

Constraint-Programmierung Vorlesung Sommersemester 2009,12,15, WS 2016,22,23

Johannes Waldmann, HTWK Leipzig

1. Februar 2024

1 Einleitung

Constraint-Programmierung—Beispiel

```
(set-logic QF_NIA) (set-option :produce-models true)
(declare-fun P () Int) (declare-fun Q () Int)
(declare-fun R () Int) (declare-fun S () Int)
(assert (and (< 0 P) (<= 0 Q) (< 0 R) (<= 0 S)))
(assert (> (+ (* P S) Q) (+ (* R Q) S)))
(check-sat) (get-value (P Q R S))
```

- *Constraint-System*: eine prädikatenlogische Formel F
 $0 < P \wedge \dots \wedge P \cdot S + Q > R \times Q + S$
- *Lösung*: Interpretation (Var.-Belegung), für die F wahr ist
- CP ist eine Form der *deklarativen* Programmierung.
- *Vorteil*: Benutzung von allgemeinen Suchverfahren (bereichs-, aber nicht anwendungsspezifisch).

Industrielle Anwendungen der CP

- Verifikation von Schaltkreisen (*bevor* man diese tatsächlich produziert)
 $F = \text{S-Implementierung}(x) \neq \text{S-Spezifikation}(x)$
wenn F unerfüllbar ($\neg \exists x$), dann Implementierung korrekt
- Verifikation von Software durch *model checking*:
Programmzustände abstrahieren durch Zustandsprädikate, Programmabläufe durch endliche Automaten.

z. B. Thomas Ball et al. 2004: *Static Driver Verifier* <https://www.microsoft.com/en-us/research/project/slam/publications/>
benutzt Constraint-Solver Z3 (Nikolaj Björner et al., 2007–) <https://github.com/Z3Prover/z3/wiki>

Industrielle Anwendungen der CP

- automatische Analyse des Ressourcenverbrauchs von Programmen
 - Termination (jede Rechnung hält)
 - Komplexität (... nach $O(n^2)$ Schritten)
- mittels *Bewertungen* von Programmezuständen:
 - $W : \text{Zustandsmenge} \rightarrow \mathbb{N}$
 - wenn $z_1 \rightarrow z_2$, dann $W(z_1) > W(z_2)$.
- Parameter der Bewertung werden durch Constraint-System beschrieben.
- vgl. Carsten Fuhs: *Automated Termination Analysis...*, Intl. School on Rewriting, 2022 <http://viam.science.tsu.ge/clas2022/isr/termination.html>

CP-Anwendung: Polynom-Interpretationen

- Berechnungsmodell: Wortersetzung (\approx Turingmaschine)
- Programm: $ab \rightarrow ba$ (\approx Bubble-Sort)
Beispiel-Rechnung: $abab \rightarrow baab \rightarrow baba \rightarrow bbaa$
- Bewertung W durch *Intepretation*: lineare Funktionen $f_a(x) = Px + Q$, $f_b(x) = Rx + S$ mit $P, Q, R, S \in \mathbb{N}$
 $W(abab) = f_a(f_b(f_a(f_b(0))))$, ...
- Interp. ist monoton: $x > y \Rightarrow f_a(x) > f_a(y) \wedge f_b(x) > f_b(y)$
- Interp. ist kompatibel mit Programm: $f_a(f_b(x)) > f_b(f_a(x))$
- resultierendes Constraint-System für P, Q, R, S ,
- Lösung mittels Z3

Constraints in der Unterhaltungsmathematik

- Nikoli (1980–, „the first puzzle magazine in Japan.“) <https://www.nikoli.co.jp/en/puzzles/>
- Erich Friedman: *Math Magic* 1998–2020 <https://erich-friedman.github.io/mathmagic/>
- Angela und Otto Janko: <http://www.janko.at/Raetsel/>,
- Donald Knuth: *A Potpourri of Puzzles*, 2022, TAOCP, Band 4, Pre-Faszikel 9b, <https://cs.stanford.edu/~knuth/taocp.html>, <https://cs.stanford.edu/~knuth/fasc9b.ps.gz>

Wettbewerbe für Constraint-Solver

- für aussagenlogische Formeln:
<http://www.satcompetition.org/>
(SAT = satisfiability)
- für prädikatenlogische Formeln
<https://smt-comp.github.io/>
(SMT = satisfiability modulo theories)
Theorien: \mathbb{Z} mit \leq , Plus, Mal; \mathbb{R} mit \leq , Plus; ...
- Termination und Komplexität https://www.termination-portal.org/wiki/Termination_Competition

Gliederung der Vorlesung

- Aussagenlogik
 - CNF-SAT-Constraints (Normalf., Tseitin-Transformation)
 - DPLL-Solver, Backtracking und Lernen
 - ROBDDs (Entscheidungsdiagramme)
- Prädikatenlogik (konjunktive Constraints)
 - Finite-Domain-Constraints

- naive Lösungsverfahren, Konsistenzbegriffe
- lineare Gleichungen, Ungleichungen, Polynomgleichungen
- Termgleichungen, Unifikation
- Kombinationen
 - Kodierungen nach CNF-SAT (FD, Zahlen)
 - SMT, DPLL(T)

Organisatorisches

- jede Woche 1 Vorlesung + 1 Übung
- Hausaufgaben (*Haus* bedeutet: zuhause bearbeiten, in der Übung diskutieren)
 - Aufgaben im Skript
 - Aufgaben in autotool
- Prüfungszulassung: 50 Prozent der autotool-Pflichtaufgaben
- Klausur (2 h, keine Hilfsmittel). — Oder?
- Quelltexte, Planung und Diskussion der Übungsaufgaben <https://git.imn.htwk-leipzig.de/waldmann/cp-ws23> (VPN) (Projekt-Mitgliedschaft beantragen, Zugang wird dann auf Mitglieder eingeschränkt)

Literatur

- Krzysztof Apt: *Principles of Constraint Programming*, <https://www.cambridge.org/catalogue/catalogue.asp?isbn=9780521825832>
- Daniel Kroening, Ofer Strichman: *Decision Procedures*, Springer 2016. <https://www.decision-procedures.org/>
- Petra Hofstedt, Armin Wolf: *Einführung in die Constraint-Programmierung*, Springer 2007. <https://link.springer.com/book/10.1007/978-3-540-68194-6>
- Uwe Schöning: *Logik für Informatiker*, Spektrum Akad. Verlag, 2000.

Hausaufgaben

1. Pierluigi Crescenzi, Viggo Kann *A compendium of NP optimization problems* <https://web.archive.org/web/20200227195925/http://www.nada.kth.se/~viggo/problemlist/compendium.html>

Beispiel: Minimum File Transfer Scheduling (node195). Erläutern Sie die Spezifikation an einem Beispiel.

2. Aufgabe: formalisieren Sie *Math Magic* Februar 2007.

Was ist dabei für Springer und König einfacher als für Dame, Läufer, Turm?

(allgemein für Math Magic: lösen Sie eine der offenen Fragen <https://erich-friedman.github.io/mathmagic/unsolved.html>)

3. Aufgabe: formalisieren Sie <https://www.janko.at/Raetsel/Wolkenkratzer>.

- Unbekannte: $h_{x,y} \in \{0, \dots, n-1\}$ für $x, y \in \{0, \dots, n-1\}$

- Constraint für eine Zeile x :

$$\bigvee_{p \in \text{Permutationen}(0, \dots, n-1), p \text{ kompatibel mit Vorgaben}} \bigwedge_{y \in \{0, \dots, n-1\}} (h_{x,y} = p(y))$$

Bsp: $n = 4$, Vorgabe links 2, rechts 1, kompatibel sind $[0, 2, 1, 3]$, $[2, 0, 1, 3]$, $[2, 1, 0, 3]$, $[2, 1, 0, 3]$.

entspr. für Spalten

- diese Formel wird exponentiell groß (wg. Anzahl Permutationen),
Folge-Aufgabe: *geht das auch polynomiell?*

4. Constraint für monotone kompatible Bewertungsfunktion:

- lösen Sie mit Z3 (ist im Pool installiert, vgl. <https://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/etc/pool/>)
- eine *kleinste* Lösung finden (Summe von P, Q, R, S möglichst klein) — dafür Assert(s) hinzufügen.
- Abstieg der so gefundenen Bewertungsfunktion nachrechnen für $abab \rightarrow baab \rightarrow baba \rightarrow bbaa$
- gibt diese Bewertungsfunktion die maximale Schrittzahl genau wieder? (nein)
- Folge-Aufgabe: entspr. Constraint-System für Bewertungsfunktion für $ab \rightarrow bba$ aufstellen und lösen.

2 Erfüllbarkeit aussagenlogischer Formeln (SAT)

Aussagenlogik: Syntax

aussagenlogische Formel:

- elementar: Variable v_1, \dots
- zusammengesetzt: durch Operatoren
 - einstellig: Negation
 - zweistellig: Konjunktion, Disjunktion, Implikation, Äquivalenz

Aussagenlogik: Semantik

- Wertebereich $\mathbb{B} = \{0, 1\}$, Halbring $(\mathbb{B}, \vee, \wedge, 0, 1)$
Übung: weitere Halbringe mit 2 Elementen?
- *Belegung* ist Abbildung $b : V \rightarrow \mathbb{B}$
- *Wert* einer Formel F unter Belegung b : $\text{val}(F, b)$

- wenn $\text{val}(F, b) = 1$, dann ist b ein *Modell* von F , Schreibweise: $b \models F$
- *Modellmenge* $\text{Mod}(F) = \{b \mid b \models F\}$
- F *erfüllbar*, wenn $\text{Mod}(F) \neq \emptyset$
- *Modellmenge einer Formelmenge*: $\text{Mod}(M) = \{b \mid \forall F \in M : b \models F\}$

Modellierung durch SAT: Ramsey

gesucht ist Kanten-2-Färbung des K_5 ohne einfarbigen K_3 .

- Aussagenvariablen $f_{i,j}$ = Kante (i, j) ist rot (sonst blau).
- Constraints:

$$\forall p : \forall q : \forall r : (p < q \wedge q < r) \Rightarrow ((f_{p,q} \vee f_{q,r} \vee f_{p,r}) \wedge \dots)$$

das ist ein Beispiel für ein Ramsey-Problem

(F. P. Ramsey, 1903–1930) <http://www-groups.dcs.st-and.ac.uk/~history/Biographies/Ramsey.html>

diese sind schwer, z. B. ist bis heute unbekannt: gibt es eine Kanten-2-Färbung des K_{43} ohne einfarbigen K_5 ?

<http://www1.combinatorics.org/Surveys/ds1/sur.pdf>

Programmbeispiel zu Ramsey

Quelltext in `Ramsey.hs`

```
num p q = 10 * p + q ; n x = negate x
f = do
  p <- [1..5] ; q <- [p+1 .. 5] ; r <- [q+1 .. 5]
  [ [ num p q, num q r, num p r, 0 ]
    , [ n $ num p q, n $ num q r, n $ num p r, 0 ] ]
main = putStrLn $ unlines $ do
  cl <- f ; return $ unwords $ map show cl
```

Ausführen:

```
runghc Ramsey.hs | minisat /dev/stdin /dev/stdout
```

Benutzung von SAT-Solvern

Eingabeformat: SAT-Problem in CNF:

- Variable = positive natürliche Zahl
- Literal = ganze Zahl ($\neq 0$, mit Vorzeichen)
- Klausel = Zeile, abgeschlossen durch 0.
- Programm = Header `p cnf <#Variablen> <#Klauseln>`, dann Klauseln

Beispiel

```
p cnf 5 3
1 -5 4 0
-1 5 3 4 0
-3 -4 0
```

Löser: `minisat input.cnf output.text`

Modellierung durch SAT: N Damen

stelle möglichst viele Damen auf $N \times N$ -Schachbrett, die sich nicht gegenseitig bedrohen.

