

# Verlässliche Echtzeitsysteme

Codierung

---

Wintersemester 2024/25

Peter Wägemann

Lehrstuhl für Systemsoftware

Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg

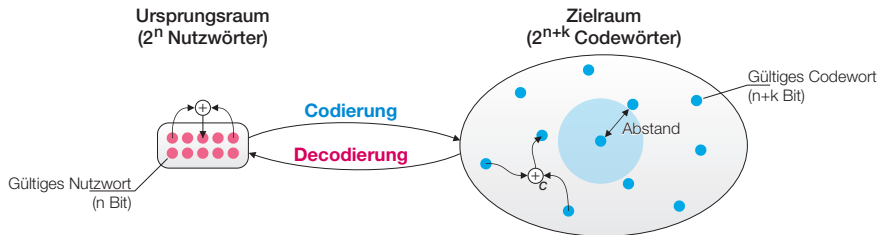
<https://sys.cs.fau.de>

- Letztes Kapitel: *Replikation*  $\leadsto$  Grobe Granularität
  - Zum Zweck der *Fehlermaskierung* (vgl. IV/12)
    - Im Allgemeinen durch *Mehrheitsentscheid* ( $f + 2$  Replikate)
    - Durch *einfache Replikation* ( $f + 1$  Replikate) im Falle von *fail-silent*-Verhalten
  - Hardwarebasiert durch redundanter *Rechenknoten* (vgl. IV/23 ff)
  - Softwarebasiert mittels *Prozessen* (vgl. IV/31 ff)
- ☞ Heute: *Codierung*  $\leadsto$  Feine Granularität
  - Zum Zweck der *Fehlererkennung*
    - Implementierung von *fail-silent*-Verhalten
  - Systematische Nutzung von *Informationsredundanz*
  - Auf der Ebene *einzelner Instruktionen* und *Datenelemente*
  - *Arithmetische Codierung* von Werten und Berechnungen
- ☞ Maßgeschneiderte Anwendung von Redundanz  $\leadsto$  *kombinierter Einsatz*
  - Ergänzung der Stärken, Eliminierung der Schwächen

- 1 Grundlagen der Codierung
- 2 Arithmetische Codierung
  - AN-Codes
  - ANB-Codes
  - ANBD-Codes
  - Arithmetische Codierung des Kontrollflusses
  - Implementierungen
- 3 Heterogener Einsatz von Redundanz
- 4 Zusammenfassung

# Allgemeines Grundprinzip der Codierung

## Koordinierter Einsatz von Informationsredundanz

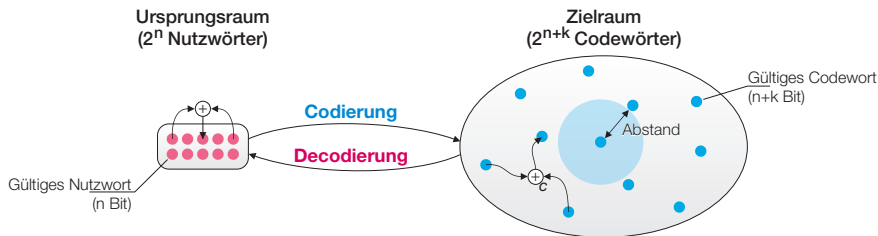


[8]

- *Ausgangspunkt:* Darstellung der Nutzdaten mithilfe von  $n$  Bits

# Allgemeines Grundprinzip der Codierung

## Koordinierter Einsatz von Informationsredundanz

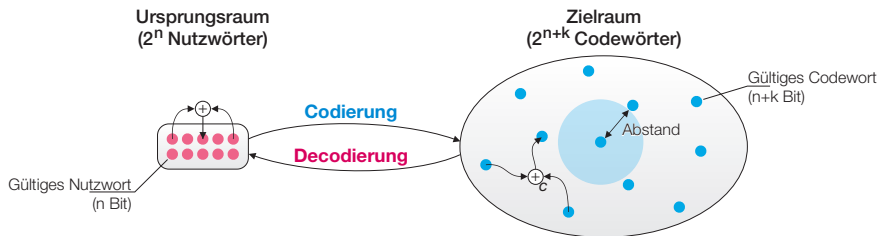


[8]

- **Ausgangspunkt:** Darstellung der Nutzdaten mithilfe von  $n$  Bits
- ☞ **Codierung** (engl. *error coding*) der Nutzdaten
  - Hinzufügen von  $k$  Prüfbits  $\rightarrow$  Einbringen von *Informationsredundanz*
  - Weiterhin  $2^n$  gültige Codeworte bei nunmehr  $2^{n+k}$  möglichen Worten $\rightarrow$  Fehler verlieren sich im ungenutzten Teil des Zielraums

# Allgemeines Grundprinzip der Codierung

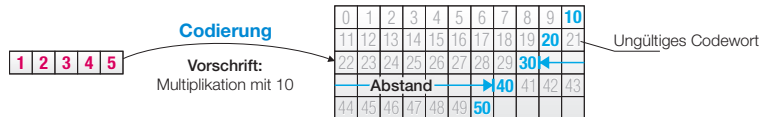
## Koordinierter Einsatz von Informationsredundanz



[8]

- **Ausgangspunkt:** Darstellung der Nutzdaten mithilfe von  $n$  Bits
- ☞ **Codierung** (engl. *error coding*) der Nutzdaten
  - Hinzufügen von  $k$  Prüfbits  $\rightarrow$  Einbringen von *Informationsredundanz*
  - Weiterhin  $2^n$  gültige Codeworte bei nunmehr  $2^{n+k}$  möglichen Worten  $\rightarrow$  Fehler verlieren sich im ungenutzten Teil des Zielraums
- ⚠ Es genügt **eine** Instanz für die Fehlererkennung  $\neq$  Replikation

