
   - Der Operand selbst wird verfälscht $\rightsquigarrow$ falsche(s) Speicherstelle/Register

Fehlermodell: Was kann alles schief gehen?

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

  return result;
}
```

- Was kann hier alles schief gehen?

⚠ Transiente Fehler können folgende Fehler hervorrufen:

1. Operandenfehler (`a`, `b`, `c`, `result`)
   - Der Wert des Operanden wird verfälscht oder ist veraltet
   - Der Operand selbst wird verfälscht $\leadsto$ falsche(s) Speicherstelle/Register
2. Berechnungsfehler (`4 + 5 = 7`)
   - Die Operation erzeugt ein falsches Ergebnis

Fehlermodell: Was kann alles schief gehen?

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

  return result;
}
```

- Was kann hier alles schief gehen?

⚠ Transiente Fehler können folgende Fehler hervorrufen:

1. Operandenfehler (`a`, `b`, `c`, `result`)
   - Der Wert des Operanden wird verfälscht oder ist veraltet
   - Der Operand selbst wird verfälscht ⇝ falsche(s) Speicherstelle/Register
2. Berechnungsfehler (`4 + 5 = 7`)
   - Die Operation erzeugt ein falsches Ergebnis
3. Operatorfehler (`result = a` ~~+~~ → `* b`)
   - Der Programmzähler/die Instruktion wird verfälscht

   → Ausführung einer falschen Instruktion

Fehlermodell: Was kann alles schief gehen?