- Unbekannte: $q_{x,y}$ für $(x, y) \in F = \{1, \dots, N\}^2$
mit Bedeutung: $q_{x,y} \iff$ Feld (x, y) ist belegt
- Constraints: $\bigwedge_{a,b \in F, a \text{ bedroht } b} \neg q_a \vee \neg q_b$.
- „möglichst viele“ läßt sich hier vereinfachen zu:
„in jeder Zeile genau eine“.
vereinfachen zu: „... wenigstens eine.“

Formulierung von SAT-Problemen mit Ersatz

- Autoren: Edward Kmett et al., <https://hackage.haskell.org/package/ersatz>,
- ```
import Prelude hiding ((&&), (||), not)
import Ersatz
main = do
 ans <- solveWith minisat $ do
```

```

 p <- exists @Bit ; q <- exists @Bit
 assert $ p && not q
 return [p,q]
 case ans of (Satisfied, Just res) -> print res

```

- Unbekannte erzeugen (exists), Formel konstruieren (&&,...), assertieren, lösen, Antwort benutzen
- zu Implementierung vgl. <https://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/etc/untutorial/ersatz/>

### ***N*-Queens mit Ersatz**

- solveWith minisat \$ do
 

```

 let n = 40
 -- f ist Liste aller Positionen (wie auf Folie)
 f = (,) <$> [0..n-1] <*> [0..n-1]
 qss <- replicateM n $ replicateM n (exists @Bit)
 let q (x,y) = qss !! x !! y
 assert $ and $ do qs <- qss; return $ or qs
 assert $ and $ do
 a <- f ; b <- f
 guard $ bedroht a b
 return $ not (q a) || not (q b)
 return qss

```
- bedroht a@(ax,ay) b@(bx,by) = a /= b
 

```

 && (ax == bx || ay == by || abs (ax-bx) == abs (ay-by))

```

### **Zusammenfassung Ersatz (bisher)**

- innerhalb von solveWith:
  - boolesche Operatoren (not, (||), usw.)
  - werden angewendet auf *Formeln* (Typ Bit),
  - nicht auf *Wahrheitswerte* (Typ Bool)
- exists @Bit konstruiert neue Variable,
- ist monadische Aktion (benutze do, replicateM, usw.)
- innerhalb von assert: funktional (nicht monadisch)

- noch nicht behandelt haben wir diesen Widerspruch:  
wir konstruieren beliebige Formel, Solver erwartet CNF

## Hausaufgaben

1. unterschiedliche Halbringe auf zwei Elementen?
2. für die Formel  $S(b, h)$  (abhängig von zwei Parametern  $b, h \in \mathbb{N}$ )  
Variablen:  $v_{x,y}$  für  $1 \leq x \leq b, 1 \leq y \leq h$   
Constraints:
  - für jedes  $x$  gilt: wenigstens einer von  $v_{x,1}, v_{x,2}, \dots, v_{x,h}$  ist wahr
  - und für jedes  $y$  gilt: höchstens einer von  $v_{1,y}, v_{2,y}, \dots, v_{b,y}$  ist wahr
  - (a) unter welcher Bedingung an  $b, h$  ist  $S(b, h)$  erfüllbar?  
Für den erfüllbaren Fall: geben Sie ein Modell an.  
Für den nicht erfüllbaren Fall: einen Beweis.
  - (b) Erzeugen Sie (eine konjunktive Normalform für)  $S(b, h)$  durch ein Programm  
(a - Sprache/Bibliothek beliebig, b - Haskell/Ersatz)  
(  $b, h$  von der Kommandozeile, Ausgabe nach stdout)
  - (c) Lösen Sie  $S(b, h)$  durch minisat (kissat, Z3, ...), vergleichen Sie die Laufzeiten (auch im nicht erfüllbaren Fall).
3. für das angegebene Ersatz-Programm zu  $N$ -Queens:
  - welche Größe haben die erzeugten Formeln (unter den `assert`)? (in Abhängigkeit von  $N$ )
  - welche Laufzeit hat das Programm?

4. Für  $a, b \geq 2$ : die Ramsey-Zahl  $R(a, b)$  ist die kleinste Zahl  $n$ , für die gilt: jede rot-blau-Kantenfärbung eines  $K_n$  enthält einen roten  $K_a$  oder einen blauen  $K_b$ .

(Der Satz von Ramsey ist, daß es für jedes  $a, b$  tatsächlich solche  $n$  gibt.)

(a) Beweisen Sie:

i.  $R(a, b) = R(b, a)$

ii.  $R(2, b) = b$

iii.  $R(a + 1, b + 1) \leq R(a, b + 1) + R(a + 1, b)$

(das liefert einen Beweis des Satzes von Ramsey)

iv. wenn dabei beide Summanden rechts gerade Zahlen sind, dann  $R(a + 1, b + 1) < \dots$

(b) Bestimmen Sie damit obere Schranken für  $R(3, 3), R(3, 4), R(4, 4)$  und vergleichen Sie mit den unteren Schranken durch SAT-Kodierung.

5. Realisierung der SAT-Kodierung von  $R(a, b)$ : benutzen Sie eine Funktion, die alle Teilfolgen gegebener Länge bestimmt.

Beispiel: `subs 3 [1, 2, 3, 4, 5] = [[1, 2, 3], [1, 2, 4], [1, 2, 5], ..., [3, 4, 5]]`  
(nicht notwendig in dieser Reihenfolge)

```
subs :: Int -> [a] -> [[a]]
subs 0 xs = [[]]
subs k [] = []
subs k (x:xs) = map (_ -> x:) (subs k xs)
```

Verwenden Sie `subs a [1 .. n]` zur Auswahl des  $K_a$  sowie `subs 2 xs` zur Auswahl der Kanten.

## 6. Modellierung als aussagenlogisches Constraint:

- Rösselsprung (= Hamiltonkreis)
- Norinori <https://nikoli.com/en/puzzles/norinori/>
- ABCEndView (oder ähnlich) <https://www.janko.at/Raetsel/AbcEndView/>

Vorgehen bei Modellierung:

- welches sind die Unbekannten, was ist deren Bedeutung?  
(Wie rekonstruiert man eine Lösung aus der Belegung, die der Solver liefert?)
- welches sind die Constraints?  
(wie stellt man sie in CNF dar? — falls nötig)

## 3 SAT: Normalformen, Transformationen

### Normalformen (DNF, CNF)

Definitionen:

- Variable:  $v_1, \dots$  Literal:  $v$  oder  $\neg v$
- DNF-Klausel: Konjunktion von Literalen
- DNF-Formel: Disjunktion von DNF-Klauseln
- CNF-Klausel: Disjunktion von Literalen
- CNF-Formel: Konjunktion von CNF-Klauseln

Disjunktion als Implikation: diese Formeln sind äquivalent:

- $(x_1 \wedge \dots \wedge x_m) \rightarrow (y_1 \vee \dots \vee y_n)$
- $(\neg x_1 \vee \dots \vee \neg x_m \vee y_1 \vee \dots \vee y_n)$

## Äquivalenzen

- Def: Formeln  $F$  und  $G$  heißen *äquivalent*, wenn  $\text{Mod}(F) = \text{Mod}(G)$ .
- Satz: zu jeder Formel  $F$  existiert äquivalente Formel  $G$  in DNF.
- Satz: zu jeder Formel  $F$  existiert äquivalente Formel  $G'$  in CNF.
- aber ... wie groß sind diese Normalformen?

## Erfüllbarkeits-Äquivalenz

- Def:  $F$  und  $G$  *erfüllbarkeitsäquivalent*, wenn  $\text{Mod}(F) \neq \emptyset \iff \text{Mod}(G) \neq \emptyset$ .
- Satz: es gibt einen Polynomialzeit-Algorithmus, der zu jeder Formel  $F$  eine erfüllbarkeitsäquivalente CNF-Formel  $G$  berechnet.
- (Zeit  $\geq$  Platz, also auch  $|G| = \text{Poly}(|F|)$ )
- Beweis (folgt): Tseitin-Transformation
- Vor-Überlegung: warum gibt es keine vergleichbare Aussage für DNF?

## Tseitin-Transformation

Spezifikation:

- Gegeben  $F$ , gesucht erfüllbarkeitsäquivalentes  $G$  in CNF.
- wir verschärfen das zu:  $\text{Var}(F) \subseteq \text{Var}(G)$  und  $\forall b : b \models F \iff \exists b' : b \subseteq b' \wedge b' \models G$ .

Plan:

- für jeden nicht-Blatt-Teilbaum  $T$  des Syntaxbaumes von  $F$  eine zusätzliche Variable  $n_T$  einführen,
- so daß  $\forall b' \in \text{Mod}(G) : \text{val}(n_T, b') = \text{val}(T, b)$ .

Realisierung:

- (Bsp.)  $T = L \vee R$ , dann  $n_T \leftrightarrow (n_L \vee n_R)$  als CNF
- für jeden der  $|F|$  Knoten:  $\leq 8$  Klauseln mit 3 Literalen

## Tseitin-Transf. für Schaltkreise

- beschriebenes Verfahren funktioniert ebenso für Schaltkreise (azyklische gerichtete Graphen, mit Booleschen Operatoren markiert)
- Schaltkreis entsteht aus Baum durch Identifikation (sharing) von Knoten
- für jeden Knoten eine neue Variable angelegen und deren Wert lokal durch eine CNF bestimmen
- Ersatz realisiert *observable sharing* durch Adress-Vergleich von Syntaxbaumknoten (des Typs Bit)

```
-- (a || b) wird nur einmal T-transformiert:
let { s = a || b } in s && (c === s)
```

## Tseitin-Transformation in Ersatz (Bsp)

- so ausprobieren:

```
ghci> :set -XTypeApplications
ghci> runSAT' $ do
 x <- exists; y <- exists @Bit; assert (x === y)
 ((, SAT 4 ((1) & (-4 | -3 | -2) & (-4 | 2 | 3)
 & (-2 | 3 | 4) & (-3 | 2 | 4) & (-4)) mempty)
```

- Aufgabe: damit observable sharing bestätigen
- Aufgabe: CNF zu `assert (x /= (y /= z))` (XOR)

## Abmessungen von Schaltkreisen

- (die Frage ist *nicht*, ob AMD Epyc in SP5-Sockel paßt)
- Def. Schaltkreis (circuit): gerichteter kreisfreier markierter Graph, als symbolische Repräsent. einer Booleschen Fkt.
- Def. Abmessung (complexity):
  - Def. Größe (size): Anzahl der Knoten
  - \* bei Hardware: Material-Aufwand

- \* für SAT-Kodierung: (nach Tseitin-T.) Größe der CNF
- Def. Tiefe (depth): Länge eines längsten Pfades
  - \* bei (paralleler!) Hardware: Rechenzeit
  - \* bei SAT-Kodierung: Länge von Abhängigkeitsketten von (Hilfs)variablen, beeinflusst Solver-Laufzeit
- Bsp: XOR  $N$ -stellig:  $O(N)$  Größe,  $O(\log(N))$  Tiefe

### Abmessungen von Schaltkreisen: wozu?

- SAT-Kodierung: man möchte immer die (Teil)Formel, für die der Solver am schnellsten die Erfüllbarkeit entscheiden kann
- das läßt sich sehr schwer vorhersagen, abhängig von
  - Lösungsverfahren auf Teilformeln
  - nicht-lokale Kombination von Teil-Lösungen
- betrachten stattdessen die Größe der Eingabe (CNF, Größen sind: Anzahl Variablen, Anzahl Klauseln)
  - in vielen Publikationen so durchgeführt (siehe AMO)
- ... stattdessen Größe eines Schaltkreises
  - mit beschränktem Eingangsgrad (z. B. 2)
  - unbeschränkt nur f. Disjunktion, Konjunktion

### Tseitin-Transformation (Aufgaben)

1. für diese Formeln:

- $(x_1 \leftrightarrow x_2) \leftrightarrow (x_3 \leftrightarrow x_4)$
- Halb-Adder (2 Eingänge  $x, y$ , 2 Ausgänge  $r, c$ )  
 $(r \leftrightarrow (\neg(x \leftrightarrow y))) \wedge (c \leftrightarrow (x \wedge y))$
- Full-Adder (3 Eingänge, 2 Ausgänge)

jeweils:

- führe die Tseitin-Transformation durch

- gibt es eine kleinere erfüllbarkeitsäquivalente CNF?  
(deren Modelle Erweiterungen der Original-Modelle sind)

2. data Bit hat weitere Konstruktoren (Xor, Mux).

Wo werden diese benutzt?

Helfen sie tatsächlich bei der Erzeugung kleiner CNFs?

## 4 Anzahl-Constraints

### Definition, Motivation

- $\text{Count}_{\leq k}(x_1, \dots, x_n) := (\sum_i x_i) \leq k$ .
- AMO (at most one): =  $\text{Count}_{\leq 1}$ , entspr. ALO, EXO
- Schubfach-Constraint (als Testfall, erfüllbar gdw.  $B \leq H$ )  

$$\bigwedge_{1 \leq i \leq H} \text{AMO}(x_{ij} | 1 \leq j \leq B) \wedge \bigwedge_{1 \leq j \leq B} \text{ALO}(x_{ij} | 1 \leq i \leq H)$$
- Schubfach für  $B = H$ : dann ist  $x$  Permutationsmatrix,  
repräsentiert Bijektion von  $\{1, \dots, B\}$  auf sich
- Anwend.: Rösselsprung, Hamiltonkreis in  $G = (V, E)$   
Pfad  $p$  in  $G$  als Bijektion von Indexmenge  $\{1, \dots, |V|\}$  in Knotenmenge  $V$  mit  
 $\bigwedge_i (p(i), p(i+1)) \in E$ .