# Die Codierungsvorschrift Transformation und Akzeptanztest: Ein einfaches Beispiel



[8]

- **Codierungsvorschrift** (engl. *encoding scheme*)
  - Vorschrift zur Überführung *Ursprungsraum* ↔ *Zielraum*
  - ⚠ *Variantenvielfalt* (Paritätsbits [3], CRC [4], ...) → **anwendungsspezifisch**
- Fehlererkennung mittels Akzeptanztest (vgl. IV/9)
  - Im Sinne eines **Soll-Ist-Vergleichs** ∼ Konformität mit Codierungsvorschrift
  - Testbedingungen sind hierbei sowohl notwendig als auch hinreichend → Zuverlässige Fehlererkennung
- Beispiel: Multipliziere mit 10
  - Codierung durch Multiplikation, Decodierung durch Division
  - Testbedingung: Division ohne Rest

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



⚠ **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

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

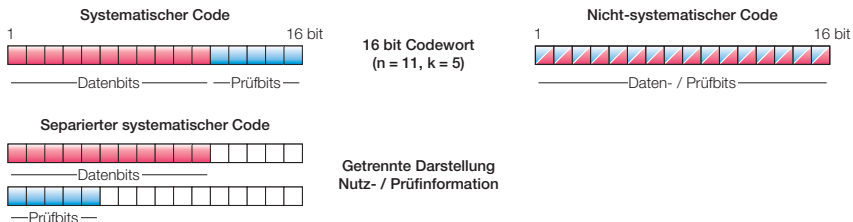
- Sofern man eine Gleichverteilung der Fehler zugrunde legt  
→ Stärke der Absicherung hängt direkt an der Zahl  $k$  redundanter Bits

- 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



[8]

⚠ Für die Integration der Prüfbits gibt es verschiedene Möglichkeiten [5]

## ■ Systematischer vs. nicht-systematischer Code

- Speicherstellen der  $n$  Daten- und  $k$  Prüfbits sind trennbar vs. vermischt
- Zugriff auf Nutzdaten ohne Decodierung ist möglich vs. nicht möglich

## ■ Separierter Code: 2-Tupel (stets systematisch)

- *Getrennte Berechnung* des funktionalen Anteils und der Prüfbits
- **Nicht-separierte Codes** berechnen beides mit *derselben Operation*

☞ Systematische, nicht-sep. Cod. kann *Implementierung vereinfachen*

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

# Fehlermodell: Was kann alles schief gehen?

```
1 int sum(int a,int b,int c) {  
2     int result = a + b;  
3     result = result + c;  
4  
5     return result;  
6 }
```

- Was kann hier alles schief gehen?

# Fehlermodell: Was kann alles schief gehen?

```
1 int sum(int a,int b,int c) {  
2     int result = a + b;  
3     result = result + c;  
4  
5     return result;  
6 }
```

- Was kann hier alles schief gehen?

- ☞ Transiente Fehler können **folgende Fehler** [2] hervorrufen:

# Fehlermodell: Was kann alles schief gehen?

```
1 int sum(int a,int b,int c) {  
2     int result = a + b;  
3     result = result + c;  
4  
5     return result;  
6 }
```

## ■ Was kann hier alles schief gehen?

☞ Transiente Fehler können **folgende Fehler** [2] 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**

# Fehlermodell: Was kann alles schief gehen?

```
1 int sum(int a,int b,int c) {  
2     int result = a + b;  
3     result = result + c;  
4  
5     return result;  
6 }
```

## ■ Was kann hier alles schief gehen?

☞ Transiente Fehler können **folgende Fehler** [2] 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?

```
1 int sum(int a,int b,int c) {  
2     int result = a + b;  
3     result = result + c;  
4  
5     return result;  
6 }
```

## ■ Was kann hier alles schief gehen?

☞ Transiente Fehler können **folgende Fehler** [2] 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**

### 3. *Operatorfehler* (result = a ~~\*~~ $\rightarrow$ \* b)

- Der Programmzähler/die Instruktion wird verfälscht
- $\rightarrow$  Ausführung einer **falschen Instruktion**

# Fehlermodell: Was kann alles schief gehen?

```
1 int sum(int a,int b,int c) {  
2     int result = a + b;  
3     result = result + c;  
4  
5     return result;  
6 }
```

## ■ Was kann hier alles schief gehen?

☞ Transiente Fehler können **folgende Fehler** [2] 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**

### 3. *Operatorfehler* (result = a ~~\*~~ $\rightarrow$ \* b)

- Der Programmzähler/die Instruktion wird verfälscht
- $\rightarrow$  Ausführung einer **falschen Instruktion**

⚠ Datencodierung alleine bietet **keine ausreichende Fehlererfassung**



- 1 Grundlagen der Codierung
- 2 Arithmetische Codierung**
  - AN-Codes
  - ANB-Codes
  - ANBD-Codes
  - Arithmetische Codierung des Kontrollflusses
  - Implementierungen
- 3 Heterogener Einsatz von Redundanz
- 4 Zusammenfassung

# Arithmetische Codierung: 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 ein Vielfaches von  $A$  erzeugen
  - Absicherung gegen Fehler im Wertebereich

# Arithmetische Codierung: 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 ein Vielfaches von  $A$  erzeugen
  - Absicherung gegen Fehler im Wertebereich
- **Decodierung** durch *Modulo-Operation* und *Ganzzahldivision*

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

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

# Arithmetische Codierung: 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 ein Vielfaches von  $A$  erzeugen
  - Absicherung gegen Fehler im Wertebereich
- **Decodierung** durch *Modulo-Operation* und *Ganzzahldivision*