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

  return result;
}
```

- Was kann hier alles schief gehen?

⚠ Transiente Fehler können folgende Fehler hervorrufen:

1. Operandenfehler (`a`, `b`, `c`, `result`)
   - Der Wert des Operanden wird verfälscht oder ist veraltet
   - Der Operand selbst wird verfälscht ⇝ falsche(s) Speicherstelle/Register
2. Berechnungsfehler (`4 + 5 = 7`)
   - Die Operation erzeugt ein falsches Ergebnis
3. Operatorfehler (`result = a` ~~`+`~~ → `* b`)
   - Der Programmzähler/die Instruktion wird verfälscht
   - → Ausführung einer falschen Instruktion

☞ Datencodierung alleine bietet keine ausreichende Fehlererfassung

Gliederung

Arithmetische Codierung: Grundlegende AN-Codes

☞ Arithmetische Codierung: Erkennung von Berechnungsfehlern

- Codierung überführt den Wert v in einen codierten Wert v_c:

$$v_c = A \cdot v; \quad A > 1$$

  - Codierte Werte sind also immer Vielfache von A
    - Ein unerkannter Fehler müsste abermals ein Vielfaches von A erzeugen

    → Absicherung gegen Fehler im Wertbereich

Arithmetische Codierung: Grundlegende AN-Codes

☞ Arithmetische Codierung: Erkennung von Berechnungsfehlern

- Codierung überführt den Wert v in einen codierten Wert v_c:

$$v_c = A \cdot v; \quad A > 1$$

  - Codierte Werte sind also immer Vielfache von A
    - Ein unerkannter Fehler müsste abermals ein Vielfaches von A erzeugen
    - → Absicherung gegen Fehler im Wertbereich

- Decodierung durch Modulo-Operation und Ganzzahldivision

$$v_c \mod A = 0 \quad v = v_c / A$$

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

Arithmetische Codierung: Grundlegende AN-Codes

☞ Arithmetische Codierung: Erkennung von Berechnungsfehlern

- Codierung überführt den Wert v in einen codierten Wert v_c:

$$v_c = A \cdot v; \quad A > 1$$

  - Codierte Werte sind also immer Vielfache von A
    - Ein unerkannter Fehler müsste abermals ein Vielfaches von A erzeugen
    - → Absicherung gegen Fehler im Wertbereich

- Decodierung durch Modulo-Operation und Ganzzahldivision

$$v_c \mod A = 0 \quad v = v_c / A$$

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

☞ die AN-Codierung ist also nicht-systematisch und nicht-separiert

AN-Codes: Operatoren

⚠ Die Codierung eines Programms erfolgt vor dessen Laufzeit

- Codierungsschlüssel A ist zur Laufzeit fest
- Konstanten können während der Übersetzung codiert werden
- Eingangsdaten werden beim Eintritt in das Programm explizit codiert

→ Im Programm selbst wird nur mit codierten Werten gearbeitet

AN-Codes: Operatoren

⚠ Die Codierung eines Programms erfolgt vor dessen Laufzeit

- Codierungsschlüssel A ist zur Laufzeit fest
- Konstanten können während der Übersetzung codiert werden
- Eingangsdaten werden beim Eintritt in das Programm explizit codiert

→ Im Programm selbst wird nur mit codierten Werten gearbeitet

☞ Für jede Rechenoperation $\circ$ ist eine codierter Operator $\circ_c$ nötig

- Diese muss sowohl die Prüfbits als auch den funktionalen Teil v umfassen

AN-Codes: Operatoren

⚠ Die Codierung eines Programms erfolgt vor dessen Laufzeit

- Codierungsschlüssel A ist zur Laufzeit fest
- Konstanten können während der Übersetzung codiert werden
- Eingangsdaten werden beim Eintritt in das Programm explizit codiert

→ Im Programm selbst wird nur mit codierten Werten gearbeitet

☞ Für jede Rechenoperation $\circ$ ist eine codierter Operator $\circ_c$ nötig

- Diese muss sowohl die Prüfbits als auch den funktionalen Teil v umfassen

- Codierte Operatoren für grundlegende Arithmetik

Operation	codierter 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	$z_c = x_c \cdot_c y_c$	$Az = (Ax \cdot Ay)/A$	$A(x \cdot y)$
Division	$z_c = \lfloor x_c /_c y_c \rfloor$	$Az = \lfloor (A \cdot Ax) / Ay \rfloor$	$A \lfloor x/y \rfloor$

AN-codierte Operatoren (Forts.)

⚠ Beachte: Die Operation erfolgt immer auf codierten Werten!

- Beispiel: Multiplikation $Az = (Ax \cdot Ay)/A$
  - Zuerst wird $Ax \cdot Ay$ bestimmt
  - Dann wird durch A dividiert
- Gründe: Würde man A sofort kürzen $\rightsquigarrow$ $(Ax \cdot y)$ oder $(x \cdot Ay)$
  - Lägen wieder die „nackten, verwundbaren Werte“ x oder y offen
  - → Die Operation kennt x und y nicht, nur die codierte Nachrichten Ax und Ay

AN-codierte Operatoren (Forts.)

⚠ Beachte: Die Operation erfolgt immer auf codierten Werten!

- Beispiel: Multiplikation $Az = (Ax \cdot Ay)/A$
  - Zuerst wird $Ax \cdot Ay$ bestimmt
  - Dann wird durch A dividiert
- Gründe: Würde man A sofort kürzen $\rightsquigarrow$ $(Ax \cdot y)$ oder $(x \cdot Ay)$
  - Lägen wieder die „nackten, verwundbaren Werte“ x oder y offen
  - → Die Operation kennt x und y nicht, nur die codierte Nachrichten Ax und Ay

⚠ Beachte: Multiplikation und Division benötigen Korrekturen

- Erfordern zusätzliche Multiplikation bzw. Division mit bzw. durch A
- Addition und Subtraktion kommen hingegen ohne Korrektur aus

→ Korrekturen sind potentiell immer teure Operationen

AN-codierte Operatoren (Forts.)

⚠ Beachte: Die Operation erfolgt immer auf codierten Werten!

- Beispiel: Multiplikation $Az = (Ax \cdot Ay)/A$
  - Zuerst wird $Ax \cdot Ay$ bestimmt
  - Dann wird durch A dividiert
- Gründe: Würde man A sofort kürzen $\rightsquigarrow$ $(Ax \cdot y)$ oder $(x \cdot Ay)$
  - Lägen wieder die „nackten, verwundbaren Werte“ x oder y offen
  - → Die Operation kennt x und y nicht, nur die codierte Nachrichten Ax und Ay

⚠ Beachte: Multiplikation und Division benötigen Korrekturen

- Erfordern zusätzliche Multiplikation bzw. Division mit bzw. durch A
- Addition und Subtraktion kommen hingegen ohne Korrektur aus

→ Korrekturen sind potentiell immer teure Operationen

⚠ Beachte: die codierten 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	codierter Op.	Implementierung	Bedeutung
Oder	$z_c = x_c \mathbin{\|\|_c} y_c$	$z_c = x_c +_c y_c -_c x_c \cdot y_c$	$A(x \mathbin{\|\|} y)$
Und	$z_c = x_c \mathbin{\&\&_c} y_c$	$z_c = x_c \cdot_c y_c$	$A(x \cdot y)$
Negation	$z_c = !_c\, x_c$	$z_c = 1_c -_c x_c$	$A(1 - x)$

→ diese einfachen Operation erfordern teils teure Multiplikation

Weitere Operationen

- Operationen der booleschen Aussagenlogik

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

→ diese einfachen Operation erfordern teils teure Multiplikation

⚠ Verschiedene Operatoren können nicht direkt codiert 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 codierten Standardoperatoren zu

Restfehlerwahrscheinlichkeit: Wähle ein geeignetes A!

Die Binärdarstellung stellt besondere Anforderungen.

⚠ Bitkipper können gültige Codewörter erzeugen $\rightsquigarrow$ p_{sdc}

- Die Wahrscheinlichkeit hängt vom Abstand der Codewörter hab
- Ist jedoch nie Null

Restfehlerwahrscheinlichkeit: Wähle ein geeignetes A!

Die Binärdarstellung stellt besondere Anforderungen.

⚠ Bitkipper können gültige Codewörter erzeugen $\leadsto p_{sdc}$

- Die Wahrscheinlichkeit hängt vom Abstand der Codewörter hab
- Ist jedoch nie Null

- Der Codierungsschlüssel A bestimmt die Robustheit
  - Aus mathematischer Sicht sinnvoll: große Primzahlen
  - Codierte Datenströme sollen möglichst teilerfremd sein

Restfehlerwahrscheinlichkeit: Wähle ein geeignetes A!

Die Binärdarstellung stellt besondere Anforderungen.

⚠ Bitkipper können gültige Codewörter erzeugen $\rightsquigarrow$ p_{sdc}

- Die Wahrscheinlichkeit hängt vom Abstand der Codewörter hab
- Ist jedoch nie Null

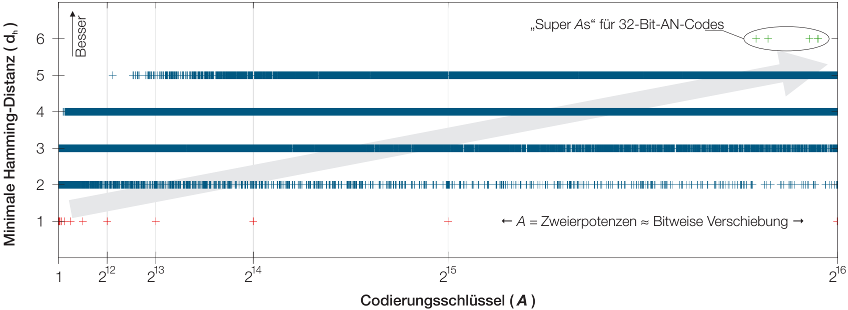
- Der Codierungsschlüssel A bestimmt die Robustheit
  - Aus mathematischer Sicht sinnvoll: große Primzahlen
  - Codierte Datenströme sollen möglichst teilerfremd sein

- In der Praxis entscheidend: robuste Bitmuster
  - Für binär-codierte Daten hängt dies von der Hammingdistanz d_h ab
  - Erfreuliche Eigenschaft: $d_h - 1$ Bitfehler werden sicher erkannt

  → An wievielen Bitpositionen unterscheiden sich zwei Nachrichten

Wähle ein geeignetes A! (Forts.)

Experimentelle Bestimmung der Hamming-Distanz



[4]

- Betrachte alle gültigen Codewörter $A \cdot v \rightsquigarrow$ min. Hamming-Distanz
  - Große Schwankungen $\rightsquigarrow$ größer ist nicht automatisch besser
  - Primzahlen sind gut, die Besten sind jedoch zusammengesetzte Zahlen
    - Für 32-Bit-AN-Codes mit 16-Bit-Schlüsseln
    - → Super As mit $d_h = 6$: 58659, 59665, 63157, 63859 und 63877

Grenzen der AN-Codierung

- AN-Codes decken Fehler im Wertebereich vollständig ab

Grenzen der AN-Codierung

- AN-Codes decken Fehler im Wertebereich vollständig ab

⚠ Fehlererfassung ist jedoch immer noch unvollständig

- 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?

→ ANB-Codes

ANB-Codes: Funktionsweise

- Erweiterung der AN-Codierung um statische Signaturen:

$$v_c = A \cdot v + B_v; \quad A > 1 \wedge B_v < A$$

  - Die Signatur B_v ist spezifisch für die Variable v_c
    - Sie wird durch eine statische Analyse vorab bestimmt
    - Der Quelltext der zu schützenden Anwendung muss bekannt sein
  - Fehlerüberprüfung und Decodierung

$$v_c \mod A = B_v \quad v = (v_c - B_v)/A$$

ANB-Codes: Funktionsweise

- Erweiterung der AN-Codierung um statische Signaturen:

$$v_c = A \cdot v + B_v; \quad A > 1 \wedge B_v < A$$

  - Die Signatur B_v ist spezifisch für die Variable v_c
    - Sie wird durch eine statische Analyse vorab bestimmt
    - Der Quelltext der zu schützenden Anwendung muss bekannt sein
  - Fehlerüberprüfung und Decodierung

$$v_c \mod A = B_v \quad v = (v_c - B_v)/A$$

- 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: $B_z = B_x + By < A$

ANB-Codes: Funktionsweise

- Erweiterung der AN-Codierung um statische Signaturen:
$$v_c = A \cdot v + B_v; \quad A > 1 \wedge B_v < A$$
  - Die Signatur B_v ist spezifisch für die Variable v_c
    - Sie wird durch eine statische Analyse vorab bestimmt
    - Der Quelltext der zu schützenden Anwendung muss bekannt sein
  - Fehlerüberprüfung und Decodierung
$$v_c \mod A = B_v \quad v = (v_c - B_v)/A$$
- 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 $\leadsto$ Eingabe für deren Bestimmung
  - Der durchgeführten Operation $\leadsto$ ihre Bestimmung selbst
  - Wie die AN-Codierung ist auch die ANB-Codierung nicht-separiert
    - Die Signatur B_z wird direkt bei der Addition $x_c +_c y_c$ bestimmt

Fehlererkennung durch ANB-Codierung