### SAT-Kodierung eines Rösselsprungs

```
let n = height * width; places = [0 .. n-1]

let decode p = divMod p width
 edge p q =
 let (px,py) = decode p; (qx,qy) = decode q
 in 5 == (px-qx)^2 + (py-qy)^2
 rotate (x:xs) = xs <> [x]

a <- replicateM n $ replicateM n $ exists @Bit
assert $ all exactly_one a
assert $ all exactly_one $ transpose a
```

```

assert $ flip all (zip a $ rotate a) $ \ (e, f) ->
 flip all places $ \ p -> e!!p ==>
 flip any (filter (edge p) places) (\ q -> f!!q)

```

### SAT-Kodierungen von AMO (I)

- naiv, quadratisch:  $\text{AMO}(x_1, \dots, x_n) = \bigwedge \{\bar{x}_i \vee \bar{x}_j \mid 1 \leq i < j \leq n\}$   
 $\binom{n}{2}$  Klauseln, keine zusätzlichen Variablen
- linear: mit Kodierung  $\text{enc} : x \mapsto (x_e, x_z) = (x \geq 1, x \geq 2)$ :  
 $0 \mapsto (0, 0), 1 \mapsto (1, 0), 2, 3, \dots \mapsto (1, 1)$   
 Addition:  $(x_e, x_z) +_{\text{enc}} (y_e, y_z) = \dots$   
 so daß  $\text{enc}(x + y) = \text{enc}(x) +_{\text{enc}} \text{enc}(y)$   
 $\text{AMO}(x_1, \dots, x_n) = \text{let } (s_e, s_z) = \sum_{\text{enc}} \text{enc}(x_i) \text{ in } \dots$   
 das sind  $2n$  Hilfsvariablen, aber bei `assert (amo xs)` werden  $n$  davon eliminiert durch Vorverarbeitung oder UP

### SAT-Kodierungen von AMO (II) - log

- $\text{AMO}(x) = \exists h : (x_i \Rightarrow (i = h))$   
 $h$  binär repräsentiert mit  $\log n$  Bits.
- Bsp.  $\text{AMO}(x_0, \dots, x_3) = \exists h_1, h_0 :$ 

$$\begin{aligned}
 & (\bar{x}_0 \vee \bar{h}_1) \wedge (\bar{x}_0 \vee \bar{h}_0) \\
 & \wedge (\bar{x}_1 \vee \bar{h}_1) \wedge (\bar{x}_1 \vee h_0) \\
 & \wedge (\bar{x}_2 \vee h_1) \wedge (\bar{x}_2 \vee \bar{h}_0) \\
 & \wedge (\bar{x}_3 \vee h_1) \wedge (\bar{x}_3 \vee h_0)
 \end{aligned}$$
- $n \log n$  Klauseln,  $\log n$  zusätzliche Variablen
- die Hilfsvariablen  $h_0, h_1$  sind keine Funktionen der Eingangsvariablen.  
 (wenn alle  $x_i$  falsch, dann  $h_i$  beliebig)

## SAT-Kodierungen von AMO (III) - sqrt

- für  $\text{AMO}(x)$ : die  $x$  in einem Rechteck anordnen,

$$z_i := \bigvee_j x_{ij} \text{ (Zeile } i), s_j := \bigvee_i x_{ij} \text{ (Spalte } j),$$

$$\text{dann } \text{AMO}(x) = \text{AMO}(z) \wedge \text{AMO}(s).$$

Jingchao Chen: *A New SAT Encoding of the At-Most-One Constraint* 10th Workshop Constraint Modeling and Reformulation, 2010 <https://www.it.uu.se/research/group/astra/ModRef10/programme.html>

- Formelgröße  $f(n) = \Theta(n) + 2f(\sqrt{n})$ , mit  $\Theta(\sqrt{n})$  Hilfsvar.

Lineare Faktoren sind klein. Ü: wenn `assert (amo xs)`, kann man einige Klauseln weglassen. Welche?

## Aufgaben

1. Vergleichen Sie die *commander*-Kodierung für AMO von Klieber und Kwon, Int. Workshop Constraints in Formal Verification, 2007, mit Kodierungen aus dem Skript.  
a) auf dem Papier, b) praktisch: mit `ersatz` implementieren, Formelgrößen messen, auch nach Vorverarbeitung durch `minisat`
2. Für die *sqrt*-Kodierung für AMO von Chen 2010:  
Benutzen Sie die gleiche Idee für eine höherdimensionale Anordnung, z.B. AMO von 30 Variablen als  $2 \times 3 \times 5$ .  
Teilen Sie AMO für  $2^n$  Variablen in  $2 \times \dots \times 2$  ein und vergleichen Sie mit der *log*-Kodierung.
3. für die lineare AMO-Kodierung (Addition auf  $\{0, 1, \geq 2\}$ ):  
untersuchen Sie den Unterschied zwischen der Verwendung von `foldr` und `foldb`
4. für jede der betrachteten AMO-Kodierungen: wie kann mit möglichst wenig Zusatz-Aufwand EXO erhalten?
5. Für den Rösselsprung:
  - zusätzliches `assert $ a !! 0 !! 0` diskutieren und ausprobieren
  - AMO und ALO durch EXO ersetzen

- umbauen, so daß ein kreuzungsfreier Weg der Länge =  $l$  (zusätzlicher Eingabe-Parameter) beschrieben wird.
- andere Kodierung für Hamiltonkreis: Neng-Fa Zhou: *In Pursuit of an Efficient SAT Encoding for the Hamiltonian Cycle Problem*, CP 2020, ModRef 2019, <https://www.sci.brooklyn.cuny.edu/~zhou/>
- Anwendung: George Jelliss: *Leapers at Large*, 2001, 2022 <http://www.mayhematics.com/t/pl.htm>

Resultate zur Existenz von Hamilton-Pfaden (HP) und -Kreisen (HC) nachrechnen und ergänzen, Bsp.:

- HP für Giraffe (1, 4) auf  $11 \times 11$ ?  
(Nein—unsat nach 6 Stunden)
- HP für Zebra (2, 3) auf  $13 \times 13$ ?
- HP für Antilope (3, 4) auf  $20 \times 20$ ?

vgl. Donald Knuth: *Leaper Graphs*, 1994, <https://arxiv.org/abs/math/9411240>

## 5 Komplexität der Erfüllbarkeit

### Motivation, Begriffe

- Laufzeit-Komplexität eines Programms  $P$   
ist die Funktion  $f$  mit  $f(n) =$  die maximale Laufzeit von  $P$  über alle Eingaben der Größe  $\leq n$ .
- solche Funktionen vergleicht man *asymptotisch*  
(ignoriert Anfangswerte und konstante Faktoren)
- Laufzeit-Komplexität einer Aufgabe  $A$ :  
die minimale Komplexität aller Programme, die  $A$  lösen
- die Erfahrung lehrt:  $\text{SAT} \notin \text{P}$ , das ist jedoch unbewiesen,  
man konnte bisher nur zeigen: SAT ist NP-vollständig.

## Wiederholung: NP-Vollständigkeit

- nichtdeterministische Turingmaschine (NDTM)
  - Rechnung ist eine Baum,
  - jeder Knoten ist eine Konfiguration (Bandinhalt, Kopfzustand, Kopfposition),
  - jede Kante ist ein Rechenschritt
  - Rechnung ist erfolgreich, wenn in wenigstens einem Blatt der Zustand akzeptierend ist
- $NP :=$  die Sprachen, die sich in Polynomialzeit durch NDTM entscheiden lassen
- Reduktion  $M \leq_P L \iff \exists f : \forall x : x \in M \iff f(x) \in L$  und  $f$  ist P-berechenbar
- $L$  ist NP-vollständig:  $L \in NP$  und  $\forall M \in NP : M \leq_P L$

## Wiederholung: SAT ist NP-vollständig

SAT  $\in$  NP ist klar (NDTM rät die Belegung)

Sei  $M \in NP$ , zu zeigen  $M \leq_P SAT$ . Gegeben ist also das Programm einer NDTM, die  $M$  in Polynomialzeit akzeptiert

- übersetze eine Eingabe  $x$  für diese Maschine in eine Formel  $f(x)$  mit  $x \in M \iff f(x) \in SAT$ :
- benutzt Unbekannte  $C(t, p, a) : \iff$  zur Zeit  $t$  steht an Position  $p$  das Zeichen  $a$ .
- Klauseln legen fest:
  - für  $t = 0$  steht die Eingabe auf dem Band,
  - $\forall t$  : von  $t$  nach  $t + 1$  richtig gerechnet (lt. Programm)
  - schließlich akzeptierender Zustand erreicht

## Die Tseitin-Transformation

- Def: SAT = Erfüllbarkeit beliebiger aussagenlogischer Formeln (sogar: Schaltkreise)
- Def: 3 CNFSAT = ... Formeln in konjunktiver NF mit 3 Literalen je Klausel

- die Tseitin-Transformation beweist  $\text{SAT} \leq_P 3\text{CNFSAT}$   
denn sie in erzeugt aus einer beliebigen Formel  $F$   
in Polynomialzeit  
eine erfüllbarkeitsäquivalente Formel  $G$  in 3-CNF
- vereinfacht den Beweis der NP-Vollständigkeit weiterer Aufgaben (z.B. Graphenfärbung) 3COL.  
zu zeigen ist:  $\forall A \in \text{NP} : A \leq_P 3\text{COL}$   
man benutzt  $A \leq_P \text{SAT} \leq_P 3\text{CNFSAT} \leq_P 3\text{COL}$ .

### Was nützen diese Aussagen?

- 1. sie beantworten die Frage: welche Aufgaben lassen sich SAT-kodieren: Aufgabe  $A$  hat SAT-Kodierung mit polynomieller Formelgröße  $\iff A \in \text{NP}$ .
- 2. SAT ist NP-vollständig:  
falls  $\text{SAT} \in P$  (es gibt einen SAT-Solver in Polynomialzeit) dann folgt  $\text{NP} \subseteq P$ .  
(jede NP-vollständige Aufgabe ließe sich durch SAT-Kodierung in Polynomialzeit lösen)  
das ist unwahrscheinlich (nach jetzigem Kenntnisstand)
  - für jedes bekannte SAT-Lösungsverfahren gibt es schwere Eingaben
  - Verfahren sind trotzdem erstaunlich leistungsfähig

## 6 SAT-Solver

### Spezifikation

- Eingabe: eine Formel in CNF  $[[1],[-4,-3,11],[-11,3],[-11,4],[-11],[3,4,13],[-13,-3],[-13,-4],[-2,12,13],[-12,2],[-13,-12],[-12],[-7,-6,14],[-14,6],[-14,7],[-14],[6,7,16],[-16,-6],[-16,-7],[-5,15,16],[-15,5],[-16,-15],[-15],[-10,-9,17],[-17,9],[-17,10],[-17],[9,10,19],[-19,-9],[-19,-10],[-8,18,19],[-18,8],[-19,-18],[-18],[2,5,8,20],[-20,-2],[-20,-5],[-20,-8],[-20],[3,6,9,21],[-21,-3],[-21,-6],[-21,-9],[-21],[4,7,10,22],[-22,-4],[-22,-7],[-22,-10],[-22]]$
- Ausgabe:

- eine erfüllende Belegung
- *oder* ein Beweis für Nichterfüllbarkeit

### Implementierung eines naiven SAT-Solvers

- benutzt die Schnittstelle aus `ersatz`

```
minisat :: Solver SAT IO
type Solver s m
 = s -> m (Result, IntMap Bool)
data Result
 = Unsolved | Unsatisfied | Satisfied
class DIMACS t where
 dimacsNumVariables :: t -> Int
 dimacsClauses :: t -> Seq IntSet
data SAT; instances DIMACS Sat
```

### Lösungsverfahren

- vollständige Suche (alle Belegungen, vollst. Binärbaum)
- unvollständige Suche (einige Belegungen)
  - evolutionär (Genotyp = Belegung)
  - lokale Suche (Selman, Kautz, Cohen 1993: Walksat)
- verbesserte vollständige Suche (Erkennen und Abschneiden sinnloser Teilbäume)
  - DPLL (Davis, Putnam, Logeman, Loveland 1960/61)
- weitere Verbesserungen durch
  - Lernen (und Vergessen!) von zusätzlichen Klauseln
  - Vorverarbeitung zum Entfernen von Variablen
  - Parallelisierung
    - (Kommunikation mehrerer Suchverfahren)

## Evolutionäre Algorithmen für SAT

- Genotyp: Bitfolge  $[x_1, \dots, x_n]$  fester Länge
- Phänotyp: Belegung  $b = \{(v_1, x_1), \dots, (v_n, x_n)\}$
- Fitness: z. B. Anzahl der von  $b$  erfüllten Klauseln
- Operatoren:
  - Mutation: einige Bits ändern
  - Kreuzung: one/two-point crossover?  
Problem: starke Abhängigkeit von Variablenreihenfolge

## Lokale Suche (GSat, Walksat)

Bart Selman, Cornell University, Henry Kautz, University of Washington

<https://web.archive.org/web/20070311005144/http://www.cs.rochester.edu/u/kautz/walksat/>

Algorithmus:

- beginne mit zufälliger Belegung
- wiederhole: ändere das Bit, das die Fitness am stärksten erhöht

Problem: lokale Optima — Lösung: Mutationen.