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

- *Modulo-Operation* prüft die Korrektheit der Nachricht
  - *Ganzzahldivision* extrahiert den funktionalen Teil von  $v_c$
- ⚠ AN-Codierung ist **nicht-systematisch** und **nicht-separiert**

# Arithmetische Codierung: 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 ein Vielfaches von  $A$  erzeugen
  - Absicherung gegen Fehler im Wertebereich
- **Decodierung** durch *Modulo-Operation* und *Ganzzahldivision*

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

- *Modulo-Operation* prüft die Korrektheit der Nachricht
  - *Ganzzahldivision* extrahiert den funktionalen Teil von  $v_c$
- ⚠ AN-Codierung ist **nicht-systematisch** und **nicht-separiert**
- AN-Codierung führt zu *homomorphen Codes*: Berechnungen auf codierten Werten

- ⚠ 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

---

<sup>1</sup>Umsetzung ist knifflig! Siehe [6, S.64ff].

- ⚠ 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 ein codierter Operator  $\circ_c$  nötig
  - Dieser muss sowohl Prüfbits als auch funktionalen Teil  $v$  umfassen

---

<sup>1</sup>Umsetzung ist knifflig! Siehe [6, S.64ff].

- ⚠ 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 ein codierter Operator  $\circ_c$  nötig
  - Dieser muss sowohl Prüfbits als auch 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 <sup>1</sup>	$z_c = \lfloor x_c /_c y_c \rfloor$	$Az = \lfloor (A \cdot Ax) / Ay \rfloor$	$A \lfloor x / y \rfloor$

<sup>1</sup>Umsetzung ist knifflig! Siehe [6, S.64ff].



- ⚠ **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  $(x \cdot Ay)$ 
    - Lügen wieder die „nackten, verwundbaren Werte“  $x$  oder  $y$  offen
    - Die Operation **kennt**  $x$  und  $y$  **nicht**, nur codierte Nachrichten  $Ax, Ay$

⚠ **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  $\leadsto (Ax \cdot y)$  oder  $(x \cdot Ay)$ 
  - Lügen wieder die „nackten, verwundbaren Werte“  $x$  oder  $y$  offen
  - Die Operation **kennt**  $x$  und  $y$  **nicht**, nur codierte Nachrichten  $Ax, Ay$

⚠ **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 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  $(x \cdot Ay)$ 
    - Lügen wieder die „**nackten, verwundbaren Werte**“  $x$  oder  $y$  offen
    - Die Operation **kennt**  $x$  und  $y$  **nicht**, nur codierte Nachrichten  $Ax, Ay$
- ⚠ **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	$z_c = x_c \parallel_c y_c$	$z_c = x_c +_c y_c -_c x_c \cdot y_c$	$A(x \parallel y)$
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 Operationen erfordern teils teure Multiplikation

# Weitere Operationen

## ■ Operationen der *booleschen Aussagenlogik*

Operation	codierter Op.	Implementierung	Bedeutung
Oder	$z_c = x_c \parallel_c y_c$	$z_c = x_c +_c y_c -_c x_c \cdot_c y_c$	$A(x \parallel y)$
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 Operationen erfordern teils teure Multiplikation

⚠ Verschiedene Operatoren können **nicht direkt codiert** werden:

- *Schiebeoperationen*:  $x_c \ll_c y_c$  und  $x_c \gg_c y_c$
- *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  $\leadsto p_{sdc}$ 
  - Die Wahrscheinlichkeit hängt vom Abstand der Codewörter ab
  - Ist jedoch nie Null

# Restfehlerwahrscheinlichkeit: Wähle ein geeignetes $A$ !

Die Binärdarstellung stellt besondere Anforderungen:

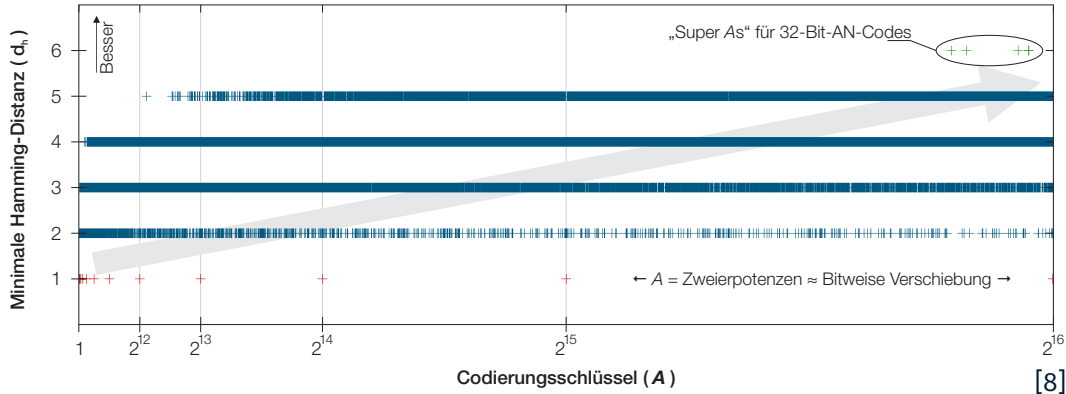
- ⚠ **Bitkipper** können gültige Codewörter erzeugen  $\leadsto p_{sdc}$ 
  - Die Wahrscheinlichkeit hängt vom Abstand der Codewörter ab
  - Ist jedoch nie Null
- Der Codierungsschlüssel  $A$  bestimmt die *Robustheit*
  - Aus mathematischer Sicht sinnvoll: **große Primzahlen**
  - Codierte Datenströme sollen möglichst teilerfremd sein

# Restfehlerwahrscheinlichkeit: Wähle ein geeignetes A!

Die Binärdarstellung stellt besondere Anforderungen:

- ⚠ **Bitkipper** können gültige Codewörter erzeugen  $\leadsto p_{sdc}$ 
  - Die Wahrscheinlichkeit hängt vom Abstand der Codewörter ab
  - 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





- 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*  $\leadsto$  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*  $\leadsto$  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, Decodierung:  $v_c \bmod A = B_v \quad v = (v_c - B_v)/A$

# 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, Decodierung:  $v_c \bmod A = B_v \quad v = (v_c - B_v)/A$
- 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:  $B_z = B_x + B_y < A$

# 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, Decodierung:  $v_c \bmod A = B_v \quad v = (v_c - B_v)/A$
- 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:  $B_z = B_x + B_y < A$
- Die Signatur von Berechnungsergebnis ist abhängig von
  - Der Signatur der Operanden  $\rightsquigarrow$  Eingabe für deren Bestimmung
  - Der durchgeführten Operation  $\rightsquigarrow$  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  $D \rightsquigarrow$  *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

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

- 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

# 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

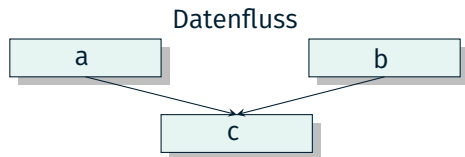
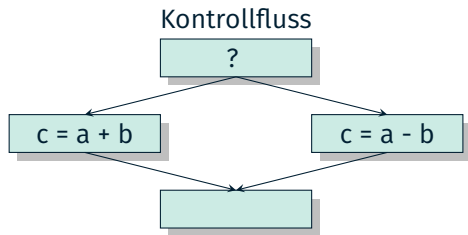
- **Keine direkte Codierung** der Division
  - Emulation durch wiederholte Subtraktion oder Rückfall zur AN-Codierung
  - Addition, Subtraktion und Multiplikation werden unterstützt
- **Mehr aufwendige Korrekturoperationen** sind erforderlich
  - Für die Multiplikation gilt beispielsweise

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

-  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

# Einschub: Daten- & Kontrollfluss

```
if( ... ? )  
  c = a + b  
else  
  c = a - b
```



- Datenfluss beschreibt Definitionen & Verwendungen von Variablen (engl. def-use chains)
- CPU: Datenfluss wird über Kontrollfluss getragen
- Fehler im Datenfluss kann zu Fehler im Kontrollfluss führen **und umgekehrt**

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

- ☞ Idee: Kontrollflussabhängige Signaturanpassung
  - Ziel ist Sollwert in Z.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 [7]

- ☞ Idee: Jeder *Grundblock*  $x$  bekommt eine explizite *Signatur*  $BB_x$ 
  - $BB_x$  umfasst die Summe aller (regulären) Signaturen im Grundblock  $x$
- Überprüfung zur Laufzeit durch *Funktionswächter* (engl. *Watchdog*)
  - Die Anwendung sendet die ermittelte Signatur  $BB_x$  an den Wächter
  - Er besitzt ein *Feld*  $s$  der zu erwartenden Werte  $BB_i$

# Indirekte Codierung des Kontrollflusses [7]

- ☞ Idee: Jeder *Grundblock*  $x$  bekommt eine explizite *Signatur*  $BB_x$ 
  - $BB_x$  umfasst die Summe aller (regulären) Signaturen im Grundblock  $x$
- Überprüfung zur Laufzeit durch *Funktionswächter* (engl. *Watchdog*)
  - Die Anwendung sendet die ermittelte Signatur  $BB_x$  an den Wächter
  - Er besitzt ein *Feld*  $s$  der zu erwartenden Werte  $BB_i$
- Dynamische Berechnung von  $BB_x$  mittels Zählvariable  $acc$ 
  - Wert am Beginn des Grundblocks:  $acc = s[i] - BB_x - x_{id}$ 
    - $s[x]$  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

# Indirekte Codierung des Kontrollflusses [7]

- ☞ Idee: Jeder *Grundblock*  $x$  bekommt eine explizite *Signatur*  $BB_x$ 
  - $BB_x$  umfasst die Summe aller (regulären) Signaturen im Grundblock  $x$
- Überprüfung zur Laufzeit durch *Funktionswächter* (engl. *Watchdog*)
  - Die Anwendung sendet die ermittelte Signatur  $BB_x$  an den Wächter
  - Er besitzt ein *Feld*  $s$  der zu erwartenden Werte  $BB_i$
- Dynamische Berechnung von  $BB_x$  mittels Zählvariable  $acc$ 
  - Wert am Beginn des Grundblocks:  $acc = s[i] - BB_x - x_{id}$ 
    - $s[x]$  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
  - $acc$  wird kontinuierlich um die jeweils bestimmte Signatur inkrementiert

# Indirekte Codierung des Kontrollflusses [7]

- ☞ Idee: Jeder *Grundblock*  $x$  bekommt eine explizite *Signatur*  $BB_x$ 
  - $BB_x$  umfasst die Summe aller (regulären) Signaturen im Grundblock  $x$
- Überprüfung zur Laufzeit durch *Funktionswächter* (engl. *Watchdog*)
  - Die Anwendung sendet die ermittelte Signatur  $BB_x$  an den Wächter
  - Er besitzt ein *Feld*  $s$  der zu erwartenden Werte  $BB_i$
- Dynamische Berechnung von  $BB_x$  mittels Zählvariable  $acc$ 
  - Wert am Beginn des Grundblocks:  $acc = s[i] - BB_x - x_{id}$ 
    - $s[x]$  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
  - $acc$  wird kontinuierlich um die jeweils bestimmte Signatur inkrementiert
  - Für den nachfolgenden Grundblock wird  $acc$  neu initialisiert



