# 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



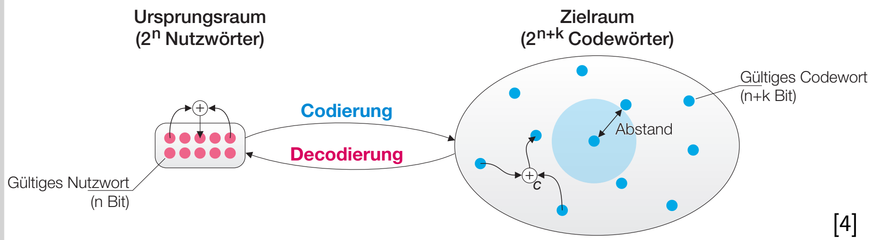
## Gliederung





## Codierung: Einsatz von Informationsredundanz

Als Alternative oder Ergänzung zur redundanten Ausführung




[4]

- Koordinierter Einsatz von Informationsredundanz ⇝ 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 ⇝ Absoluttest (Konformität mit Vorschrift)
  - Es genügt eine Instanz für die Fehlererkennung ≠ 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

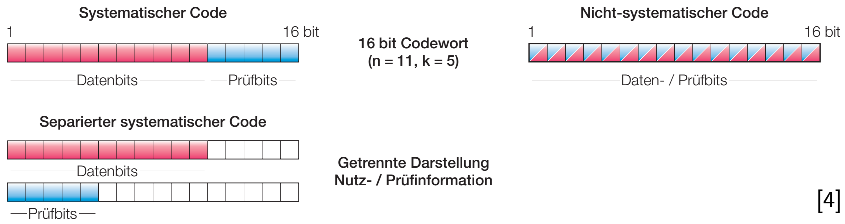
- Bezogen auf die Programmausführung bedeutet dies:

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

  - 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?

⚠ 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` $\cancel{+} \rightarrow$ `* b`)
   - Der Programmzähler/die Instruktion wird verfälscht
   → Ausführung einer falschen Instruktion

☞ Datencodierung alleine bietet keine ausreichende Fehlererfassung



# Gliederung

1 Überblick

2 Grundlagen der Datencodierung

3 Arithmetisches Codierung
- AN, ANB, ANBD-Codes
- Arithmetische Codierung des Kontrollflusses
- Implementierungen

4 Combined Redundancy – CoRed

5 Zusammenfassung

## 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
- 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 $Ay$
- ⚠ 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 | $z_c = x_c \,\|\|_c\, y_c$ | $z_c = x_c +_c y_c -_c x_c \cdot y_c$ | $A(x \,\|\|\, y)$ |
| 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 $A$!

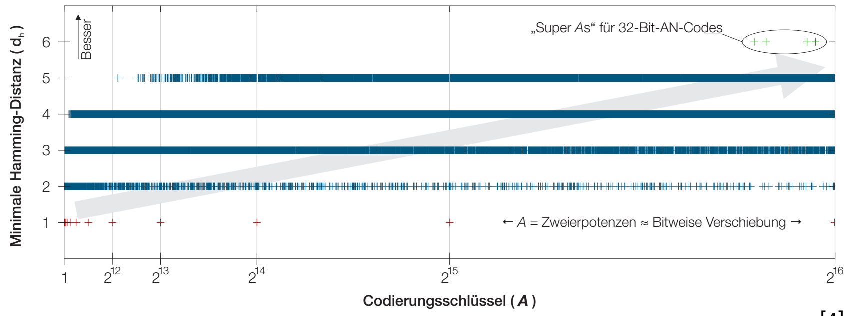
Die Binärdarstellung stellt besondere Anforderungen.

- ⚠ Bitkipper können gültige Codewörter erzeugen $\rightsquigarrow p_{sdc}$
  - Die Wahrscheinlichkeit hängt vom Abstand der Codewörter hab
  - Ist jedoch nie Null
- 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 $A$s mit $d_h = 6$: 58659, 59665, 63157, 63859 und 63877



# Grenzen der AN-Codierung

- AN-Codes decken Fehler im Wertebereich vollständig ab
- ⚠ Fehlererfassung ist jedoch immer noch unvollständig
  - Operandenfehler $\rightsquigarrow$ 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 $\rightsquigarrow$ 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:
  $$v_c = A \cdot v + B_v; \quad A > 1 \land B_v < A$$
  - 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
    $$v_c \mod A = B_v \qquad v = (v_c - B_v)/A$$
- 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 $\rightsquigarrow$ 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 $a_c + b_c + c_c = A(a+b+c) + B_a + B_b + B_c$