## DPLL

Davis, Putnam (1960), Logeman, Loveland (1962), <http://dx.doi.org/10.1145/321033.321034> <http://dx.doi.org/10.1145/368273.368557>

Zustand = partielle Belegung

- *Decide*: eine Variable belegen
- *Propagate*: alle Schlußfolgerungen ziehen  
Beispiel: Klausel  $x_1 \vee x_3$ , partielle Belegung  $x_1 = 0$ ,  
Folgerung:  $x_3 = 1$
- bei *Konflikt* (widersprüchliche Folgerungen)
  - (DPLL original) Backtrack (zu letztem Decide)
  - (DPLL mit CDCL) Backjump (zu früherem Decide)

## DPLL-Begriffe

für partielle Belegung  $b$  (Bsp:  $\{(x_1, 1), (x_3, 0)\}$ ): Klausel  $c$  ist

- *erfüllt*, falls  $\exists l \in c : b(l) = 1$ , Bsp:  $(\neg x_1 \vee x_2 \vee \neg x_3)$
- *Konflikt*, falls  $\forall l \in c : b(l) = 0$ , Bsp:  $(\neg x_1 \vee x_3)$
- *unit*, falls  $\exists l \in c : b(l) = \perp \wedge \forall l' \in (c \setminus \{l\}) : b(l') = 0$ ,  
Bsp:  $(\neg x_1 \vee \neg x_2 \vee x_3)$ . Dabei ist  $l = \neg x_2$  das Unit-Literal.
- *offen*, sonst. Bsp:  $(x_2 \vee x_3 \vee x_4)$ .

Eigenschaften: für CNF  $F$  und partielle Belegung  $b$ :

- wenn  $\exists c \in F : c$  ist Konflikt für  $b$ , dann  $\neg \exists b' \supseteq b$  mit  $b' \models F$   
(d.h., die Suche kann dort abgebrochen werden)
- wenn  $\exists c \in F : c$  ist Unit für  $b$  mit Literal  $l$ , dann  $\forall b' \supseteq b : b' \models F \Rightarrow b'(l) = 1$   
(d.h.,  $l$  kann ohne Suche belegt werden)

## DPLL-Algorithmus

Eingabe: CNF  $F$ , Ausgabe: Belegung  $b$  mit  $b \models F$  oder UNSAT.

DPLL( $b$ ) (verwendet Keller für Entscheidungspunkte):

- (success) falls  $b \models F$ , dann halt (SAT), Ausgabe  $b$ .
- (backtrack) falls  $F$  eine  $b$ -Konfliktklausel enthält, dann:
  - falls Keller leer, dann halt (UNSAT)
  - sonst  $v := \text{pop}()$  und DPLL( $b_{<v} \cup \{(v, 1)\}$ ).dabei ist  $b_{<v}$  die Belegung *vor*  $\text{decide}(v)$
- (propagate) falls  $F$  eine  $b$ -Unitklausel  $c$  mit Unit-Literal  $l$  enthält: DPLL( $b \cup \{(\text{variable}(l), \text{polarity}(l))\}$ )
- (decide) sonst wähle  $v \notin \text{dom } b$ , push( $v$ ), und DPLL( $b \cup \{(v, 0)\}$ ).

## DPLL: Eigenschaften

- Termination: DPLL hält auf jeder Eingabe
- Korrektheit: wenn DPLL mit SAT hält, dann  $b \models F$ .
- Vollständigkeit: wenn DPLL: UNSAT, dann  $\neg \exists b : b \models F$

wird bewiesen durch Invariante

- $\forall b' : b' \in \text{Mod}(F) \Rightarrow b \leq_{\text{lex}} b'$   
(wenn DPLL derzeit  $b$  betrachtet, und wenn  $F$  ein Modell  $b'$  besitzt, dann ist  $b'$  unterhalb oder rechts von  $b$ )
- dabei bedeutet:  $b \leq_{\text{lex}} b'$ :  
 $b \subseteq b'$  oder  $\exists v : b(v) = 0 \wedge (b_{<v} \cup \{(v, 1)\}) \subseteq b'$

Satz (Ü): für alle endlichen  $V$ :  $<_{\text{lex}}$  ist eine wohlfundierte Relation auf der Menge der partiellen  $V$ -Belegungen:

### DPLL-Beispiel

$[[2, 3], [3, 5], [-3, -4], [2, -3, -4]$   
 $, [-3, 4], [1, -2, -4, -5], [1, -2, 4, -5]]$

decide belegt immer die kleinste freie Variable, immer zunächst negativ

### DPLL-Beispiel (Lösung)

$[[2, 3], [3, 5], [-3, -4], [2, -3, -4]$   
 $, [-3, 4], [1, -2, -4, -5], [1, -2, 4, -5]]$

[Dec (-1), Dec (-2), Prop 3, Prop (-4), Back  
, Dec 2, Dec (-3), Prop 5, Prop (-4), Back  
, Dec 3, Prop (-4), Back, Back, Back  
, Dec 1, Dec (-2), Prop 3, Prop (-4), Back  
, Dec 2, Dec (-3), Prop 5]

### DPLL: Implement., Heuristik, Ergänzungen

- Grundlage ist effiziente Impl. von UP und Konflikt-Erkennung
- Methoden:
  - Wahl der nächsten Entscheidungsvariablen  
(kommt am häufigsten in aktuellen Konflikten vor)
  - Lernen von Konflikt-Klauseln (erlaubt Backjump)
  - Vorverarbeitung (Variablen und Klauseln eliminieren)

- alles vorbildlich implementiert und dokumentiert in Minisat <http://minisat.se/> (Niklas Een, Niklas Sorenson) (seit ca. 2005 sehr starker Solver)  
später übernimmt diese Rolle: Cadical, Kissat <https://fmv.jku.at/kissat/> (Armin Biere)

## Aufgaben

1. Geben Sie eine erfüllbare CNF an, für die monotone lokale Suche

```
improve n cnf b0 = ...
 let b1 = S.insert (negate l) $ S.delete l b0
 if badness cnf b1 <= badness cnf b0
 then improve n cnf b1
 else improve n cnf b0
```

nicht funktioniert: es gibt eine Belegung  $b_0$ , von der aus *keine* zulässige Schrittfolge zu einer erfüllenden Belegung führt. Hinweis: z.B., weil es überhaupt keine erlaubten Schritte gibt.

Wie behandeln gsat/walksat diesen Fall?

2. wenden Sie den SAT-Solver mit lokaler Suche auf realistische CNFs an, z.B. aus Kodierung Rösselsprung.
3. wie werden in minisat (kissat, ...) Einheits- und Konfliktklauseln erkannt? (Hinweis: two watched literals)
4. unit propagation (UP) implementieren:

- Einheitsklauseln erkennen:

```
type Literal = Int
units :: CNF -> [Literal]
units [[1,2], [-3], [3,4]] = [-3]
```

- ein Literal belegen:

```
assign :: Literal -> CNF -> CNF
assign (-3) [[1,2], [-3], [3,4]] = [[1,2], [4]]
```

Wo stehen die entsprechenden Funktionen im Quelltext der Autotool-Aufgabe zu DPLL?

## 7 SAT-Solver (fortgeschrittene Techniken)

### Plan

- bisher:
  - (unvollst.) stochastische lokale Suche (gsat, walksat)
  - vollständige Suche (DPLL)
- jetzt und folgend:
  - DPLL beschleunigen durch Klausel-Lernen (CDCL)
  - (jedes Verfahren) beschleunigen durch Vorverarbeitung (preprocessing): Variablen-Elimination
  - Verifikation von UNSAT-Beweisen
  - gemeinsame Grundlage: Resolution

### Semantisches Folgern

- Def: eine Formel  $F$  folgt aus einer Formelmenge  $M$ , geschrieben  $M \models F$ , falls  $\text{Mod}(M) \subseteq \text{Mod}(F)$ .
- Bsp:  $\{x_1 \vee \bar{x}_2, x_2 \vee x_3\} \models (x_1 \vee x_3)$ , Beweise (lt. Def.) z.B. durch Vergleich der Wertetabellen (d.h., explizites Aufzählen der Modellmengen)

Eigenschaften (Übungsaufgaben):

- $M \models \text{True}$
- $(M \models \text{False}) \iff (\text{Mod}(M) = \emptyset)$
- $(M \models F) \iff (\text{Mod}(M \cup \{\neg F\}) = \emptyset)$
- wird bei CDCL benutzt: wir lernen nur Klauseln  $F$ , die aus der CNF (Klauselmengen)  $M$  folgen:  
 $(M \models F) \iff (\text{Mod}(M) = \text{Mod}(M \cup \{F\}))$

## Resolution

- Definition: für Literal  $l$  : die *Resolvente*  $\text{Res}_l(c, d)$  der Klausel  $c$  mit  $l \in c$ , und der Klausel  $d$  mit  $\neg l \in d$ : ist die Klausel  $(c \setminus \{l\}) \cup (d \setminus \{\neg l\})$ .
- Bsp.  $l = \overline{x_2}$ ,  $c = (x_1 \vee \overline{x_2})$ ,  $d = (x_2 \vee x_3)$ ,  
 $\text{Res}_l(c, d) = (x_1 \vee x_3)$ .
- Satz:  $\{c, d\} \models \text{Res}_l(c, d)$ .
- Beweis: für jede Belegung  $b \in \text{Mod}(c, d)$ :  
vollst. Fallunterscheidung:  $b(l) = 0$  oder  $b(l) = 1$ .
- Anwendung: Hinzufügen einer Resolvente ändert die Modellmenge nicht, kann Propagationen ermöglichen

## DPLL mit CDCL (Plan)

conflict driven clause learning –  
bei jedem Konflikt eine Klausel  $C$  hinzufügen, die

- aus der Formel folgt (d.h. Modellmenge nicht ändert)
- den Konflikt durch Propagation verhindert

Eigenschaften/Anwendung:

- danach *backjump* zur vorletzten Variable in  $C$ .  
(die letzte Variable wird dann propagiert, das ergibt die richtige Fortsetzung der Suche)
- $C$  führt hoffentlich auch später zu Propagationen, d.h. Verkürzung der Suche
- ... wenn nicht: gelernte Klauseln kann man auch vergessen

## Naives Lernen

- jede partielle Belegung  $b$  mit  $\text{dom}(b) = \{v_1, \dots, v_k\}$   
entspricht einer Konjunktion  
$$B = (v_1 \leftrightarrow b(v_1)) \wedge \dots \wedge (v_k \leftrightarrow b(v_k))$$

- beim Lösen der Formel (Klauselmenge)  $F$ :
- Konflikt bei partieller Belegung  $b$ :  
man kann  $C = \neg B = (\neg(v_1 \leftrightarrow b(v_1)) \vee \dots \vee \neg(v_k \leftrightarrow b(v_k)))$  lernen  
Beweis: zu zeigen ist  $F \models C$ , folgt aus  $\text{Mod}(F \cup \{B\}) = \emptyset$
- ... sollte man aber nicht, denn  $C$  ist mglw. zu groß (enthält Literale, die am Konflikt gar nicht beteiligt sind)

### Lernen (Implementierung) und Backjump

- benutze (resolviere) Klauseln, die seit der letzten Entscheidung für Propagationen verwendet wurden.
- `c := Konflikt-Klausel // für aktuelle Bel. b`  
`while (...) { // inv: für alle  $l'$  in  $c$ :  $b(l')=0$`   
  `l := das in c zuletzt belegte Literal`  
  `d := Unit-Klausel, durch die var(l) belegt wurde`  
  `c := resolve_l (c,d); }`  
diese Resolution ist immer möglich, denn es gilt  
 $b(l) = 0, l \in c$  (ist Konflikt),  $b(\bar{l}) = 1, \bar{l} \in d$  (ist Unit)
- Schleife verlassen (und  $c$  lernen), wenn  $c$  nur noch ein Literal  $l_h$  der aktuellen Entscheidungstiefe enthält.
- dann Backjump zu nächst-höherer Entscheidung in  $c$ .  
von dort wird  $l_h$  unit-propagiert.