# Indirekte Codierung des Kontrollflusses [7]

- ☞ Idee: Jeder *Grundblock*  $x$  bekommt eine explizite *Signatur*  $BB_x$ 
    - $BB_x$  umfasst die Summe aller (regulären) Signaturen im Grundblock  $x$
  - Überprüfung zur Laufzeit durch *Funktionswächter* (engl. *Watchdog*)
    - Die Anwendung sendet die ermittelte Signatur  $BB_x$  an den Wächter
    - Er besitzt ein *Feld*  $s$  der zu erwartenden Werte  $BB_i$
  - Dynamische Berechnung von  $BB_x$  mittels Zählvariable  $acc$ 
    - Wert am Beginn des Grundblocks:  $acc = s[i] - BB_x - x_{id}$ 
      - $s[x]$  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
    - $acc$  wird kontinuierlich um die jeweils bestimmte Signatur inkrementiert
    - Für den nachfolgenden Grundblock wird  $acc$  neu initialisiert
- ⚠ Ansatz **erfordert keine gemeinsamen Operanden** jedoch einen **vertrauenswürdigen (Hardware-) Funktionswächter** für  $s$

Wie sieht das aus? Erläuterung anhand eines Beispiels aus [7]:

■ Uncodierter Grundblock:

```
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

Wie sieht das aus? Erläuterung anhand eines Beispiels aus [7]:

## ■ Uncodierter Grundblock:

- ```
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

## ■ Codierung des Grundblocks:

- ```
1 bb1:  
2
```
1. Überwachung von  $bb_1$  vorbereiten
    - Zu Beginn gilt:  $acc = s[i] - BB_{bb_1} - bb1_{id}$
    - $BB_{bb_1} = (B_a + B_b) + (B_a + B_b - B_d)$

# 🏠 Codierung sequentieller Instruktionsfolgen

Wie sieht das aus? Erläuterung anhand eines Beispiels aus [7]:

## ■ Uncodierter Grundblock:

```
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

## ■ Codierung des Grundblocks:

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

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

# 🏠 Codierung sequentieller Instruktionsfolgen

Wie sieht das aus? Erläuterung anhand eines Beispiels aus [7]:

## ■ Uncodierter Grundblock:

```
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

## ■ 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:  $acc = s[i] - BB_{bb_1} - bb1_{id}$
  - $BB_{bb_1} = (B_a + B_b) + (B_a + B_b - B_d)$
2. Codierung der Berechnungen (Zeile 2 und 4)
3. Aufbau der Signatur  $BB_{bb_1}$  in  $acc$ 
  - Zeile 3:  $acc = s[i] - BB_{bb_1} - bb1_{id} + B_a + B_b$
  - Zeile 5:  $acc = s[i] - bb1_{id}$  (vereinfacht  $+x_c - d_c$ )

# 🏠 Codierung sequentieller Instruktionsfolgen

Wie sieht das aus? Erläuterung anhand eines Beispiels aus [7]:

## ■ Uncodierter Grundblock:

```
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

## ■ 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:  $acc = s[i] - BB_{bb_1} - bb1_{id}$
  - $BB_{bb_1} = (B_a + B_b) + (B_a + B_b - B_d)$
2. Codierung der Berechnungen (Zeile 2 und 4)
3. Aufbau der Signatur  $BB_{bb_1}$  in acc
  - Zeile 3:  $acc = s[i] - BB_{bb_1} - bb1_{id} + B_a + B_b$
  - Zeile 5:  $acc = s[i] - bb1_{id}$  (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 [7]:

## ■ Uncodierter Grundblock:

```
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

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

- **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 ...



- **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

- **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

- **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  $\leadsto$  geben an, in welchem Grundblock man sein muss

# 🏠 Codierung bedingter Sprünge [7]

- **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  $\leadsto$  geben an, in welchem Grundblock man sein muss

## ■ uncodierter Grundblock:

- ```
1 bb1:  
2   cond = ...  
3   br cond bbt bbf
```
- `cond` speichert die Sprungentscheidung
  - `br` springt dann zu `bbt` (wahr) oder `bbf` (falsch)

Wie sieht das aus? Erläuterung anhand eines Beispiels aus [7]

1 bb1:

2

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

Wie sieht das aus? Erläuterung anhand eines Beispiels aus [7]

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

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

Wie sieht das aus? Erläuterung anhand eines Beispiels aus [7]

```
1 bb1:  
2   cond_c = ...  
3   acc += cond_c % A  
4   send(acc,bb1_id)  
5  
6
```

1. Anfangs:  $acc = s[i] - BB_{bb1} - bb1_{id}$
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  $acc = s[i] - BB_{bb1} - bb1_{id} + B_{cond}$  an den „Watchdog“

Wie sieht das aus? Erläuterung anhand eines Beispiels aus [7]

```
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:  $acc = s[i] - BB_{bb1} - bb1_{id}$
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  $acc = s[i] - BB_{bb1} - bb1_{id} + B_{cond}$  an den „Watchdog“
4. Zeile 6-8: bereite acc für den Sprung auf bbt vor
  - Nun gilt  $acc = s[i] - BB_{bbt} - bbt_{id} - (A \cdot 1 + B_{cond})$



Wie sieht das aus? Erläuterung anhand eines Beispiels aus [7]

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

Wie sieht das aus? Erläuterung anhand eines Beispiels aus [7]

```
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
```

6. für  $\text{cond} = \text{wahr}$  bleibt nichts zu tun, schließlich gilt  $\text{cond}_c = A \cdot 1 + B_{\text{cond}}$   
→ Insgesamt gilt:  $\text{acc} = s[i] - BB_{\text{bbt}} - \text{bbt}_{id}$ , der Anfangswert für den Grundblock **bbt**

Wie sieht das aus? Erläuterung anhand eines Beispiels aus [7]