```
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_c;
6 }
```

- Berechnungsergebnisse und entsprechende Signaturen

Zeile 2 $a_c + b_c = A(a + b) + B_a + B_b$

Zeile 3 $a_c + b_c + c_c = A(a + b + c) + B_a + B_b + B_c$

Fehlererkennung durch ANB-Codierung

```
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_c;
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
    - Die Signatur würde sich ändern: $B_{result} \neq B_x + B_b + B_c$

Fehlererkennung durch ANB-Codierung

```
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_c;
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
    - Die Signatur würde sich ändern: $B_{result} \neq B_x + B_b + B_c$

    → Eine Erkennung des Fehlers ist gewährleistet

Fehlererkennung durch ANB-Codierung

```
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_c;
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
    - Die Signatur würde sich ändern: $B_{result} \neq B_x + B_b + B_c$
    - → Eine Erkennung des Fehlers ist gewährleistet
  - Subtraktion statt einer Addition in Zeile 3
    - Die Signatur würde sich ändern: $B_{result} \neq B_a + B_b - B_c$

Fehlererkennung durch ANB-Codierung

```
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_c;
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
    - Die Signatur würde sich ändern: $B_{result} \neq B_x + B_b + B_c$

    → Eine Erkennung des Fehlers ist gewährleistet
  - Subtraktion statt einer Addition in Zeile 3
    - Die Signatur würde sich ändern: $B_{result} \neq B_a + B_b - B_c$

    → Eine Erkennung des Fehlers ist gewährleistet

Fehlererkennung durch ANB-Codierung

```
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_c;
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
    - Die Signatur würde sich ändern: $B_{result} \neq B_x + B_b + B_c$
    - → Eine Erkennung des Fehlers ist gewährleistet
  - Subtraktion statt einer Addition in Zeile 3
    - Die Signatur würde sich ändern: $B_{result} \neq B_a + B_b - B_c$
    - → Eine Erkennung des Fehlers ist gewährleistet

⚠ Keine Fehlererfassung auf der zeitlichen Achse

The Vital Coded Processor (VCP, [2])

Bislang vollständigste Variante der arithmetschen Codierung

☞ Forin erweitert den Ansatz um Zeitstempel $D \leadsto$ ANBD-Codes

- Ursprünglich: ein durch ANBD-Codierung geschützter Prozessor
  - Teilweise werden Elemente direkt in Hardware implementiert
    - En- bzw. Decodieren der ursprünglichen bzw. codierten Nachricht
    - Überprüfung der Nachrichten und entsprechende Ausgangssteuerung
    - Basierend auf dem Motorola 68000, später dem Motorola 68020
  - Codierte Operationen wurden in Software umgesetzt

- Einsatz in (halb-)automatischen Zugführungssystemen
  - Paris, Linie „RER A“, System „SACEM“
  - Lyon, Metrolinie „D“, System „MAGGALY“
  - Chicago, Flughafen, System „VAL“

Operationen auf veralteten Daten

⚠ Wird eine Variable nicht aktualisiert, wird dies bisher nicht erkannt

- Die Berechnung findet entsprechend mit veralteten Daten statt

Operationen auf veralteten Daten

⚠ Wird eine Variable nicht aktualisiert, wird dies bisher nicht erkannt

- Die Berechnung findet entsprechend mit veralteten Daten statt

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

$$v_c = A \cdot v + B_v + D; \quad A > 1 \land B_v + D < A$$

- Dieser Zeitstempel überwacht die Anzahl der Variablenaktualisierungen
  - Der Zeitstempel muss dynamisch zur Laufzeit bestimmt werden
  - Für die Überprüfung des Codeworts muss der erwartete Wert bekannt sein
- Die Signatur B_v und A werden aber auch hier statisch bestimmt