### Aufgaben

1. (Knuth Aufgabe 254) Für  $\{12, \bar{1}3, 2\bar{3}, \bar{2}4, \bar{3}4\}$ : nach der Entscheidung 1: welche Klausel wird gelernt?  
D. E. Knuth, TAOCP Vol. 4, Fasc. 6, *Satisfiability*, 2015.
2. Schleife verlassen, wenn  $c$  nur noch ein Literal der aktuellen Entscheidungstiefe ... :  
(a) wieso ist die Bedingung anfangs falsch? (es kann nicht sein, daß die originale Konflikt-Klausel  $c$  gelernt wird)

- (b) wieso wird diese Bedingung wahr? (es kann nicht sein, daß es immer  $\geq 2$  solche Literale sind oder plötzlich gar keines)
- (c) wieso wird immer eine Klausel gelernt, die bisher nicht zur Klauselmenge gehört?
3. (Knuth Aufgabe 378) *blocked clause elimination*:  
 Für Klauselmenge  $F$ : eine Klausel  $C = (l \vee l_1 \vee \dots \vee l_k)$   
 heißt *blockiert durch Literal*  $l$ ,  
 falls für jede Klausel  $D \in F$  mit  $\bar{l} \in D$  gilt:  $\exists i : \bar{l}_i \in D$ .
- (a) ein Beispiel angeben.  
 (b) beweisen:  $F \setminus \{C\}$  erfüllbar  $\Rightarrow F$  erfüllbar.  
 (c) ist jedes Modell  $b$  von  $F \setminus \{C\}$  auch ein Modell von  $F$ ?
4. *conflict clause minimization* (Sörenson, SAT 2005, [http://minisat.se/downloads/MiniSat\\_v1.13\\_short.pdf](http://minisat.se/downloads/MiniSat_v1.13_short.pdf)): Ein Beispiel angeben. Entsprechende Ergänzung der autotool-Aufgabe vorschlagen.
5. hier besprochene Heuristiken und Ergänzungen
- in den Protokollen von minisat, kissat wiederfinden  
 (z.B. wieviele Klauseln werden gelernt? wie groß sind diese? wann vergessen?)
  - durch Optionen von kissat an/abschalten

## 8 Weitere Anwendungen der Resolution

### Überblick

- Wiederholung Resolution
- Anwendung (Wdhlg): Ableiten (Lernen) einer Klausel aus Konflikt-Klausel und UP-Klauseln
- vollständige Resolution: zur Variablen-Elimination
  - als Vorverarbeitungs-Schritt im Solver
  - als vollständiges (aber im allg. unpraktisches) Entscheidungsverfahren für SAT
- Ableitung der leeren Klausel als Beweis der Unerfüllbarkeit, Anwendung: Formate RUP und DRAT

## Resolution

- ein Resolutions-Schritt:

$$\frac{(x_1 \vee \dots \vee x_m \vee y), (\neg y \vee z_1 \vee \dots \vee z_n)}{x_1 \vee \dots \vee x_m \vee z_1 \vee \dots \vee z_n}$$

- Sprechweise: Klauseln  $C_1, C_2$  werden nach  $y$  *resolviert*.
- Schreibweise:  $C = C_1 \oplus_y C_2$ , Beispiel:  $\frac{x \vee y, \neg y \vee \neg z}{x \vee \neg z}$
- Satz:  $\{C_1, C_2\} \models C_1 \oplus_y C_2$ . (Resolvente folgt aus Prämissen.)
- Ü: Unit-Propagation als Resolution auffassen:  $u \oplus (\neg u \vee l_2 \vee \dots) = (l_2 \vee \dots)$

## Variablen-Elimination durch vollst. Resolution

- für Formel (Klauselmenge)  $F$  und Variable  $v$ :  
 $\text{Pos}_v(F) = \{c \mid c \in F, v \in c\}$ ;  $\text{Neg}_v(F) = \{c \mid c \in F, \neg v \in c\}$   
 $\text{Res}_v(F) = \bigcup_{p \in \text{Pos}_v(F), n \in \text{Neg}_v(F)} \text{Res}_v(p, n)$
- Satz:  $F$  ist erfüllbarkeitsäquivalent zu  $G$   
mit  $G := F \setminus (\text{Pos}_v(F) \cup \text{Neg}_v(F)) \cup \text{Res}_v(F)$ .
- das (iteriert) ist ein vollständiges Lösungsverfahren!  
aber unpraktisch, weil  $|G| \gg |F|$  möglich ist:  
 $|G| = |F| - (|\text{Pos}_v(F)| + |\text{Neg}_v(F)|) + |\text{Pos}_v(F)| \cdot |\text{Neg}_v(F)|$ .
- Anwendung: für solche  $v$ , für die  $|G| \leq |F| + \Delta$
- Quelle: Een und Biere: *Effective Preprocessing ...*, SAT 2005, <http://minisat.se/downloads/SatELite.pdf>  
dort weitere Vorverarbeitungs-Verfahren

## Resolution als Inferenzsystem

mehrere Schritte:

- Schreibweise:  $M \vdash C$
- Klausel  $C$  ist *ableitbar* aus Klauselmenge  $M$
- Definition:
  - (Induktionsanfang) wenn  $C \in M$ , dann  $M \vdash C$

- (Induktionsschritt)  
wenn  $M \vdash C_1$  und  $M \vdash C_2$ , dann  $M \vdash C_1 \oplus_y C_2$

Beachte Unterschiede:

- Ableitung  $M \vdash C$  ist *syntaktisch* definiert (Term-Umformung)
- Folgerung  $M \models C$  ist *semantisch* definiert (Term-Auswertung)

### Resolution und Unerfüllbarkeit

Satz:  $\text{Mod}(F) = \emptyset \iff F \vdash \emptyset$  (in Worten:  $F$  in CNF nicht erfüllbar  $\iff$  aus  $F$  kann man die leere Klausel ableiten.)

- Korrektheit ( $\Leftarrow$ ): Übung.
- Vollständigkeit ( $\Rightarrow$ ): Induktion nach  $|\text{Var}(F)|$

dabei Induktionsschritt:

- betrachte  $F$  mit Variablen  $\{x_1, \dots, x_{n+1}\}$ .
- Konstruiere  $F_0$  (bzw.  $F_1$ ) aus  $F$  durch „Belegen von  $x_{n+1}$  mit 0 (bzw. 1)“ (d. h. Streichen von Literalen und Klauseln)
- Zeige, daß  $F_0$  und  $F_1$  unerfüllbar sind.
- wende Induktionsannahme an:  $F_0 \vdash \emptyset, F_1 \vdash \emptyset$
- kombiniere diese Ableitungen

### Resolution, Bemerkungen

- moderne SAT-Solver können Resolutions-Beweise für Unerfüllbarkeit ausgeben
- es gibt nicht erfüllbare  $F$  mit (exponentiell) großen Resolutionsbeweisen (sonst wäre  $\text{NP} = \text{co-NP}$ , das glaubt niemand)
- komprimiertes Format für solche Beweise (RUP—reverse unit propagation) wird bei “certified unsat track” der SAT-competitions verwendet (evtl. Übung)

### Beweise für Nichterfüllbarkeit

- bisher: Interesse an erfüllender Belegung  $m \in \text{Mod}(F)$  (= Lösung einer Anwendungsaufgabe)

- jetzt: Interesse an  $\text{Mod}(F) = \emptyset$ .  
Anwendungen: Schaltkreis  $C$  erfüllt Spezifikation  $S \iff \text{Mod}(C(x) \neq S(x)) = \emptyset$ .

Solver rechnet lange, evtl. Hardwarefehler usw.

- $m \in \text{Mod}(F)$  kann man leicht prüfen  
(unabhängig von der Herleitung)
- wie prüft man  $\text{Mod}(F) = \emptyset$ ?  
(wie sieht ein *Zertifikat* dafür aus?)

### Reverse Unit Propagation

<http://www.satcompetition.org/2014/certunsat.shtml> *RUP proofs are a sequence of clauses that are redundant with respect to the input formula. To check that a clause  $C$  is redundant, all literals  $C$  are assigned to false followed by unit propagation. In order to verify redundancy, unit propagation should result in a conflict.*

$\curvearrowright$  Konflikt für  $F \wedge \neg C \curvearrowright F \wedge \neg C$  ist nicht erfüllbar  $\curvearrowright \neg F \vee C$  ist allgemeingültig  
 $\curvearrowright F \models C$  (aus  $F$  folgt  $C$ )  $\curvearrowright C$  „ist redundant“

siehe auch E.Goldberg, Y.Novikov. *Verification of proofs of unsatisfiability for CNF formulas*. Design, Automation and Test in Europe. 2003, March 3-7, pp.886-891 [http://eigold.tripod.com/papers/proof\\_verif.pdf](http://eigold.tripod.com/papers/proof_verif.pdf)

### Deletion Resolution Asymmetric Tautology

- Nathan Wetzler, Marijn J.H. Heule and Warren A. Hunt: *DRAT-trim: Efficient Checking and Trimming Using Expressive Clausal Proofs*. SAT 2014

<https://www.cs.utexas.edu/~marijn/drat-trim/>

- asymmetric literal addition: für CNF  $F$ , Klausel  $C$ :  $\text{ALA}(F, C)$  ist der Fixpunkt der Operation:

wenn  $\exists l_1, \dots, l_k \in C, (l_1 \vee \dots \vee l_k \vee l) \in F$ , dann  $C_{i+1} = C_i \cup \{\bar{l}\}$ .

- asymmetrische Tautologie:  $\text{AT}_F(C) := (\text{ALA}(F, C) = 1)$ .

resolution AT:

$\text{RAT}_F(C) := \exists l \in C : \forall D \in F : (\bar{l}) \in D \Rightarrow \text{AT}((D \setminus \{\bar{l}\}) \cup C)$

Satz:  $C \notin F \wedge \text{RAT}_F(C) \Rightarrow F \equiv_{\text{SAT}} (F \cup \{C\})$

## Übungen

WS23: empfohlen: 1, 2, 3, 5, 8

1. für unserer Microsat-Solver: Unit propagation und vollständige Elimination programmieren, testen, mit Vorverarbeitung von minisat usw. vergleichen.

2. Beispiele aus DRAT-Papier nachrechnen.

Wieso gilt „the property AT is also known as RUP“?

Den zitierten Satz  $C \notin F \wedge \text{RAT}_F(C) \Rightarrow F \equiv_{\text{SAT}} (F \cup \{C\})$  beweisen.

3. von Cadical einen UNSAT-Beweis ausgeben lassen (für eine kleine CNF),

von Hand überprüfen, maschinell überprüfen (<https://github.com/marijnheule/drat-trim>)

4. Die Werbung auf Webseite von drat-trim enthält: „RAT ... permits all known techniques including extended resolution, blocked clause addition, bounded variable addition, extended learning“.

Geben Sie Quellen und (einfache) Beispiele für diese Techniken an. Besonders: bounded variable *addition*.

5. für eine Teilformel  $F = F_1 \wedge F_2$  wird die Tseitin-Transformation durchgeführt und für die dabei entstehende Variable  $v_F$  (mit  $v_f \leftrightarrow F$ ) ein assert.

Was passiert bei vollständiger Elimination von  $v_F$ ?

(Es ist anzunehmen, daß das alle Solver tun. Deswegen ist für ersatz wohl keine Plaisted-Greenbaum-Transformation (J. Symb. Comp. 2(3) 1986, pp 293-304) [https://doi.org/10.1016/S0747-7171\(86\)80028-1](https://doi.org/10.1016/S0747-7171(86)80028-1) notwendig.)

6. Wenn  $G$  aus  $F$  durch vollständige Resolution (Elimination) von  $v$  entsteht: Konstruieren Sie aus einem Modell  $b$  für  $G$  ein Modell für  $F$  (wie ist  $v$  zu belegen?)

7. für eine unerfüllbare Schubfachscluß-Formel (in jeder Zeile  $1, \dots, H$  höchstens einer wahr, in jeder Spalte  $1, \dots, B$  wenigstens einer wahr, z.B. für  $B = 3, H = 2$  die Klauselmenge  $\{\overline{12}, \overline{13}, \overline{33}, \overline{45}, \overline{46}, \overline{56}, 12, 34, 56\}$

einen möglichst kurzen Beweis der Unerfüllbarkeit

(a) mit DPLL (ohne Lernen)

(b) mit DPLL und CDCL

(c) ... und vorheriger Variablen-Elimination

- (d) ...*nur* mit Variablen-Elimination (ohne DPLL)
8. Geben Sie ein Polynomialzeit-Entscheidungsverfahren für 2SAT (in der CNF hat jede Klausel  $\leq 2$  Literale) an.
- Sind die Lösungsverfahren (DPLL, DPLL + CDCL, Variablen-Elimination) für 2SAT polynomiell? (Wenn ja, Beweis; wenn nein, geben Sie eine Familie von nicht erfüllbare 2SAT-Formeln an, für welche die Verfahren lange rechnen)
9. ich denke, die Giraffe (der (1, 4)-Springer) hat keinen Hamiltonpfad auf  $11 \times 11$ , siehe <https://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/sat/leaper/>. Nachrechnen und schön aufschreiben: Bachelorarbeit.