```
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
```

6. für  $cond = \text{wahr}$  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

Wie sieht das aus? Erläuterung anhand eines Beispiels aus [7]

```
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  $cond = \text{wahr}$  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**

Wie sieht das aus? Erläuterung anhand eines Beispiels aus [7]

```
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  ...
```

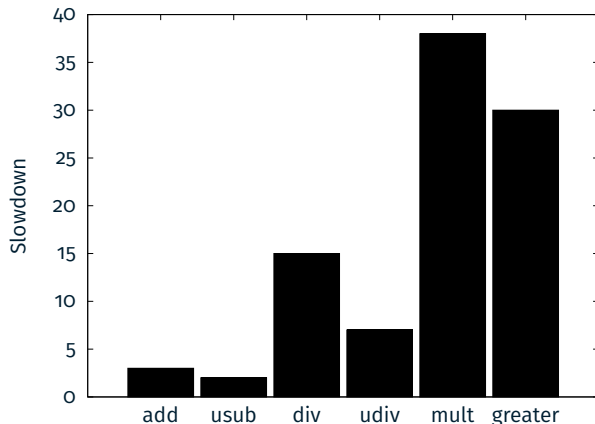
6. für  $cond = \text{wahr}$  bleibt nichts zu tun, schließlich gilt  $cond_c = A \cdot 1 + B_{cond}$   
→ Insgesamt gilt:  $acc = s[i] - BB_{bbt} - bbt_{id}$ , der Anfangswert für den Grundblock **bbt**
7. für einen Sprung zu **bbf** ist jedoch eine Korrektur notwendig  
– Schließlich wurde **acc** 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, [10])

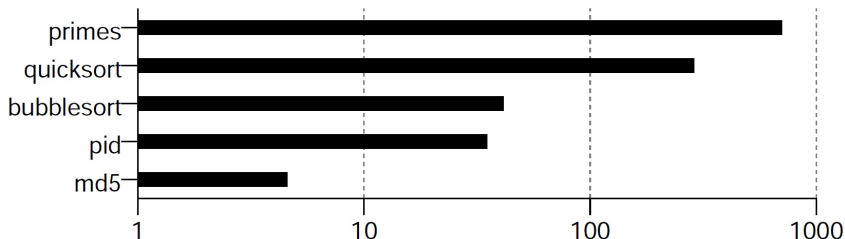
Programme codiert in einem Interpreter ausführen:

- Interpretiert binäre Maschinencodeabbilder eines Programms
  - Zielsystem ist der DLX-Prozessor
    - Ein RISC-Prozessor für akademische Anwendungsgebiete
  - Konstanten, Speicheradressen etc. werden zur Ladezeit 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

- ⚠ **Sehr hohe Laufzeitkosten** interpretierter codierter Operationen
- Im Vergleich zu interpretierten aber nicht-codierten Operationen
  - Eine Multiplikation dauert 38-mal so lange ...



- 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

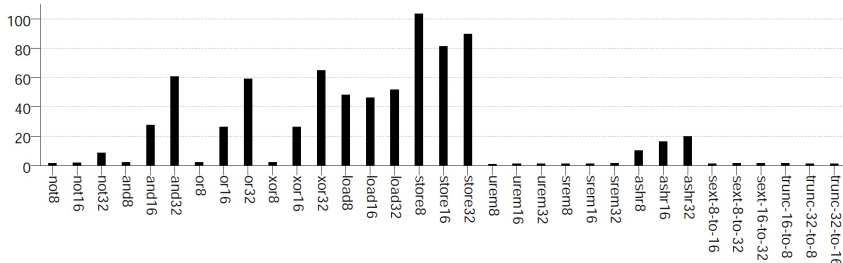




⚠ Vergleich mit nativ ausgeführten Operationen

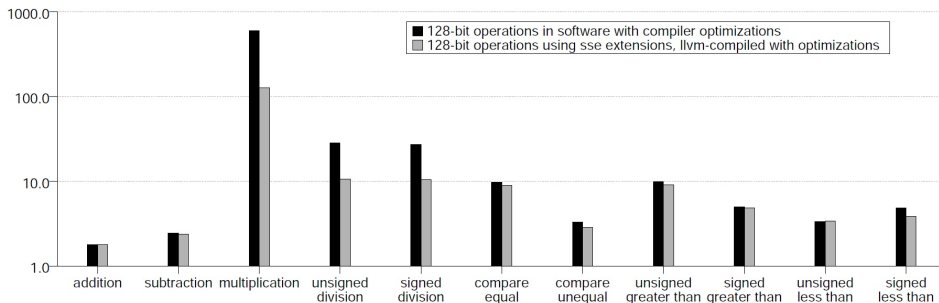
→ Bringt die **wahren Laufzeitkosten** zutage

■ 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, ...
  - All das muss in codierter Form ablaufen, all das ist teuer

## ■ Direkt codierbare arithmetische Operationen



- Auch hier sind Laufzeitkosten zum Teil beträchtlich
  - Addition und Subtraktion sind vergleichsweise günstig
  - Einfache Vergleichsoperationen sind aber relativ teuer
  - Multiplikation und Division benötigen teure 128-Bit-Operationen

- 1 Grundlagen der Codierung
- 2 Arithmetische Codierung
  - AN-Codes
  - ANB-Codes
  - ANBD-Codes
  - Arithmetische Codierung des Kontrollflusses
  - Implementierungen
- 3 Heterogener Einsatz von Redundanz**
- 4 Zusammenfassung

# Schwächen der Codierung

- ⚠ Arithmetische Codierung ist (derzeit) **unzureichend für die Härtung kompletter Programme**

---

<sup>2</sup>Für Testverfahren notwendige Ressourcen (Rechenzeit, Kommunikation, ...) im Vergleich zu eig. Systemfunktion.