Operationen auf veralteten Daten

⚠ Wird eine Variable nicht aktualisiert, wird dies bisher nicht erkannt

- Die Berechnung findet entsprechend mit veralteten Daten statt

☞ Lösung: „Alter" eines Datums wird durch einen Zeitstempel D gesichert

$$v_c = A \cdot v + B_v + D; \quad A > 1 \wedge B_v + D < A$$

- Dieser Zeitstempel überwacht die Anzahl der Variablenaktualisierungen
  - Der Zeitstempel muss dynamisch zur Laufzeit bestimmt werden
  - Für die Überprüfung des Codeworts muss der erwartete Wert bekannt sein
- Die Signatur B_v und A werden aber auch hier statisch bestimmt

☞ Vollständige Abdeckung aller auf Folie 7 angenommen Fehler

- Operandenfehler, Operationsfehler und Operatorfehler

Grenzen der ANBD-Codierung

- Keine direkte Codierung der Division
  - Emulation durch wiederholte Subtraktion oder Rückfall zur AN-Codierung
  - Addition, Subtraktion und Multiplikation werden unterstützt
- Mehr aufwendige Korrekturoperationen sind erforderlich
  - Für die Multiplikation gilt beispielsweise

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

Grenzen der ANBD-Codierung

- Keine direkte Codierung der Division
  - Emulation durch wiederholte Subtraktion oder Rückfall zur AN-Codierung
  - Addition, Subtraktion und Multiplikation werden unterstützt

- Mehr aufwendige Korrekturoperationen sind erforderlich
  - Für die Multiplikation gilt beispielsweise

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

⚠ 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

Direkte Codierung des Kontrollflusses nach Forin [2]

Requires: $B_x, B_y, B_{true}, B_{false}$ $\rightsquigarrow$ Konstante Signaturen für Operanden und Zweige
State: x_c, y_c, B_{cond}

1 **if** $(\text{DECODE}(x_c) \geq \text{DECODE}(y_c))$ **then** $B_{cond} \leftarrow B_{true}$ **else** $B_{cond} \leftarrow B_{false}$
2
3 **if** $(\text{DECODE}(x_c) \geq \text{DECODE}(y_c))$ **then**
4 $\quad y_c \leftarrow x_c - y_c$ $\rightsquigarrow$ Signatur: $B_x - B_y$
5 **else**
6 $\quad y_c \leftarrow x_c + y_c$ $\rightsquigarrow$ Signatur: $B_x + B_y$
7 $\quad y_c \leftarrow y_c - (B_x + B_y) + (B_x - B_y)$ $\rightsquigarrow$ Signaturanpassung: $B_x - B_y$
8 $\quad y_c \leftarrow y_c - B_{false} + B_{true}$ $\rightsquigarrow$ Verzweigung signieren
9 **end if**
10
11 $y_c \leftarrow y_c + B_{cond}$ $\rightsquigarrow$ Signaturanpassung, Sollwert: $B_x - B_y + B_{true}$

☞ Idee: Kolltrollflussabhängige Signaturanpassung

- Ziel ist der Sollwert in Zeile 11 (`true`-Fall + B_{true})
- Anpassung im `else`-Fall

⚠ Gemeinsamer Operanden (hier: y_c) und Berechnungen in beiden Zweigen (Grundblöcken) notwendig

Indirekte Codierung des Kontrollflusses [3]

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

- Überprüfung durch Funktionswächter (engl. *Watchdog*) zur Laufzeit
  - Er besitzt ein Feld `s` der zu erwartenden Signaturen BB_x
  - Die Anwendung teilt den dynamisch bestimmten Wert für BB_x mit

Indirekte Codierung des Kontrollflusses [3]

- ☞ Idee: auch der Grundblock x bekommt eine Signatur BB_x
  - BB_x umfasst die Summe aller im Grundblock x bestimmten Signaturen
- Überprüfung durch Funktionswächter (engl. *Watchdog*) zur Laufzeit
  - 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

Indirekte Codierung des Kontrollflusses [3]

- ☞ Idee: auch der Grundblock x bekommt eine Signatur BB_x
  - BB_x umfasst die Summe aller im Grundblock x bestimmten Signaturen
- Überprüfung durch Funktionswächter (engl. *Watchdog*) zur Laufzeit
  - 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} $\leadsto$ bedingte Sprünge (s. Folie 24)

Indirekte Codierung des Kontrollflusses [3]

☞ Idee: auch der Grundblock x bekommt eine Signatur BB_x

- BB_x umfasst die Summe aller im Grundblock x bestimmten Signaturen

■ Überprüfung durch Funktionswächter (engl. *Watchdog*) zur Laufzeit

- 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} $\rightsquigarrow$ bedingte Sprünge (s. Folie 24)
- `acc` wird kontinuierlich um die jeweils bestimmte Signatur inkrementiert

Indirekte Codierung des Kontrollflusses [3]

☞ Idee: auch der Grundblock x bekommt eine Signatur BB_x

- BB_x umfasst die Summe aller im Grundblock x bestimmten Signaturen

■ Überprüfung durch Funktionswächter (engl. *Watchdog*) zur Laufzeit

- 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} $\rightsquigarrow$ bedingte Sprünge (s. Folie 24)
- `acc` wird kontinuierlich um die jeweils bestimmte Signatur inkrementiert
- für den nachfolgenden Grundblock wird `acc` neu initialisiert
  - Das Feld `delta[i]` liefert die Differenz konsekutiver Blöcke $(\texttt{s[i+1]} - \texttt{s[i]})$
  - Am Ende des Blocks wird dieser Wert addiert $\rightsquigarrow$ $\texttt{acc} = \texttt{s[j = i + 1]} - x_{id}$
  - Schließlich Anpassung der Signatur/ID $\rightsquigarrow$ $\texttt{acc} = \texttt{s[j]} - BB_y - y_{id}$

Codierung sequentieller Instruktionsfolgen

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

- Uncodierter Grundblock:

```
bb1:
  x = a + b
  y = x - d
  br bb2
```

- Eine Addition gefolgt von einer Subtraktion
- Unbedingter Sprung zu einem weiteren Grundblock