## 9 Bitblasting

### Definition, Motivation, Beispiel

- Def: unbekanntes Element einer endlichen Menge  $M$  repräsentieren als Folge (Struktur) von Bit,  
(wenigstens  $\lceil \log_2 |M| \rceil$  viele, damit jedes  $x \in M$  darstellbar ist)  
ggf. zusätzliche Konsistenz-Bedingungen (nicht jede Bitfolge ist gültig)  
Operationen und Relationen auf  $M$  als aussagenlog. Formeln (Schaltungen) realisieren
- Motivation: Constraints über  $M$  durch SAT-Solver lösen
- Bsp (Wdhlg): Hamiltonpfad/Kreis: kodiert Zahlen für Zeit und Ort als charakteristischen Vektor (one-hot)

### One-Hot-Kodierung mit Ersatz

- Datentyp: `data OH = OH [Bit]`
- eine Unbekannte (mit Bereich  $\{0, \dots, w\}$ ) anlegen:

```
make w = do
 bs <- replicateM (w+1) $ exists @Bit
 assert $ Ersatz.Counting.exactly 1 bs
 return $ OH bs
```

- Beziehung zwischen symbolischen und konkreten Daten:

```
instance Codec OH where
 type Decoded OH = Natural
 decode s (OH bs) = do vs <- decode s bs
 return $ genericLength $ takeWhile not vs
```

## one-hot-Kodierung

- SAT-Kodierung von  $\perp$  ist entscheidend  
und deswegen ausführlich untersucht, Übersicht in: Hölldobler, Van Hau Nguyen:  
<http://www.wv.inf.tu-dresden.de/Publications/2013/report-13-04.pdf>, vgl. <https://github.com/Z3Prover/z3/issues/755>
- Funktion, Relation  $\Rightarrow$  Wertetabelle, Beispiel:  
 $f(a, b) = c$  wird zu  $\bigwedge_{i,j}(a_i \wedge b_j) \Rightarrow c_{f(i,j)}$
- $\dot{U}$ : Relation  $<$  (kleiner als)?
- $\dot{U}$ : partielle Funktion? z.B. Addition auf  $\{0, \dots, n-1\}$
- (partielle) Funktion  $D^k \rightarrow W$  benötigt  $|D|^k$  Klauseln  
nur für kleine Bereiche, geringe Stelligkeiten praktikabel

## One-Hot-Arithmetik (variable Bitbreite)

- instance Equatable OH where  
OH xs === OH ys =  
let common = min (length xs) (length ys)  
in take common xs === take common ys

- variable Bitbreite:

```
instance Num OH where
 OH xs + OH ys = OH $
 flip map [0 .. length xs + length ys] $ \ s ->
 or $ do -- nicht effizient!
 (i,x) <- zip [0..] xs
 (j,y) <- zip [0..] ys
 guard $ i + j == s
 return $ x && y
```

## Feste (statische) Bitbreite: Zahlen auf Typ-Ebene

- ```
{-# language DataKinds #-} import GHC.TypeLits
data OH (w :: Nat) = OH [Bit] -- Bitbreite im Typ
```

- Allokation in Ersatz (allgemein)

```
class Variable t where
  literally :: MonadSAT s m => m Literal -> m t
  exists :: (Variable a, MonadSAT s m) => m a
```

- Allokation für OH w, dabei Typ-Zahl \Rightarrow Daten-Zahl

```
instance KnownNat w => Variable (OH w) where
  literally l =
    .. replicateM (natVal (Proxy @w)) l ..
```

danach kann man schreiben `exists @(OH 3)`

Reflektion von Zahlen als Typ-Zahlen

- bisher: Zahlen im Typ, Umwandlung zu Daten-Zahlen.
wir brauchen: die andere Richtung. Bsp: Zahl (Bitbreite) wird im Programm geändert oder ist Benutzer-Eingabe.
- Lösung: Paket `reflection`, enthält Funktion

```
import Data.Reflection
reifyNat :: Integer
->(forall (n::Nat).KnownNat n => Proxy n -> r)->r
```

n ist *lokal quantifiziert*, kann nicht in *r* verwendet werden

- Anw.: Typvar. *n* deklariert und mit Wert von *x* belegt

```
reifyNat (x :: Integer) $ \ (_ :: Proxy n) ->
  do .. exists @(OH n) ..
```

Treppen-Kodierung (order encoding)

- Definition: $\forall i : b_i \iff (i \leq u)$
Bsp: $u = 2$ kodiert durch $b_0 = 1, b_1 = 1, b_2 = 1, b_3 = 0$
- Constraints: $\forall i : b_i \leftarrow b_{i+1}$ (Monotonie)
- \ddot{U} : einfache (lineare) Kodierung von \leq
das erfordert nur linear große Formel
 \ddot{U} : ist das trotzdem forcierend?
- vergleiche: \leq ist quadratisch für One-Hot.
 \ddot{U} : lineare Übersetzung f von One-Hot nach Treppe, dann $f(x) \leq f(y)$ insgesamt linear für One-Hot x, y .

Addition für Treppenkodierung

- (für variable Bitbreite) Addition *genau* wie für one-hot:

```
OH xs + OH ys = OH $
  flip map [0 .. length xs + length ys] $ \ s ->
    or $ do -- nicht effizient! (kubische Zeit)
      (i,x) <- zip [0..] xs
      (j,y) <- zip [0..] ys
      guard $ i + j == s -- NICHT geändert!
      return $ x && y
```

Formelgröße: quadratisch. \ddot{U} : ist forcierend?

- effizientere Kodierung ($O(n \log n)$) der Addition über Merge-Netze: Een, Sorenson: *Translating Pseudo-Boolean Constraints into SAT*, 2007. <http://minisat.se/downloads/MiniSat+.pdf>

Binär-Kodierung, Addition

- in Ersatz: `data Bits = Bits [Bit]`, beginnt mit LSB!
- Ordnung (\ddot{U} : fehlende Fälle in eq, \ddot{U} : Orderable)

```
instance Equatable Bits where
  Bits xs == Bits ys = eq xs ys where
    eq [] [] = true
    eq (x:xs) (y:ys) = (x == y) && eq xs ys
```

- Addition (Ü: fehlende Fälle in add) Formelgröße linear

```
instance Num Bits where
  Bits xs + Bits ys = Bits $ add false xs ys where
    add cin (x:xs) (y:ys) =
      let (s,cout) = fullAdder cin x y
      in s : add cout xs ys
```

Binäre Multiplikation

$$[x_0, \dots]_2 \cdot [y_0, \dots]_2 = [z_0, \dots]_2,$$

- Schulmethode: $z = \sum 2^i \cdot x_i \cdot y$ (sequentielle Summation)
- Verbesserungen: C.S. Wallace (1964), L. Dadda (1965),
benutze *full-adder* für *verschränkte* Summation,
(ähnlich zu carry-save-adder)
verringert Anzahl der Gatter und Tiefe des Schaltkreises
vgl. Townsend et al.: *A Comparison of...*, 2003 <http://www.cerc.utexas.edu/~whitney/pdfs/spie03.pdf>,
- scheint für CNF-Kodierung wenig zu helfen
Testfall: Faktorisierung.

Arithmetik für (statisch) fixierte Bitbreite

- data Bin (w::Nat) = Bin [Bit]
Gibt es instance Num (Bin 3)? Nein: $5 + 7 \notin \text{Bin } 3$
- relationale Kodierung (Summe raten und überprüfen mit plus_ok :: Bin w -> Bin w -> Bi
- funktionale Kodierung mit Überlauf

```
data Bin (w::Nat)
  = Bin { contents::[Bit], overflow::Bit }
```

- Überlauf richtig erzeugen (für Addition trivial, \dot{U} : Multiplikation)
- Überlauf propagieren (aus den Argumenten für plus bzw. mal)
- Überlauf bei Implementierung von $===$, $<?$ beachten

Anwendung: Anzahl-Constraints

- wir kennen: at-most-one
- wir wünschen: at-most- k
- (jetzt) triviale Lösung: die Bits binär addieren (aber in der passenden Klammerung!)
so realisiert in `Ersatz.Counting`
- geht das besser? (\Rightarrow Bachelorarbeit (wenigstens))

Praktische Eigenschaften von Kodierungen (I)

- für CNF F auf Variablen $V = \{v_1, \dots, v_n\}$:
Definition: F erkennt Widersprüche durch UP (unit prop.):
für jede partielle Belegung b gilt:
wenn keine vollst. Belegung $b' \supseteq b$ existiert mit $b' \models F$,
dann führt UP auf F von b aus zu einem Konflikt
- Bsp: $F = \{12\bar{3}, \bar{1}2, 1\bar{2}\bar{3}, 2\bar{3}, \bar{2}3\}$, $b = \{\bar{1}\}$.
- \dot{U} : gilt diese Eigenschaft für die log-Kodierung von AMO?
Zu betrachten ist eine Belegung $b = \{(x_i, 1), (x_j, 1)\}$.
Wird durch UP ein Konflikt erreicht?

Praktische Eigensch. (II) – Forcing

- für CNF F auf Variablen $V = \{v_1, \dots, v_n\}$ und Hilfsvariablen H :
Def.: F ist (generalized) arc-consistent (GAC) (forcing):
für jede partielle Belegung b mit $\text{dom } b \subseteq V$
und jedes $v \in V$ mit $v \notin \text{dom } b$:
wenn v in allen Modellen $b' \supseteq b$ von F den gleichen Wert hat, dann folgt dieser Wert bereits durch UP.

- Bsp: log-Kodierung von $\text{AMO}(x)$: Betrachte $b = \{(x_i, 1)\}$.
Alle anderen x_j müssen dann falsch sein.
Wird das durch UP erreicht?

Aufgaben

1. Ist die Kodierung des Halb-Addierers $\text{HA}(x, y; c, r)$ durch $(r \leftrightarrow x \oplus y) \wedge (c \leftrightarrow x \wedge y)$ (Tseitín-Kodierung ohne weitere Hilfsvariablen) forcing?

Ist die Kodierung des Voll-Addierers $\text{FA}(x, y, z; c, r)$ durch $\text{HA}(x, y; c_1, r_1) \wedge \text{HA}(r_1, z; c_2, r) \wedge (c \leftrightarrow c_1 \vee c_2)$ forcing?

Desgl. für die Kodierung von $\text{ITE}(i, t, e; x)$ (if-then-else) durch $(i \wedge t \rightarrow x) \wedge (i \wedge \bar{t} \rightarrow \bar{x}) \wedge (\bar{i} \wedge e \rightarrow x) \wedge (\bar{i} \wedge \bar{e} \rightarrow \bar{x})$

Lesen Sie dazu auch Een und Sörenson: *Translating Pseudo-Boolean Constraints into SAT*, JSAT 2006, (<http://minisat.se/Papers.html>) Abschnitt 5.1.

Vergleichen Sie mit den Quelltexten von ersatz.

Aufgaben

1. Überprüfen Sie *generalized arc-consistency* (forcing) für `sym_diff_eq a b c` (Semantik: $|a - b| = c$) für One-Hot-Kodierung.

Bsp.: Bitbreite 4 (für Bereich $\{0, 1, 2, 3\}$), partielle Belegung $a_0 = 0, a_1 = 0, b_0 = 0, b_1 = 0$. Welche c_i sind dadurch (semantisch) bestimmt? Erhält man diese durch Unit-Propagation? (nehmen Sie dabei an, daß die verwendete Kodierung von exactly-one forcierend ist).

2. zu D. E. Knuth: TAOCP Fasc. 7A (Version 18. Nov. 2022), S. 16 ff: *Graph labeling*
Diskutieren/realisieren Sie Bitblasting (SAT-Kodierung) für das *reverse model* (S. 19)

Aufgaben

1. sind angegeben Implementierungen der binären Arithmetik und Vergleichsrel. fixierter Breite forcierend?
2. Binärzahlen (statt one-hot) für Graceful labeling.
3. Kodierung von vorzeichenbehafteten Zahlen

- (a) feste Bitbreite: im Zweierkomplement
- (b) variable Bitbreite: zur Basis -2, Bsp. $-5 = 1 - 2 + 4 - 8 = 1 \cdot (-2)^0 + 1 \cdot (-2)^1 + 1 \cdot (-2)^3 + 1 \cdot (-2)^3$
- Instanzen für Ersatz (Codec, Equatable, Orderable, Num)
4. Diskutieren Sie richtige Propagation von Überläufen bei Kodierung von Zahlen aus $\{-B, \dots, B\}$ für Operationen plus, mal, kleiner, gleich.
5. weitere Beispiele und Aufgaben zu Bitblasting-Arithmetik: https://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/talk/22/isr/#solving-qb_nia-by-bit-blasting (ISR 2022)
6. Realisieren Sie die Berechnung des Überlaufs bei
- (a) Addition
- (b) Multiplikation
- in $\mathbb{QF_BV}$ durch möglichst kleine Formel.
- Damit können Sie ein Constraint P in $\mathbb{QF_NIA}$, $\mathbb{QF_LIA}$ in Constraints P_w in $\mathbb{QF_BV}$ (mit Bitbreite w) übersetzen, und evtl. Glück haben, wie in VL beschrieben.
- Probieren Sie für einfache (handgeschriebene) Constraints P aus, ob (z.B. Z3) für P oder P_1, P_2, \dots schneller ist.