# Schwächen der Codierung

- ⚠ Arithmetische Codierung ist (derzeit) **unzureichend für die Härtung kompletter Programme**
  - Sehr **hoher Ressourcenbedarf**
    - Beispiel Laufzeitkosten von 500 – 1000 % vs.  $\approx 300$  % für Replikation
    - Hoher Overhead<sup>2</sup> für die Fehlerdiagnose

---

<sup>2</sup>Für Testverfahren notwendige Ressourcen (Rechenzeit, Kommunikation, ...) im Vergleich zu eig. Systemfunktion.

# Schwächen der Codierung

- ⚠ Arithmetische Codierung ist (derzeit) **unzureichend für die Härtung kompletter Programme**
  - Sehr **hoher Ressourcenbedarf**
    - Beispiel Laufzeitkosten von 500 – 1000 % vs.  $\approx$  300 % für Replikation
    - Hoher Overhead<sup>2</sup> für die Fehlerdiagnose
  - **Fehlerfortpflanzung** schwer zu unterbinden
    - Kontrollflussüberwachung in der Praxis unzuverlässig
    - Alternative: fehlerfreie Prüfinstanz (Perfektionskern)
    - Schutzwirkung bei fortgesetzter Verwendung fehlerhafter Werte unsicher
- Zusätzlicher Overhead für Fehlerdiagnose  $\leadsto$  Kosten

---

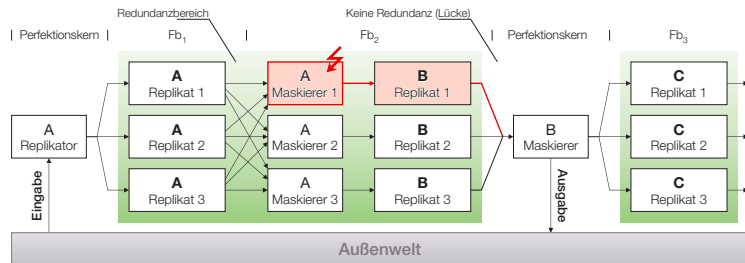
<sup>2</sup>Für Testverfahren notwendige Ressourcen (Rechenzeit, Kommunikation, ...) im Vergleich zu eig. Systemfunktion.

# Schwächen der Codierung

- ⚠ Arithmetische Codierung ist (derzeit) **unzureichend für die Härtung kompletter Programme**
  - Sehr **hoher Ressourcenbedarf**
    - Beispiel Laufzeitkosten von 500 – 1000 % vs.  $\approx$  300 % für Replikation
    - Hoher Overhead<sup>2</sup> für die Fehlerdiagnose
  - **Fehlerfortpflanzung** schwer zu unterbinden
    - Kontrollflussüberwachung in der Praxis unzuverlässig
    - Alternative: fehlerfreie Prüfinstanz (Perfektionskern)
    - Schutzwirkung bei fortgesetzter Verwendung fehlerhafter Werte unsicher
- Zusätzlicher Overhead für Fehlerdiagnose  $\leadsto$  Kosten
- **Restfehlerwahrscheinlichkeit** (vgl. Folie 5)
  - Schwere des Fehlers hat Einfluss auf die Erkennungsleistung
- ⚠ Konzeptbedingte Eigenschaft der Codierung

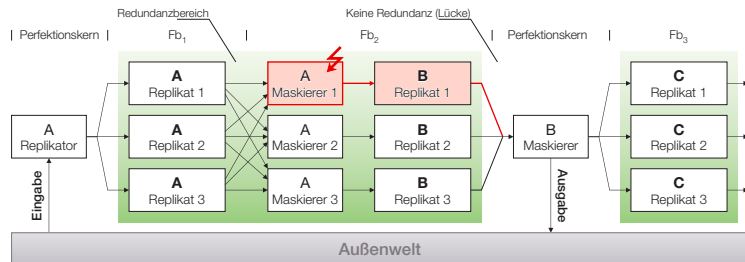
---

<sup>2</sup>Für Testverfahren notwendige Ressourcen (Rechenzeit, Kommunikation, ...) im Vergleich zu eig. Systemfunktion.

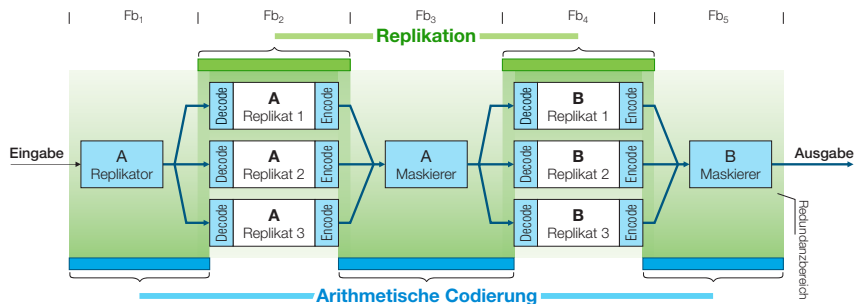


- ⚠ **Vollständige Replikation** ist typischerweise **unmöglich**
- Ergebnisse müssen (irgendwann) konsolidiert werden
  - Insbesondere problematisch bei softwarebasierter Replikation
- Unvollständigkeit der Redundanz (Lücken im *Redundanzbereich*)