Codierung sequentieller Instruktionsfolgen

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

- Uncodierter Grundblock:

```
bb1:
  x = a + b
  y = x - d
  br bb2
```

  - Eine Addition gefolgt von einer Subtraktion
  - Unbedingter Sprung zu einem weiteren Grundblock

- Codierung des Grundblocks:

```
bb1:

```

1. Überwachung von bb_1 vorbereiten
   - Zu Beginn gilt: $\texttt{acc} = \texttt{s[i]} - BB_{bb1} - bb1_{id}$
   - $BB_{bb1} = (B_a + B_b) + (B_a + B_b - B_d)$

Codierung sequentieller Instruktionsfolgen

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

- Uncodierter Grundblock:

```
bb1:
  x = a + b
  y = x - d
  br bb2
```

  - Eine Addition gefolgt von einer Subtraktion
  - Unbedingter Sprung zu einem weiteren Grundblock

- Codierung des Grundblocks:

```
1 bb1:
2   x_c = a_c + b_c
3
    y_c = x_c - d_c
5
```

1. Überwachung von bb_1 vorbereiten
   - Zu Beginn gilt: $\texttt{acc} = \texttt{s[i]} - BB_{bb1} - bb1_{id}$
   - $BB_{bb1} = (B_a + B_b) + (B_a + B_b - B_d)$
2. Codierung der Berechnungen (Zeile 2 und 4)

Codierung sequentieller Instruktionsfolgen

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

- Uncodierter Grundblock:

```
bb1:
  x = a + b
  y = x - d
  br bb2
```

  - Eine Addition gefolgt von einer Subtraktion
  - Unbedingter Sprung zu einem weiteren Grundblock

- Codierung 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
```

1. Überwachung von bb_1 vorbereiten
   - Zu Beginn gilt: $\texttt{acc} = \texttt{s[i]} - BB_{bb1} - bb1_{id}$
   - $BB_{bb1} = (B_a + B_b) + (B_a + B_b - B_d)$
2. Codierung der Berechnungen (Zeile 2 und 4)
3. Aufbau der Signatur BB_{bb1} in acc
   - Zeile 3: $\texttt{acc} = \texttt{s[i]} - BB_{bb1} - bb1_{id} + B_a + B_b$
   - Zeile 5: $\texttt{acc} = \texttt{s[i]} - bb1_{id}$ (vereinfacht $+x_c - d_c$)

Codierung sequentieller Instruktionsfolgen

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

- Uncodierter Grundblock:

```
bb1:
  x = a + b
  y = x - d
  br bb2
```

  - Eine Addition gefolgt von einer Subtraktion
  - Unbedingter Sprung zu einem weiteren Grundblock

- Codierung 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
```

1. Überwachung von bb_1 vorbereiten
   - Zu Beginn gilt: $\texttt{acc} = \texttt{s[i]} - BB_{bb1} - bb1_{id}$
   - $BB_{bb1} = (B_a + B_b) + (B_a + B_b - B_d)$
2. Codierung der Berechnungen (Zeile 2 und 4)
3. Aufbau der Signatur BB_{bb1} in acc
   - Zeile 3: $\texttt{acc} = \texttt{s[i]} - BB_{bb1} - bb1_{id} + B_a + B_b$
   - Zeile 5: $\texttt{acc} = \texttt{s[i]} - bb1_{id}$ (vereinfacht $+x_c - d_c$)
4. Signatur an den „Watchdog“ senden (Zeile 7)

Codierung sequentieller Instruktionsfolgen

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

- Uncodierter Grundblock:

```
bb1:
  x = a + b
  y = x - d
  br bb2
```

  - Eine Addition gefolgt von einer Subtraktion
  - Unbedingter Sprung zu einem weiteren Grundblock

- Codierung 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. Überwachung von bb_1 vorbereiten
   - Zu Beginn gilt: $\texttt{acc} = \texttt{s[i]} - BB_{bb1} - bb1_{id}$
   - $BB_{bb1} = (B_a + B_b) + (B_a + B_b - B_d)$
2. Codierung der Berechnungen (Zeile 2 und 4)
3. Aufbau der Signatur BB_{bb1} in acc
   - Zeile 3: $\texttt{acc} = \texttt{s[i]} - BB_{bb1} - bb1_{id} + B_a + B_b$
   - Zeile 5: $\texttt{acc} = \texttt{s[i]} - bb1_{id}$ (vereinfacht $+x_c - d_c$)
4. Signatur an den „Watchdog“ senden (Zeile 7)
5. Vorbereitungen für den Grundblock bb2
   - Zeile 8: $\texttt{acc} = \texttt{s[i + 1]} - bb1_{id}$
   - Zeile 12: $\texttt{acc} = \texttt{s[i]} - BB_{bb2} - bb2_{id}$

Codierung bedingter Sprünge [3]

- Herausforderung: Übertragung des Konzepts für bedingten Code

→ Wie funktioniert hier die Umschaltung zwischen Grundblöcken?

  – Welcher der nächste Grundblock ist, hängt ja vom bedingten Sprung ab ...

Codierung bedingter Sprünge [3]

- Herausforderung: Übertragung des Konzepts für bedingten Code

→ Wie funktioniert hier die Umschaltung zwischen Grundblöcken?

  – Welcher der nächste Grundblock ist, hängt ja vom bedingten Sprung ab …

⚠ Wiederrum gilt: Ungeschützte Stellen

- Das Ergebnis der Entscheidung könnte verfälscht werden
- Der bedingte Sprung selbst könnte verfälscht werden

Codierung bedingter Sprünge [3]

- Herausforderung: Übertragung des Konzepts für bedingten Code
  → Wie funktioniert hier die Umschaltung zwischen Grundblöcken?
  - Welcher der nächste Grundblock ist, hängt ja vom bedingten Sprung ab ...

⚠ Wiederrum gilt: Ungeschützte Stellen

- Das Ergebnis der Entscheidung könnte verfälscht werden
- Der bedingte Sprung selbst könnte verfälscht werden

☞ Das Ergebnis der Entscheidung muss absichert werden

→ Hier hilft es, dieses Ergebnis arithmetisch zu codieren

Codierung bedingter Sprünge [3]

- Herausforderung: Übertragung des Konzepts für bedingten Code
  → Wie funktioniert hier die Umschaltung zwischen Grundblöcken?
  – Welcher der nächste Grundblock ist, hängt ja vom bedingten Sprung ab ...