10 Prädikatenlogik

Plan

(für den Rest der Vorlesung)

- Prädikatenlogik (Syntax, Semantik)
- existentielle konjunktive Constraints
in verschiedenen Bereichen, z. B.
Gleichungen und Ungleichungen auf Zahlen ($\mathbb{Z}, \mathbb{Q}, \mathbb{R}$)
- beliebige Boolesche Verknüpfungen
SAT modulo T (= SMT), DPLL(T)
- Bit-blasting (SMT \rightarrow SAT)

Syntax der Prädikatenlogik

- Signatur: Name und Stelligkeit für
 - Funktions-
 - und Relationssymbole
- Term:
 - Funktionssymbol mit Argumenten (Terme)
 - Variable
- Formel
 - atomar: Relationssymbol mit Argumenten (Terme)
 - Boolesche Verknüpfungen (von Formeln)
 - Quantor Variable Formel
- – gebundenes und freies Vorkommen von Variablen
 - Sätze (= geschlossene Formeln)

Semantik der Prädikatenlogik

- Universum, Funktion, Relation,
- Struktur, die zu einer Signatur paßt
- Belegung, Interpretation
- Wert
 - eines Terms
 - einer Formel

in einer Struktur, unter einer Belegung

die Modell-Relation $(S, b) \models F$ sowie $S \models F$
Erfüllbarkeit, Allgemeingültigkeit (Def, Bsp)

Theorien

Def: $\text{Th}(S) := \{F \mid S \models F\}$

(Die Theorie einer Struktur S ist die Menge der Sätze, die in S wahr sind.)

Bsp: „ $\forall x : \forall y : x \cdot y = y \cdot x$ “ $\in \text{Th}(\mathbb{N}, 1, \cdot)$

Für K eine Menge von Strukturen:

Def: $\text{Th}(K) := \bigcap_{S \in K} \text{Th}(S)$

(die Sätze, die in jeder Struktur aus K wahr sind)

Bsp: „ $\forall x : \forall y : x \cdot y = y \cdot x$ “ $\notin \text{Th}(\text{Gruppen})$

... denn es gibt nicht kommutative Gruppen, z.B. $\text{SL}(2, \mathbb{Z})$

Unentscheidbarkeit

- (Alonzo Church 1938, Alan Turing 1937)

Das folgende Problem ist nicht entscheidbar:

- Eingabe: eine PL-Formel F
- Ausgabe: *Ja*, gdw. F allgemeingültig ist.

- Beweis: kodiert das Halteproblem für ein universelles Berechnungsmodell als eine Wahrheitsproblem der PL

Rechnung einer Turingmaschine kodiert durch 2-stellige Funktion $f(i, t) =$ der Inhalt von Zelle i zur Zeit t .

- diese mathematische Fragestellung (von David Hilbert, 1928) begründet die Wissenschaft der Informatik.

(die Berechenbarkeits-Theorie)

Folgerungen aus Unentscheidbarkeit

Suche nach (effizienten) Algorithmen für Spezialfälle

(die trotzdem ausreichen, um interessante Anwendungsprobleme zu modellieren)

- Einschränkung der Signatur (Bsp: keine F.-S., nur einstellige F.-S, nur einstellige Rel.-S.)
- Einschränkung der Formelsyntax

- nur bestimmte Quantoren, nur an bestimmten Stellen
(im einfachsten Fall: ganz außen existentiell)
- nur bestimmte Verknüpfungen (Bsp: nur durch \wedge)
- Einschränkung auf Theorien von gegebenen Strukturen
Bsp: $F \in \text{Th}(\mathbb{N}, 0, +)$? $G \in \text{Th}(\text{Gruppen})$

11 Lineare Gleichungen und Ungleichungen

Beispiel LP: monotone Interpretation

- Beispiel: das Wortersetzungssystem $R = \{aa \rightarrow bbb, bb \rightarrow a\}$ terminiert.
- Beweis: definiere $h : \Sigma \rightarrow \mathbb{N} : a \mapsto 5, b \mapsto 3$
und setze fort zu $h^* : \Sigma^* \rightarrow \mathbb{N} : h(c_1 \dots c_n) = \sum h(c_i)$.
Dann gilt $u \rightarrow_R v \Rightarrow h^*(u) > h^*(v)$ wegen $\forall (l \rightarrow r) \in R : h^*(l) > h^*(r)$.
- Die Gewichtsfunktion h erhält man als Lösung des linearen Ungleichungssystems
 $2a > 3b \wedge 2b > a \wedge a \geq 0 \wedge b \geq 0$.

Beispiel LP-Solver

- Aufgabenstellung im LP-Format (<http://lpsolve.sourceforge.net/5.0/CPLEX-format.htm>)

```
Minimize
  obj: a + b
Subject To
  c1: 2 a - 3 b >= 1
  c2: 2 b - a >= 1
End
```

- lösen mit `glpsol` (GNU Linear Programming Kit, <https://www.gnu.org/software/glpk/>, 2000-2020, Andrew Makhorin)

```
glpsol --lp lin/lpex.cplex
```

Syntax, Semantik

- lin. (Un-)Gleichungssystem $\rightarrow \bigwedge_{i=1}^n$ Constraint
- Constraint \rightarrow Ausdruck Relsym Ausdruck
- Relsym $\rightarrow = \mid \leq \mid \geq$
- Ausdruck \rightarrow Zahl $+$ $\sum_{i=1}^n$ (Zahl \cdot Unbekannte)
- Zahlenbereich: \mathbb{Q} (rational)

Beispiel: $4y \leq x \wedge 4x \leq y - 3 \wedge x + y \geq 1 \wedge x - y \geq 2$

Semantik: Wertebereich für Unbekannte ist \mathbb{Q} (äquiv: \mathbb{R})

Normalformen

- Beispiel:

$$4y \leq x \wedge 4x \leq y - 3 \wedge x + y \geq 1 \wedge x - y \geq 2$$

- Normalform: $\bigwedge_i \sum_j a_{i,j} x_j \geq b_i$

$$x - 4y \geq 0$$

...

- Matrixform: $Ax^T \geq b^T$

A ist linearer Operator.

Lösung von linearen (Un-)Gl.-Sys. mit Methoden der linearen Algebra

Hintergründe

Warum funktioniert das alles?

- lineares Gleichungssystem:

Lösungsmenge ist (verschobener) *Unterraum*, endliche Dimension

- lineares Ungleichungssystem:

Lösungsmenge ist *Simplex* (Durchschnitt von Halbräumen, konvex), endlich viele Seitenflächen

Wann funktioniert es nicht mehr?

- nicht linear: keine Ebenen
- nicht rational, sondern ganzzahlig: Lücken

Lineare Gleichungssysteme

- Lösung nach Gauß-Verfahren:
eine Gleichung nach einer Variablen umstellen,
diese Variable aus den anderen Gleichungen eliminieren (= Dimension des Lösungsraumes verkleinern)
- Ü: es gibt kein solches Verfahren für CNF-SAT (es gibt keine Operation, die der Subtraktion entspricht)
... aber für XOR-SAT (Konjunktion von XOR-Klauseln)
- Mate Soos, Karsten Nohl, Claude Castelluccia: *Extending SAT Solvers to Cryptographic Problems SAT 2009* <https://github.com/msoos/cryptominisat>
... we extended the solver's input language to support the XOR operation

Lineare Ungleichungen und Optimierung

Entscheidungsproblem:

- Eingabe: Constraintsystem,
- gesucht: eine erfüllende Belegung

Optimierungsproblem:

- Eingabe: Constraintsystem und *Zielfunktion* (linearer Ausdruck in Unbekannten)
- gesucht: eine optimale erfüllende Belegung (d. h. mit größtmöglichem Wert der Zielfunktion)

Standard-Form des Opt.-Problems: $A \cdot x^T = b, x^T \geq 0$, minimiere $c \cdot x^T$.

Ü: reduziere OP auf Standard-OP, reduziere EP auf OP

Lösungsverfahren für lin. Ungl.-Sys.

- Simplex-Verfahren (für OP) (George Dantzig et al., 1947)
Schritte wie bei Gauß-Verfahren für Gleichungssysteme (= entlang einer Randfläche des Simplex zu einer besseren Lösung laufen)
Einzelheiten siehe Vorlesung Numerik/Optimierung
exponentielle Laufzeit im schlechtesten Fall (selten)

- polynomielle Algorithmen: Leonid Kachiyan, 1979, Narendra Karmakar 1984.
- Fourier (1826)-Motzkin (1936)-Verfahren (für EP)
vgl. mit Elimination durch vollständige Resolution
exponentielle Laufzeit (häufig)

Fourier-Motzkin-Verfahren

Def.: eine Ungl. ist in x -Normalform, wenn jede Ungl.

- die Form „ $x (\leq | \geq)$ (Ausdruck ohne x)“ hat
- oder x nicht enthält.

Satz: jedes Ungl. besitzt äquivalente x -Normalform.

Def: für Ungl. U in x -Normalform:

$$U_x^\downarrow := \{A \mid (x \geq A) \in U\}, U_x^\uparrow := \{B \mid (x \leq B) \in U\}, \\ U_x^- = \{C \mid C \in U, C \text{ enthält } x \text{ nicht}\}.$$

Def: (x -Eliminations-Schritt) für U in x -Normalform:

$$U \rightarrow_x \{A \leq B \mid A \in U_x^\downarrow, B \in U_x^\uparrow\} \cup U_x^-$$

Satz: (U erfüllbar und $U \rightarrow_x V$) \iff (V erfüllbar).

FM-Verfahren: Variablen nacheinander eliminieren.

Aufgaben

1. Finden Sie eine monotone Interpretation durch eine Gewichtsfunktion für das Wortersetzungssystem

(RULES

a a a \rightarrow b b,
b b b \rightarrow c d ,
c \rightarrow a a ,
d \rightarrow c)

(Quelle: SRS/Zantema/z116.srs aus <https://www.lri.fr/~marche/tpdb/tpdb-2.0/>, vgl. <https://termination-portal.org/wiki/TPDB>)

Stellen Sie das passende Ungleichungssystem auf, geben Sie eine (geratene) Lösung an.

2. Führen Sie das Fourier-Motzkin-Verfahren für dieses Ungleichungssystem durch.
3. Bestimmen Sie eine Lösung mit GLPK
4. Bestimmen Sie eine Lösung mit hmatrix-glpk.
 Alberto Ruiz, Dominic Steinitz, 2010-2018, *Simple interface to linear programming functions provided by GLPK*. <https://hackage.haskell.org/package/hmatrix-glpk>
5. Finden Sie weitere Systeme aus SRS/Zantema/z101 ... z112 mit Gewichtsfunktion.
 Vergleichen Sie mit den Lösungen, die in der letzten Termination Competition gefunden wurden. https://termination-portal.org/wiki/Termination_Competition
6. Vorverarbeitung eines Terminationsproblems durch *sparse tiling*, dann Gewichtsfunktion: siehe Geser, Hofbauer, Waldmann FSCD 2019 <https://drops.dagstuhl.de/opus/volltexte/2019/10528/>
 beruht auf einer alten und einfachen Idee, Beispiel: 2-Kachelung für $aa \rightarrow aba$ ergibt $\{[aa] \rightarrow [ab][ba]\}$, Anzahl der $[aa]$ nimmt ab,
 das klappt aber nicht immer so einfach (wann nicht?), läßt sich leicht reparieren (wie?)
 in zitierter Quelle: Einschränkung der Kachelmenge
7. cryptominisat: anwenden, Papier lesen, wie wird DPLL/CDCL für XOR-Klauseln angepaßt?

