

Verlässliche Echtzeitsysteme

Codierung

Peter Wägemann

Lehrstuhl für Verteilte Systeme und Betriebssysteme
Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg

<https://www4.cs.fau.de>

3. Mai 2018



■ Letztes Kapitel: **Replikation** $\leadsto$ Grobe Granularität

→ Zum Zweck¹ 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 Zweck¹ 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 Im Kontext dieser Veranstaltung, ohne Beschränkung der Allgemeinheit.

1 Grundlagen der Codierung

2 Arithmetisches Codierung

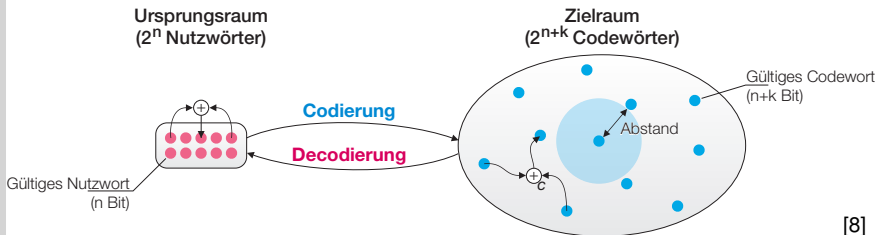
- AN-Codes
- ANB-Codes
- ANBD-Codes
- Arithmetische Codierung des Kontrollflusses
- Implementierungen

3 Heterogener Einsatz von Redundanz

4 Zusammenfassung

Allgemeines Grundprinzip der Codierung

Koordinierter Einsatz von Informationsredundanz



- **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 Codewörter bei nunmehr 2^{n+k} möglichen Worten
- $\rightarrow$ Fehler verlieren sich im ungenutzten Teil des Zielraums

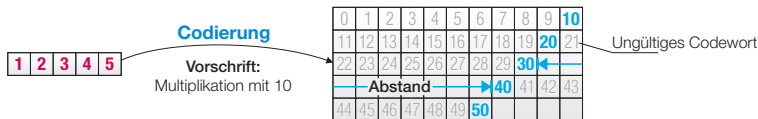


Es genügt **eine** Instanz für die Fehlererkennung $\neq$ Replikation



Die Codierungsvorschrift

Transformation und Akzeptanztest: Ein einfaches Beispiel



[8]



Codierungsvorschrift (engl. *encoding scheme*)

- Vorschrift zur Überführung Ursprungsraum $\leftrightarrow$ Zielraum

⚠ Variantenvielfalt (Paritätsbits [3], CRC [4], ...) $\mapsto$ anwendungsspezifisch

■ Fehlererkennung mittels Akzeptanztest (vgl. IV/9)

- Im Sinne eines Soll-Ist-Vergleichs $\leadsto$ 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)



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

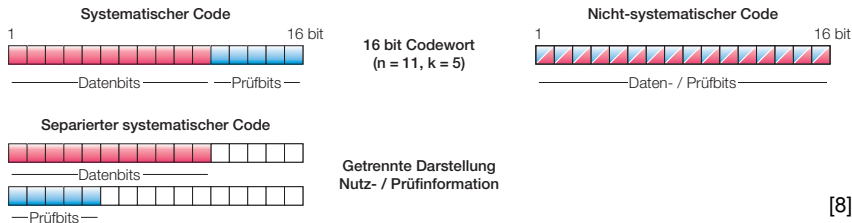
- Bezogen auf die Programmausführung bedeutet dies:

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

- 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 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?

```
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 ($\text{result} = a \times \rightarrow * b$)

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



Datencodierung alleine bietet **keine ausreichende Fehlererfassung**



1 Grundlagen der Codierung

2 Arithmetisches Codierung

- AN-Codes
- ANB-Codes
- ANBD-Codes
- Arithmetische Codierung des Kontrollflusses
- Implementierungen

3 Heterogener Einsatz von Redundanz

4 Zusammenfassung





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**

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

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



AN-Codierung ist **nicht-systematisch** und **nicht-separiert**





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 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 ²	$z_c = \lfloor x_c /_c y_c \rfloor$	$Az = \lfloor (A \cdot Ax) / Ay \rfloor$	$A \lfloor x / y \rfloor$

²Umsetzung 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 $\leadsto (Ax \cdot y)$ oder $(x \cdot Ay)$
 - Lügen wieder die „nackten, verwundbaren Werte“ x oder y offen
 - Die Operation **kennt** x und y **nicht**, nur 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



■ 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



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 $\leadsto p_{sdc}$

- 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

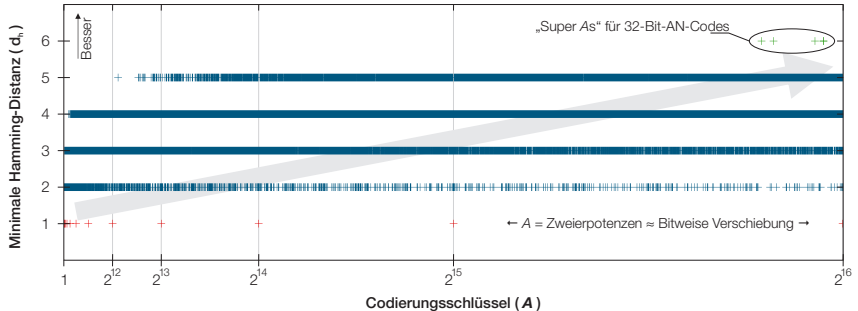
■ In der Praxis entscheidend: **robuste Bitmuster**

- 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



Wähle ein geeignetes A ! (Forts.)

Experimentelle Bestimmung der Hamming-Distanz



[8]

■ 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



- 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
 - $\rightarrow$ 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
 - $\rightarrow$ 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?

$\rightarrow$ **ANB-Codes**



- 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

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

- 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 $\leadsto$ 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 $a_c + b_c + c_c = A(a + b + c) + B_a + B_b + B_c$

■ 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**





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“





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 8 angenommen Fehler

- Operandenfehler, Operationsfehler und Operatorfehler



- **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    $y_c \leftarrow x_c - y_c$   $\rightsquigarrow$  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 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





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



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 ...



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   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 $\leadsto cond_c$
 - 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 $acc = s[i] - BB_{bbt} - bbt_{id} - (A \cdot 1 + B_{cond})$
- 5 Zeile 10-12: extrahiere Wert von cond_c $\leadsto$ aktualisiere acc und springe
 - Nun gilt $acc = s[i] - BB_{bbt} - bbt_{id} - (A \cdot 1 + B_{cond}) + cond_c$



Codierung bedingter Sprünge (Forts.)

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

```
1 bbl:
2   cond_c = ...
3   acc += cond_c % A
4   send(acc, bbl_id)
5
6   acc += delta[i]
7   i++
8   acc += bbl_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 $\text{cond} = \text{wahr}$ bleibt nichts zu tun, schließlich gilt $\text{cond}_c = A \cdot 1 + B_{\text{cond}}$
→ Insgesamt gilt: $\text{acc} = s[i] - BB_{\text{bbt}} - bbt_{\text{id}}$, 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 $\text{acc} = s[i] - BB_{\text{bbt}} - bbt_{\text{id}} - A \cdot 1$
■ Hier gilt $\text{cond}_c = A \cdot 0 + B_{\text{cond}} = B_{\text{cond}}$
→ Korrigiert: $\text{acc} = s[i] - BB_{\text{bbf}} - bbf_{\text{id}}$, der Anfangswert für des Grundblocks bbf

9 nun kann weiter zu bbf gesprungen werden



- 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

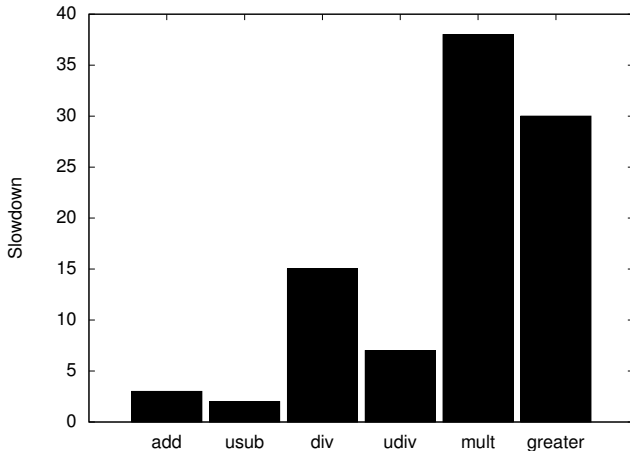
- Codierter Interpreter: keine fehlerhaften Ergebnisse
- Nicht-codierte Ausführung:
 - Interpretiert: 4% der Ergebnisse fehlerhaft
 - Native Ausführung: 9% der Ergebnisse fehlerhaft
 - Interpreter verdeckt bereits diverse Fehler