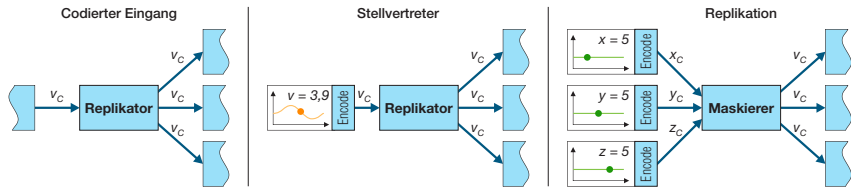


- ⚠ **Vollständige Replikation** ist typischerweise **unmöglich**
  - Ergebnisse müssen (irgendwann) konsolidiert werden
  - Insbesondere problematisch bei softwarebasierter Replikation
    - Unvollständigkeit der Redundanz (Lücken im *Redundanzbereich*)
- **Kritische Fehlerstellen** in der Infrastruktur (vgl. IV/21)
  - Zeitliche und räumliche Isolation (Betriebssystem?)
  - Eingangsreplikation & Mehrheitsentscheider

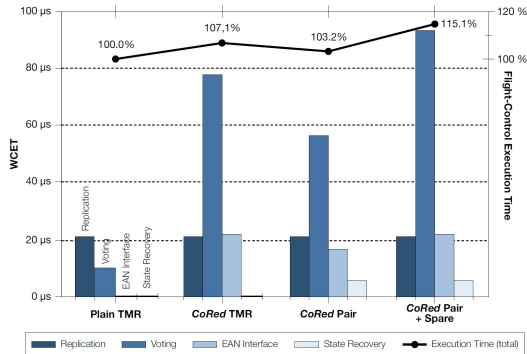


[8]

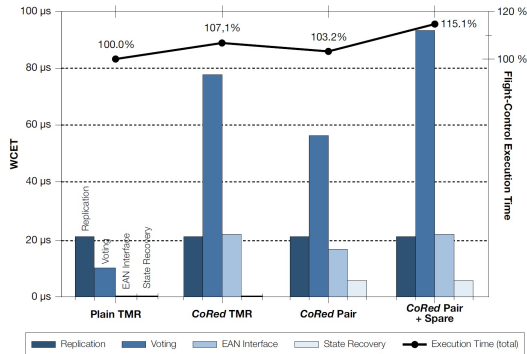
- Maßgeschneiderter Einsatz verschiedener Redundanzarten
  - Stärken kennen und Schwächen verdecken
- Selektiver, lückenloser Ansatz: *Combined Redundancy (CoRed)*
  - Die eigentliche *Berechnung* wird durch Redundanz geschützt
  - Die *Replikationsinfrastruktur* wird arithmetisch codiert



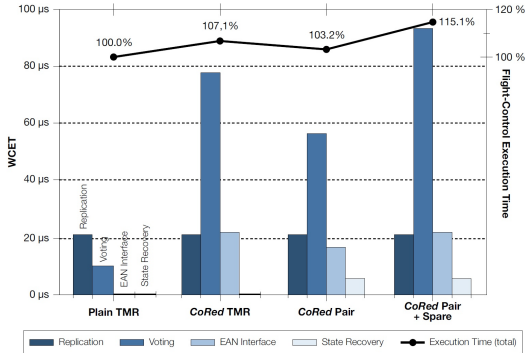
- Mehrheitsentscheider als codierter Operator  $\rightsquigarrow$  *CoRed-Voter*
  - Akzeptiert codierte Varianten ( $x_c, y_c, z_c$ ), liefert codierten Gewinner ( $v_c$ )  
→ Genauere Funktionsweise wird in der Übung besprochen
- *Codierte Eingangsreplikation*
  - Vorgehen wie gehabt (vgl. IV/19)
  - Schnellstmögliche Codierung der Eingaben
  - Akzeptanzmaskierer nutzt codierten Mehrheitsentscheider
- Idealerweise *codierende Sensoren* und *Aktoren*
  - Zu keinem Zeitpunkt ungeschützte Werte  
→ Lückenlose Fehlerdiagnose



- 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“



- 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%



## 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%

- 1 Grundlagen der Codierung
- 2 Arithmetische Codierung
  - AN-Codes
  - ANB-Codes
  - ANBD-Codes
  - Arithmetische Codierung des Kontrollflusses
  - Implementierungen
- 3 Heterogener Einsatz von Redundanz
- 4 Zusammenfassung**

**Fehlererkennung** Möglichst ohne redundante Ausführung

- Erkennung von *Operanden-, Berechnungs- und Operatorfehlern*
- Einsatz *räumlicher Redundanz* durch Prüfbits

**Arithmetisch Codierung**

- *nicht-systematisch* und *nicht-separiert*

**AN-Codierung**  $\rightsquigarrow$  Fehler im Wertebereich

- 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



[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: *Proceedings of the IFAC IFIP/IFORS Symposium on Control, Computers, Communications in Transportation (CCCT '89)*, 1989, S. 79–84

[3] Hamming, R. W.:

**Error detecting and error correcting codes.**

In: *Bell System technical journal* 29 (1950), Nr. 2, S. 147–160

[4] Peterson, W. W. ; Weldon, E. J.:

***Error-correcting codes.***

2.

Cambridge, MA, USA : MIT Press, 1972. –

572 S. –

ISBN 978-0-2621-6039-1

[5] Rao, T. R. N.:

***Error Coding for Arithmetic Processors.***

1.

Orlando, FL, USA : Academic Press, 1974. –

218 S. –

ISBN 978-0-1258-0750-0

[6] Schiffel, U. :

***Hardware Error Detection Using AN-Codes*, Technische Universität Dresden, Fakultät Informatik, Diss., 2011**

[7] 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

- [8] Ulbrich, P. :  
***Ganzheitliche Fehlertoleranz in eingebetteten Softwaresystemen,***  
**Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg, Diss., 2014**
- [9] 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

[10] 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