- 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

☞ 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

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

⚠ 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** (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 $\quad y_c \leftarrow x_c - y_c$ $\rightsquigarrow$ 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
- die Anwendung enthält eine Zählvariable `acc`
  - Die sie zur Bestimmung von $BB_x$ verwendet
  - Wert am Beginn des Grundblocks: `acc` $=$ `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 (`s[i + 1]` $-$ `s[i]`)
    - Am Ende des Blocks wird dieser Wert addiert $\rightsquigarrow$ `acc` $=$ `s[j = i + 1]` $- x_{id}$
    - Schließlich Anpassung der Signatur/ID $\rightsquigarrow$ `acc` $=$ `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 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]` $- BB_{bb2} - bb2_{id}$



## 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 $\rightsquigarrow$ 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].

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



## Codierung bedingter Sprünge (Forts.)

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

```
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 $= \texttt{s[i]} - BB_{bbt} - bbt_{id}$, 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 $= \texttt{s[i]} - BB_{bbt} - bbt_{id} - A \cdot 1$
   - Hier gilt $cond_c = A \cdot 0 + B_{cond} = B_{cond}$
   → Korrigiert: acc $= \texttt{s[i]} - BB_{bbf} - bbf_{id}$, der Anfangswert für des Grundblocks bbf
9. nun kann weiter zu bbf gesprungen werden



## Software Encoded Processor (SEP, [6])

Programme codiert in einem Interpreter ausführen

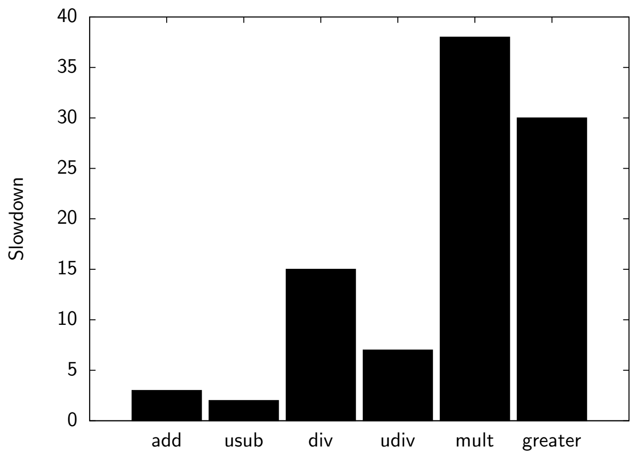
- Interpretiert binäre Maschinencodeabbilder eines Programms
  - Zielsystem ist der DLX-Prozessor
    - Ein RISC-Prozessor für akademische Anwendungsgebiete
  - Konstanten, Speicheradressen etc. werden zur Ladezeit codiert
  - Codierte Operationen sind in Software implementiert