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

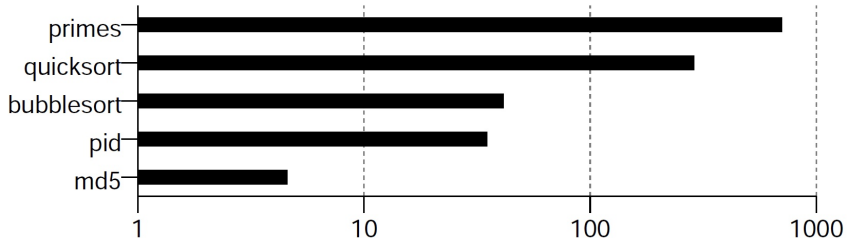
- Nur in **Binärform** vorliegende Bibliotheken stellen ein Problem dar!

→ 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

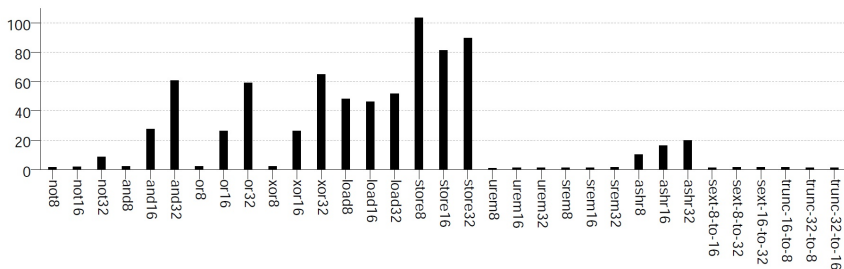




Vergleich mit nativ ausgeführten Operationen

→ Bringt die **wahren Laufzeitkosten** zutage

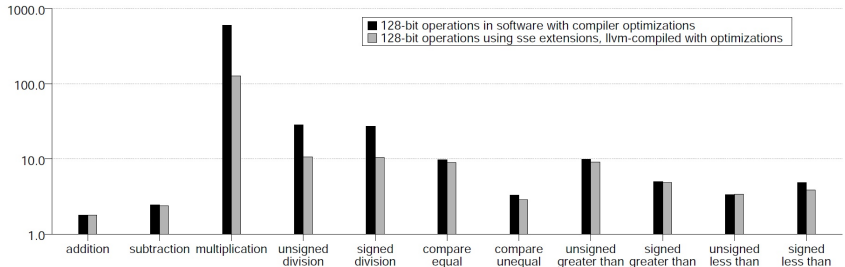
■ Operationen, die nicht direkt codierbar sind:



- 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 Arithmetisches Codierung

- AN-Codes
- ANB-Codes
- ANBD-Codes
- Arithmetische Codierung des Kontrollflusses
- Implementierungen

3 Heterogener Einsatz von Redundanz

4 Zusammenfassung





Arithmetischen Codierung ist (derzeit) **unzureichend für die Härtung kompletter Programme**

■ Sehr **hoher Ressourcenbedarf**

- Beispiel Laufzeitkosten von 500 – 1000 % vs. ≈ 300 % für Replikation
- Hohe Bandbreite³ für die Fehlerdiagnose

■ **Fehlerfortpflanzung** schwer zu unterbinden

- Kontrollflussüberwachung in der Praxis unzuverlässig
 - Alternative: fehlerfreie Prüfinstanz (Perfektionskern)
 - Schutzwirkung bei fortgesetzter Verwendung fehlerhafter Werte unsicher
- Zusätzliche Bandbreite für Fehlerdiagnose $\leadsto$ Kosten

■ **Restfehlerwahrscheinlichkeit** (vgl. Folie 6)