⚠ Wiederrum gilt: Ungeschützte Stellen
- Das Ergebnis der Entscheidung könnte verfälscht werden
- Der bedingte Sprung selbst könnte verfälscht werden

☞ Das Ergebnis der Entscheidung muss absichert werden
→ Hier hilft es, dieses Ergebnis arithmetisch zu codieren

☞ Korrektheit des bedingten Sprungs muss sichergestellt werden
→ Hier helfen die IDs der angesprungenen Grundblöcke
  – Sind vorab bekannt ⇝ geben an, in welchem Grundblock man sein muss

Codierung bedingter Sprünge [3]

- Herausforderung: Übertragung des Konzepts für bedingten Code
  → Wie funktioniert hier die Umschaltung zwischen Grundblöcken?
    - Welcher der nächste Grundblock ist, hängt ja vom bedingten Sprung ab …

⚠ Wiederrum gilt: Ungeschützte Stellen
- Das Ergebnis der Entscheidung könnte verfälscht werden
- Der bedingte Sprung selbst könnte verfälscht werden

☞ Das Ergebnis der Entscheidung muss absichert werden
→ Hier hilft es, dieses Ergebnis arithmetisch zu codieren

☞ Korrektheit des bedingten Sprungs muss sichergestellt werden
→ Hier helfen die IDs der angesprungenen Grundblöcke
  - Sind vorab bekannt ⇝ geben an, in welchem Grundblock man sein muss

- uncodierter Grundblock:

```
bb1:
  cond = ...
  br cond bbt bbf
```

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

Codierung bedingter Sprünge (Forts.)

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

```
bb1:
```

1 Anfangs: $\texttt{acc} = \texttt{s[i]} - BB_{bb1} - bb1_{id}$

Codierung bedingter Sprünge (Forts.)

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

```
1 bb1:
2   cond_c = ...
3   acc += cond_c % A
4
```

1. Anfangs: $\texttt{acc} = \texttt{s[i]} - BB_{bb1} - bb1_{id}$
2. Zeile 2-3: Bedingung wird codiert $\rightsquigarrow cond_c$
   - wahr $\rightsquigarrow cond_c = A \cdot 1 + B_{cond}$ und falsch $\rightsquigarrow A \cdot 0 + B_{cond}$

Codierung 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
```

1. Anfangs: $\mathtt{acc} = \mathtt{s[i]} - BB_{bb1} - bb1_{id}$
2. Zeile 2-3: Bedingung wird codiert $\rightsquigarrow$ $cond_c$
   - wahr $\rightsquigarrow$ $cond_c = A \cdot 1 + B_{cond}$ und falsch $\rightsquigarrow$ $A \cdot 0 + B_{cond}$
3. Zeile 4: sende $\mathtt{acc} = \mathtt{s[i]} - BB_{bb1} - bb1_{id} + B_{cond}$ an den „Watchdog“

Codierung 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
```

1. Anfangs: $\texttt{acc} = \texttt{s[i]} - BB_{bb1} - bb1_{id}$
2. Zeile 2-3: Bedingung wird codiert $\rightsquigarrow$ $cond_c$
   - wahr $\rightsquigarrow$ $cond_c = A \cdot 1 + B_{cond}$ und falsch $\rightsquigarrow$ $A \cdot 0 + B_{cond}$
3. Zeile 4: sende $\texttt{acc} = \texttt{s[i]} - BB_{bb1} - bb1_{id} + B_{cond}$ an den „Watchdog"
4. Zeile 6-8: bereite acc für den Sprung auf bbt vor
   → Nun gilt $\texttt{acc} = \texttt{s[i]} - BB_{bbt} - bbt_{id} - (A \cdot 1 + B_{cond})$

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

Codierung bedingter Sprünge (Forts.)

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

```
bb1:
  cond_c = ...
  acc += cond_c % A
  send(acc,bb1_id)

  acc += delta[i]
  i++
  acc += bb1_id - ...

  cond = cond_c % A
  acc += cond_c
  br cond bbt bbf_cor
```

```
bbt:
  ...
```

6 für cond = wahr bleibt nichts zu tun, schließlich gilt $cond_c = A \cdot 1 + B_{cond}$

→ Insgesamt gilt: acc = s[i] $- BB_{bbt} - bbt_{id}$, der Anfangswert für den Grundblock bbt

Codierung bedingter Sprünge (Forts.)

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

```
bb1:
  cond_c = ...
  acc += cond_c % A
  send(acc,bb1_id)

  acc += delta[i]
  i++
  acc += bb1_id - ...

  cond = cond_c % A
  acc += cond_c
  br cond bbt bbf_cor
```

```
bbt:
  ...

bbf_cor:

```

6 für cond = wahr bleibt nichts zu tun, schließlich gilt $cond_c = A \cdot 1 + B_{cond}$

→ Insgesamt gilt: acc $=$ s[i] $- BB_{bbt} - bbt_{id}$, der Anfangswert für den Grundblock bbt