☞ Fehlerinjektion $\leadsto$ 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.)

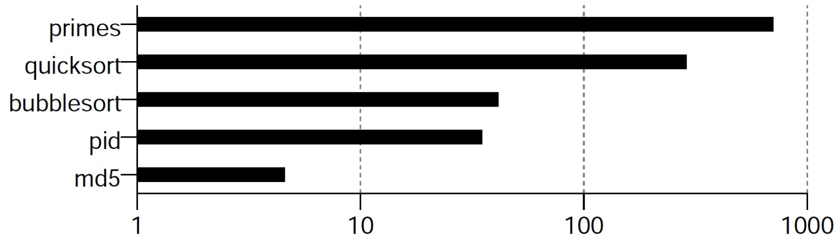
⚠ Sehr hohe Laufzeitkosten interpretierter codierter Operationen
- Im Vergleich zu interpretierten aber nicht-codierten Operationen
- Eine Multiplikation dauert 38-mal so lange ...



# 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

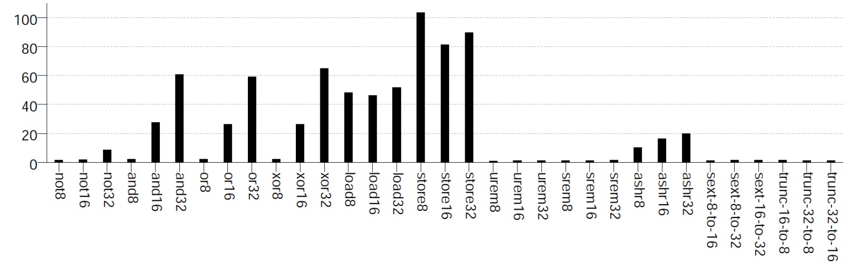





# Compiler Based Encoding (CBE) (Forts.)

Quelle Grafik: [1]

- ⚠ Vergleich mit nativ ausgeführten Operationen
  - → Fördert die wahren Laufzeitkosten zutage
- Operationen, die nicht direkt codierbar sind:



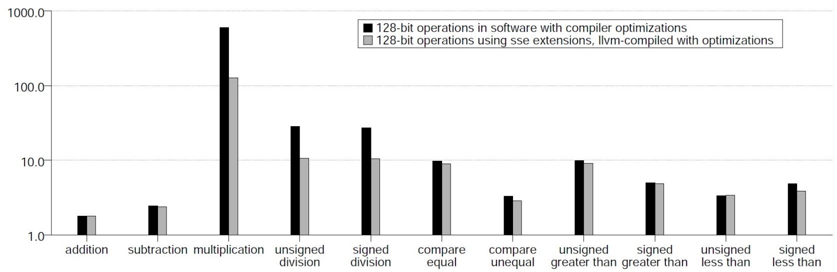

- Das Speichern eines 8 Bit großen Wortes ist bis zu 100x langsamer
  - Diese Operation besteht aus diversen Einzelschritten
  - Laden, bitweises Und, Schiebeoperation, ...
  - → Alle das muss in codierter Form ablaufen, all das ist teuer



# Compiler Based Encoding (CBE) (Forts.)

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

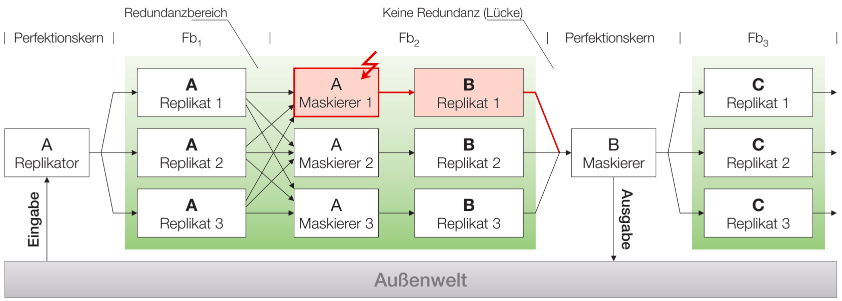
# Aktuelle Forschung @ I4

⚠ Probleme der arithmetischen Codierung

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

⚠ Probleme der Replikation

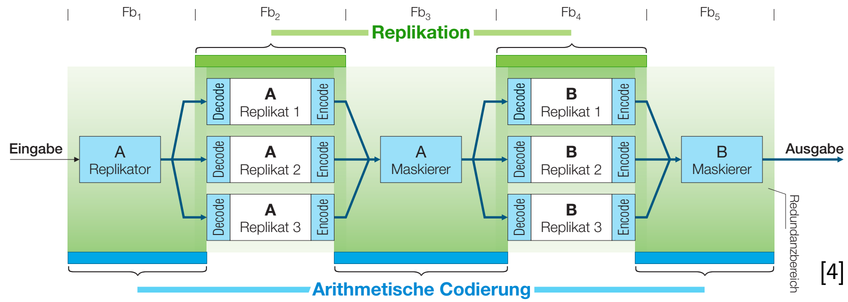
- Kritische Fehlerstellen in der Infrastruktur (vgl. VIII/20)
- Unvollständigkeit (Lücken) der Redundanz (Redundanzbereich)






# Combined Redundancy – *CoRed* [5]





[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

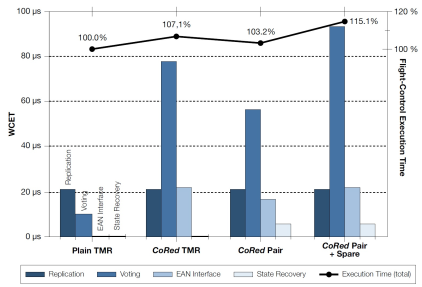
☞ Genau diesen Weg beschreitet CoRed

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



# Combined Redundancy (CoRed) (Forts.)

Quelle Grafik: [5]




**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

→ Einsatz räumlicher Redundanz durch Prüfbits

Arithmetisch Codierung

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

AN-Codierung ⇝ 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 ⇝ Signaturen für Grundblöcke

CoRed-Ansatz ⇝ 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