- Schwere des Fehlers hat Einfluss auf die Erkennungsleistung



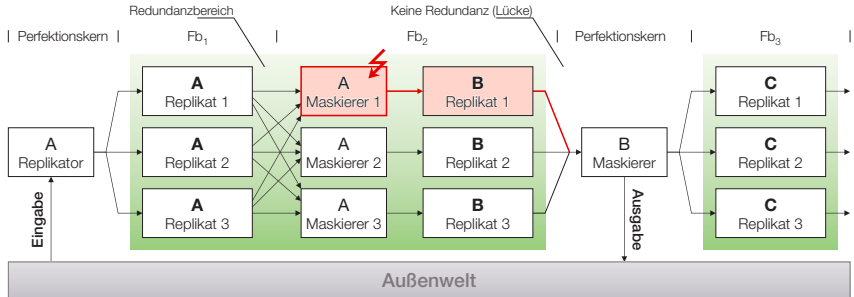
Konzeptbedingte Eigenschaft der Codierung

³Für die Testverfahren notwendige Ressourcen (Rechenzeit, Kommunikation, ...) im Vergleich zur eigentlichen Systemfunktion.



Schwächen der Replikation

Kritische Fehlerstellen in der strukturellen Redundanz



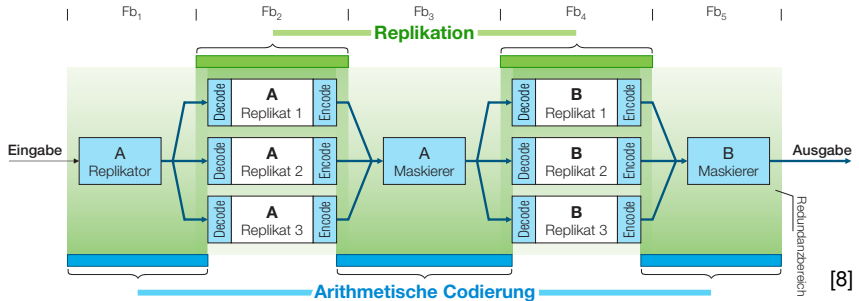
⚠ Vollständige Replikation ist typischerweise unmöglich

- 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

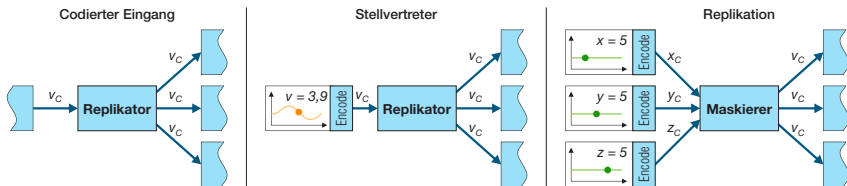




Maßgeschneiderter Einsatz verschiedener Redundanzarten

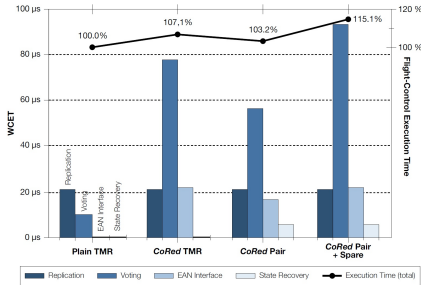
- Stärken kennen und Schwächen verdecken
- Genau diesen Weg beschreiten wir mit **Combined Redundancy (CoRed)**
 - Die eigentlich **Berechnung** wird durch Redundanz geschützt
 - Die **Replikationsinfrastruktur** wird **arithmetisch codiert**





- Mehrheitsentscheider als codierter Operator $\leadsto$ **CoRed-Voter**
 - Akzeptiert codierte Varianten (x_c, y_c, z_c) und liefert codierten Gewinner (v_c)
 - Genaue 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





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 Arithmetisches 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 $\leadsto$ 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 $\leadsto$ Signaturen für Grundblöcke

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

- Durchgehende arithmetische Codierung wäre zu teuer



- [1] Fetzner, C. ; Schiffel, U. ; Süßkraut, M. :
AN-Encoding Compiler: Building Safety-Critical Systems with Commodity Hardware.
In: Buth, B. (Hrsg.) ; Rabe, G. (Hrsg.) ; Seyfarth, 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. ; Kapitzka, 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