7 für einen Sprung zu bbf ist jedoch eine Korrektur notwendig

- Schließlich wurde acc für einen Sprung zu bbt vorbereitet

Codierung 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
```

6 für cond $=$ wahr bleibt nichts zu tun, schließlich gilt $cond_c = A \cdot 1 + B_{cond}$

→ Insgesamt gilt: acc $=$ s[i] $- BB_{bbt} - bbt_{id}$, der Anfangswert für den Grundblock bbt

7 für einen Sprung zu bbf ist jedoch eine Korrektur notwendig

- Schließlich wurde acc für einen Sprung zu bbt vorbereitet

8 Zeile 4: eingangs gilt acc $=$ s[i] $- BB_{bbt} - bbt_{id} - A \cdot 1$

- Hier gilt $cond_c = A \cdot 0 + B_{cond} = B_{cond}$

→ Korrigiert: acc $=$ s[i] $- BB_{bbf} - bbf_{id}$, der Anfangswert für des Grundblocks bbf

Codierung 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 $cond_c = A \cdot 1 + B_{cond}$

→ Insgesamt gilt: acc = s[i] $- BB_{bbt} - bbt_{id}$, der Anfangswert für den Grundblock bbt

7 für einen Sprung zu bbf ist jedoch eine Korrektur notwendig

- Schließlich wurde acc für einen Sprung zu bbt vorbereitet

8 Zeile 4: eingangs gilt acc = s[i] $- BB_{bbt} - bbt_{id} - A \cdot 1$

- Hier gilt $cond_c = A \cdot 0 + B_{cond} = B_{cond}$

→ 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, [6])

- Interpretiert binäre Maschinencodeabbilder eines Programms
  - Zielsystem ist der DLX-Prozessor
    - Ein RISC-Prozessor für akademische Anwendungsgebiete
  - Konstanten, Speicheradressen etc. werden zur Ladezeit codiert
  - Codierte Operationen sind in Software implementiert

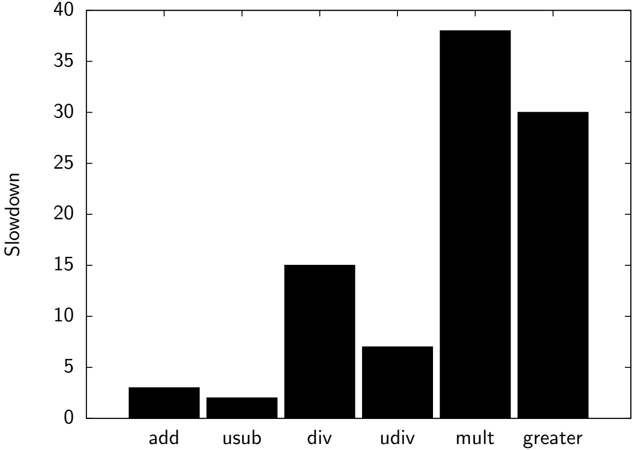
☞ Fehlerinjektion $\rightsquigarrow$ Fehlererkennungsrate ist sehr gut

- Codierter Interpreter: keine fehlerhaften Ergebnisse
- Nicht-codierte Ausführung:
  - Interpretiert: 4% der Ergebnisse fehlerhaft
  - Native Ausführung: 9% der Ergebnisse fehlerhaft
  - → Interpreter verdeckt bereits diverse Fehler

Software Encoded Processor (SEP) (Forts.)

⚠ Sehr hohe Laufzeitkosten interpretierter codierter Operationen

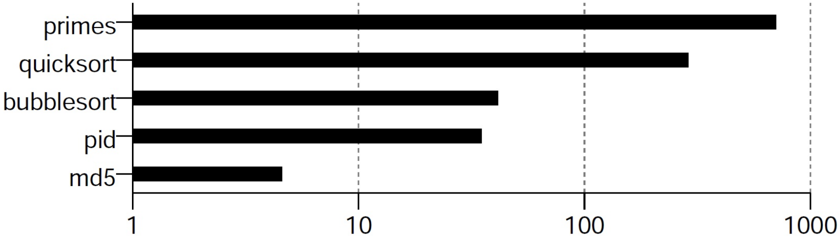
- Im Vergleich zu interpretierten aber nicht-codierten Operationen
- Eine Multiplikation dauert 38-mal so lange ...



Compiler Based Encoding (CBE, [3])

Quelle Grafik: [3]

- Codierung 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 codierten Variablen
    - Die Berechnung selbst findet dann nicht-codiert also ungeschützt statt
- ☞ Allerdings sind die Geschwindigkeitszugewinne beträchtlich:
  - Beschleunigung im Vergleich zum interpretierenden SEP



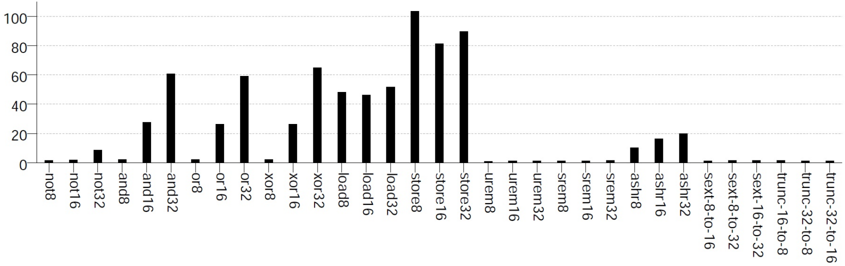
Compiler Based Encoding (CBE) (Forts.)

Quelle Grafik: [1]

⚠ Vergleich mit nativ ausgeführten Operationen

→ Fördert die wahren Laufzeitkosten zutage

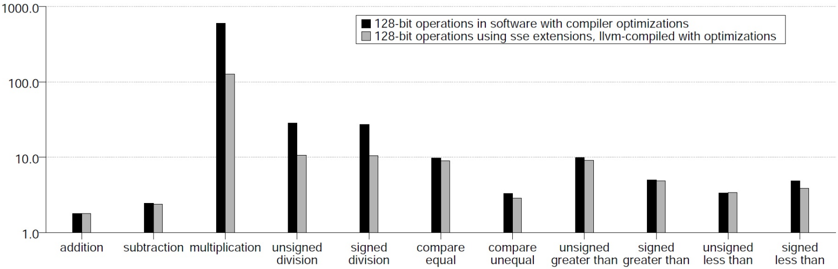
- Operationen, die nicht direkt codierbar sind:



- Das Speichern eines 8 Bit großen Wortes ist bis zu 100x langsamer
  - Diese Operation besteht aus diversen Einzelschritten
  - Laden, bitweises Und, Schiebeoperation, ...
  - → Alle das muss in codierter Form ablaufen, all das ist teuer

Quelle Grafik: [1]

- Direkt codierbare 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

Aktuelle Forschung @ I4

⚠ Probleme der arithmetischen Codierung

- Die codierte Ausführung kompletter Programme ist derzeit zu teuer
- Fehlerfortpflanzung über Berechnungen möglich
- Hohe Bandbreite für die Fehlerdiagnose (fehlerfreie Prüfinstanz?)

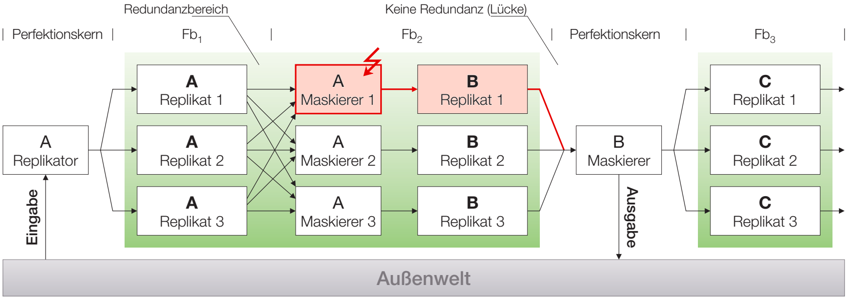
Aktuelle Forschung @ I4

Probleme der arithmetischen Codierung

- Die codierte Ausführung kompletter Programme ist derzeit zu teuer
- Fehlerfortpflanzung über Berechnungen möglich
- Hohe Bandbreite für die Fehlerdiagnose (fehlerfreie Prüfinstanz?)

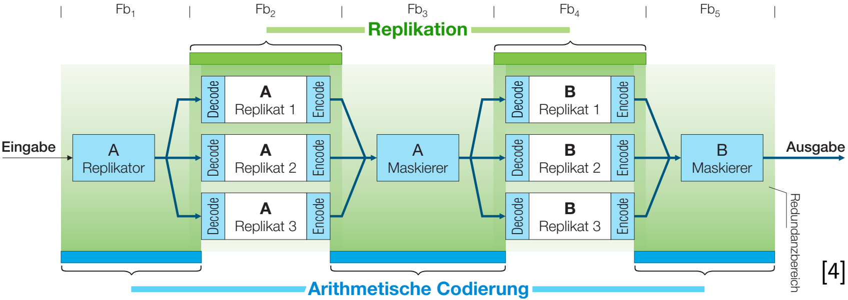
Probleme der Replikation

- Kritische Fehlerstellen in der Infrastruktur (vgl. VIII/20)
- Unvollständigkeit (Lücken) der Redundanz (Redundanzbereich)



Combined Redundancy – *CoRed* [5]

Aktuelle Forschung @ I4



[4]

⚠ Weitere redundante Rechenschritte sind nicht die optimale Lösung

- z.B. reduzieren redundante Einigungen zwar die Fehlerwahrscheinlichkeit

→ Beseitigen die kritischen Bruchstellen jedoch nie

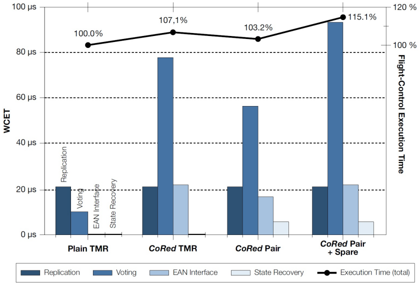
☞ selektiver Einsatz der Codierung erscheint hingegen vielversprechend

☞ Genau diesen Weg beschreitet CoRed

- Die eigentlich Berechnung wird durch Redundanz geschützt
- Die kritischen Bruchstellen werden arithmetisch codiert

Combined Redundancy (CoRed) (Forts.)

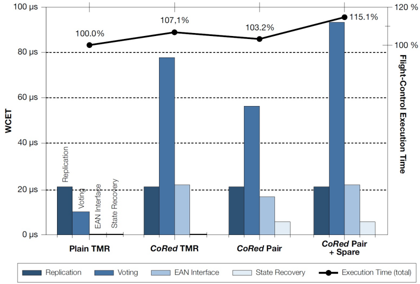
Quelle Grafik: [5]



- Balkengrafik gibt nur die Mehrkosten der einzelnen Komponenten an
  - Also Mehrkosten für die replizierte Ausführung, Mehrheitsentscheid, ...
  - Der Aufwand für den Mehrheitsentscheid steigt durch Codierung enorm
    - Das sind die Datensätze „Plain TMR“ und „CoRed TMR“

Combined Redundancy (CoRed) (Forts.)

Quelle Grafik: [5]



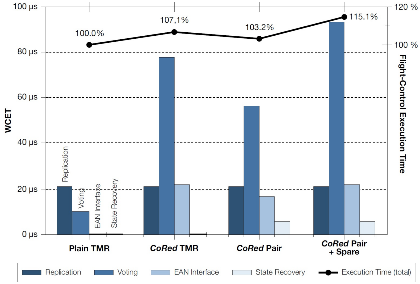
- Balkengrafik gibt nur die Mehrkosten der einzelnen Komponenten an
  - Also Mehrkosten für die replizierte Ausführung, Mehrheitsentscheid, ...
  - Der Aufwand für den Mehrheitsentscheid steigt durch Codierung enorm
    - Das sind die Datensätze „Plain TMR“ und „CoRed TMR“
- die Kurve bezieht sich auf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

→ Würde man alles codieren, wäre man hier bei mehreren 100%

→ Selektive Anwendung arithmetischer Codierung bringt Kostenvorteile

Combined Redundancy (CoRed) (Forts.)

Quelle Grafik: [5]



CoRed

selektive Anwendung von arithmetischer Codierung

→ 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 Codierung 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 codieren, wäre man hier bei mehreren 100%

→ Selektive Anwendung arithmetischer Codierung bringt Kostenvorteile

Gliederung

Zusammenfassung

Fehlererkennung Möglichst ohne redundante Ausführung

- Erkennung von Operanden-, Berechnungs- und Operatorfehlern

$\rightarrow$ Einsatz räumlicher Redundanz durch Prüfbits

Arithmetisch Codierung

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

AN-Codierung $\rightsquigarrow$ Fehler im Wertbereich

- Codierung: Multiplikation mit einem konstanten Faktor A
- Codierte Addition, Subtraktion, Multiplikation, Division
- Aussagenlogik, Schiebeoperatoren, Fließkommaarithmetik

ANBD-Codierung Erweitert die AN-Codierung

- Um statische Signaturen und dynamische Zeitstempel
- Codierung des Kontrollflusses $\rightsquigarrow$ Signaturen für Grundblöcke

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

- Durchgehende arithmetische Codierung 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. :
Ganzheitliche Fehlertoleranz in eingebetteten Softwaresystemen,
Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg, Diss., 2014

[5] 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).*
Washington, DC, USA : IEEE Computer Society Press, Mai 2012. –
ISBN 978–1–4673–0938–7, S. 49–60

[6] 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