12 Ganzzahlige lineare Ungleichungen

(Mixed) Integer Programming

- “linear program” (LP): lineares Ungleichungssystem mit Unbekannten aus \mathbb{Q}
- “integer program” (IP): lineares Ungleichungssystem, mit Unbekannten aus \mathbb{Z}
- “mixed integer program” (MIP): lineares Ungleichungssystem, mit Unbekannten aus \mathbb{Q} und \mathbb{Z}
- die Komplexität steigt: $LP \in P$, $MIP \in NP_c$

- mit MIP kann man Boolesche Constraints simulieren
 ... sollte man aber nicht: Boolesche Lösungsverfahren (DPLL, CDCL) sind besser als numerische

MIP-Beispiel

LP-Format mit Abschnitten

- General für ganzzahlige Unbekannte
- Binary für Unbekannte in $\{0, 1\}$

```
Minimize  obj: y
Subject To
  c1: 2 x  <= 1
  c2: - 2 x + 2 y <= 1
  c3: 2 x + 2 y >= 1
General  x y
End
```

Lösen mit <https://projects.coin-or.org/Cbc>:

```
cbc check.lp solve solu /dev/stdout
```

Ü: ausprobieren und erklären: nur x , nur y ganzzahlig

MIP-Lösungsverfahren

- Ansatz: ein MIP M wird gelöst,
 indem eine Folge von LP L_1, \dots gelöst wird.
- Def: *Relaxation* $R(M)$: wie M , alle Unbekannten reell.
- *Einschränkung*: für eine ganze Unbekannte x_i
 falls $\max\{x_i \mid \vec{x} \in \text{Mod}(R(M))\} = B < \infty$,
 füge Constraint $x_i \leq \lfloor B \rfloor$ hinzu

- *Fallunterscheidung (Verzweigung)*:

wähle eine ganze Unbekannte x_i und $B \in \mathbb{R}$ beliebig:

$$\text{Mod}(M) = \text{Mod}(M \cup \{x_i \leq \lfloor B \rfloor\}) \cup \text{Mod}(M \cup \{x_i \geq \lceil B \rceil\})$$

entspricht *decide* in DPLL — aber es gibt kein CDCL

SAT als IP, Komplexität von IP

- es gilt $\text{SAT} \leq_P \text{IP}$

Beweis durch Funktion $T : \text{CNF} \rightarrow \text{IP}$ mit

- T ist in Polynomialzeit berechenbar
- $\forall F \in \text{CNF} : F$ erfüllbar $\iff T(F)$ lösbar

Lösungsidee:

- Variablen von $T(F) =$ Variablen von F
- Wertebereich der Variablen ist $\{0, 1\}$
- Negation durch Subtraktion, Oder durch Addition, Wahrheit durch ≥ 1
- Folgerung: aus $\text{SAT} \in \text{NPc}$ folgt $\text{IP} \in \text{NPc}$,
deswegen kein IP- oder MIP-Solver in Polynomialzeit (oder $\text{P} = \text{NP} = 1$ Million Dollar)

Travelling Salesman als MIP

(dieses Bsp. aus Papadimitriou und Steiglitz: *Combinatorial Optimization*, Prentice Hall 1982)

Travelling Salesman:

- Instanz: Gewichte $w : \{1, \dots, n\}^2 \rightarrow \mathbb{R}_{\geq 0} \cup \{+\infty\}$ und Schranke $s \in \mathbb{R}_{\geq 0}$
- Lösung: Rundreise mit Gesamtkosten $\leq s$

Ansatz zur Modellierung:

- Variablen $x_{i,j} \in \{0, 1\}$, Bedeutung: $x_{i,j} = 1 \iff$ Kante (i, j) kommt in Rundreise vor
- Zielfunktion?
- Constraints — reicht das: $\sum_i x_{i,j} = 1, \sum_j x_{i,j} = 1$?

Travelling Salesman als MIP (II)

Miller, Tucker, Zemlin: *Integer Programming Formulation and Travelling Salesman Problem* JACM 7(1960) 326–329

- zusätzliche Variablen $u_1, \dots, u_n \in \mathbb{R}$
- Constraints C : $\forall 1 \leq i \neq j \leq n : u_i - u_j + nx_{i,j} \leq n - 1$

Übung: beweise

- für jede Rundreise gibt es eine Belegung der u_i , die C erfüllt.
- aus jeder Lösung von C kann man eine Rundreise rekonstruieren.

Was ist die anschauliche Bedeutung der u_i ?

min und max als MIP

- kann man den Max-Operator durch lin. Ungln simulieren?
(gibt es äq. Formulierung zu $\max(x, y) = z$?)
- Ansatz: $x \leq z \wedge y \leq z \wedge (x = z \vee y = z)$,
aber das *oder* ist verboten.

Idee zur Simulation von $A \leq B \vee C \leq D$:

- neue Variable $f \in \{0, 1\}$
- Constraint $A \leq B + \dots \wedge C \leq D + \dots$
falls eine obere Schranke S für die Werte von A, B, C, D bekannt ist

Übungen zu DL, MIP

1. Diskussion, Beispiel für TSP als MIP
(es wird kein Kreis, sondern ein Weg bestimmt?)
2. Formulierung eines SAT-Problems als IP, Lösung mit CBC.

3. Überdeckungsproblem (möglichst wenige Damen, die das gesamte Schachbrett beherrschen) as IP,

Constraint-System programmatisch erzeugen, z.B. <https://hackage.haskell.org/package/limp>, Lösen mit <https://hackage.haskell.org/package/limp-cbc>

Vergleichen mit SAT-Kodierung, Anzahlconstraint mit Bit-Blasting

4. Auswertung Adventskalender (Aufgaben: 1, 24)

Planung Projekte

13 (Integer/Real) Difference Logic

Motivation, Definition

- viele Scheduling-Probleme enthalten:
 - Tätigkeit i dauert d_i Stunden
 - i muß beendet sein, bevor j beginnt.
- das führt zu Constraintsystem:
 - Unbekannte: $t_i =$ Beginn von i
 - Constraints: $t_i \leq t_j - d_i$
- das ist Spezialfall eines linearen Ungleichungssystems, mit einfachem Lösungsverfahren, wird später verwendet als Unterprogramm in DPLL(T)

Constraint-Graphen für IDL

- Für gegebenes IDL-System S konstruiere gerichteten kantenbewerteten Graphen G
 - Knoten $i =$ Unbekannte t_i
 - gewichtete Kante $i \xrightarrow{d} j$, falls Constraint $t_i \leq t_j + d$
- beachte: Gewichte $d \in \mathbb{Z}$ (oder \mathbb{Q} , ist äquivalent)
(Ü: wenn alle ≥ 0 : Problem ist trivial lösbar. Wie?)
- Satz: S lösbar $\iff G$ besitzt keinen gerichteten Kreis mit negativem Gewicht.
(Implikation \Rightarrow ist offensichtlich, wir brauchen \Leftarrow)
 - Ansatz: $t_i =$ minimales Gewicht aller Wege von 1 zu i
Diskussion: min existiert nicht? Weg existiert nicht?

Kürzeste Wege in Graphen

- (single-source shortest paths)
 - Eingabe:
 - * gerichteter Graph $G = (V, E)$
 - * Kantengewichte $w : E \rightarrow \mathbb{R}$
äquivalent: Matrix $w : V \times V \rightarrow \mathbb{R} \cup \{+\infty\}$
 - * Startknoten $s \in V$
 - Ausgabe: Funktion $D : V \rightarrow \mathbb{R} \cup \{-\infty, +\infty\}$ mit $\forall x \in V : D(x) =$ minimales Gewicht aller Wege von s nach x
- der bekannte (und schnelle) Algorithmus von Dijkstra funktioniert nur, falls $\forall i, j : w(i, j) \geq 0$ (Ü: Beispiel)
Lösung: Algorithmus von Bellmann (1958), Ford (1956)

Lösungsidee

iterativer Algorithmus mit Zustand $d : V \rightarrow \mathbb{R} \cup \{+\infty\}$.

$d(s) := 0, \forall x \neq s : d(x) := +\infty$

while es gibt eine Kante $i \xrightarrow{w_{i,j}} j$ mit $d(i) + w_{i,j} < d(j)$
 $d(j) := d(i) + w_{i,j}$ // Kante ij wird entspannt

jederzeit gilt die *Invariante*:

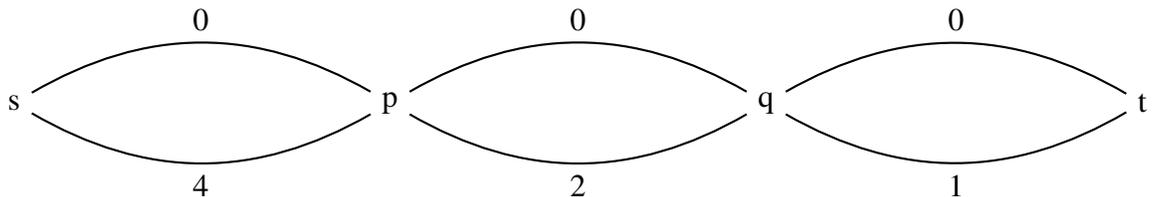
- $\forall x \in V$: es gibt einen Weg von s nach x mit Gewicht $d(x)$
- $\forall x \in V : D(x) \leq d(x)$.

verbleibende Fragen:

- Korrektheit (falls Termination)
- Auswahl der Kante (aus mehreren Kandidaten)
- Termination, Laufzeit

Laufzeit

- exponentiell viele Relaxations-Schritte:



- besser (polynomiell): Bellman-Ford
 - for i from 1 to $|V|$: jede Kante $e \in E$ einmal entspannen
 - dann testen, ob alle Kanten entspannt sind,
d. h., $\forall i, j : d(i) + w_{i,j} \geq d(j)$

Wenn nein, dann existiert negativer Kreis. (Beweis?)

- Dijkstra ist schneller, aber nur bei Gewichten ≥ 0 korrekt

Aufgaben Differenz-Logik

beachte: hier *System* = Konjunktion. andere Boolesche Kombinationen: später (SMT).

1. ein unlösbares IDL-System S angeben,
(mit 4 Constraints, so daß jedes echte Unter-System $S' \subsetneq S$ (mit ≤ 3 Constraints) lösbar ist)
Bellmann-Ford für den Graphen dieses S ,
Dijkstra für den Graphen dieses S .
2. Wie aufwendig ist die Lösung eines IDL-Systems durch Fourier-Motzkin?
vergleichen mit Laufzeit Bellmann-Ford

14 SMT (Satisfiability Modulo Theories)

Definition, Lösungsverfahren (Plan)

- Erfüllbarkeitsproblem für beliebige boolesche Kombination von atomaren Formeln aus einer Theorie
Beispiel: $(x \geq 3 \vee \neg(x + y \leq 4)) \leftrightarrow x > y$
- Verfahren: 1. (wirklich) ersetze jedes T-Atom a_i durch eine boolesche Unbekannte u_i , erhalte Formel F
2. (naiv) für jedes boolesche Modell $b \models F$: entscheide, ob die Konjunktion der entsprechenden (ggf. negierten) Atome in T erfüllbar ist
- (2. besser) *DPLL modulo Theory*: Verschränkung der booleschen Suche mit T-Erfüllbarkeit für partielle Modelle

SMT-{LIB,COMP}

- Standard-Modellierungssprache, Syntax/Semantik-Def:
<https://smtlib.cs.uiowa.edu/standard.shtml>

- **Aufgabensammlung:** <https://smtlib.cs.uiowa.edu/benchmarks.shtml>
Kombinatorik, Scheduling, Hard- und Software-Verifikation, ... crafted, industrial, (random?)
- **Wettbewerb:** <https://smt-comp.github.io/>
- **typische Solver (Beispiele)**
 - Z3 (Nikolas Bjorner, Leo de Moura et al.) <https://github.com/Z3Prover/z3/>
 - CVC5 (Clark Barrett, Cesare Tinelli et al.) <https://cvc5.github.io/>

Beispiel queen10-1.smt2 aus SMT-LIB

```
(set-logic QF_IDL) (declare-fun x0 () Int)
(declare-fun x1 () Int) (declare-fun x2 () Int)
(declare-fun x3 () Int) (declare-fun x4 () Int)
(assert (let ((?v_0 (- x0 x4)) (?v_1 (- x1 x4))
(?v_2 (- x2 x4)) (?v_3 (- x3 x4)) (?v_4 (- x0 x1))
(?v_5 (- x0 x2)) (?v_6 (- x0 x3)) (?v_7 (- x1 x2))
(?v_8 (- x1 x3)) (?v_9 (- x2 x3))) (and (<= ?v_0 3)
(>= ?v_0 0) (<= ?v_1 3) (>= ?v_1 0) (<= ?v_2 3) (>=
?v_2 0) (<= ?v_3 3) (>= ?v_3 0) (not (= x0 x1))
(not (= x0 x2)) (not (= x0 x3)) (not (= x1 x2))
(not (= x1 x3)) (not (= x2 x3)) (not (= ?v_4 1))
(not (= ?v_4 (- 1))) (not (= ?v_5 2)) (not (= ?v_5
(- 2))) (not (= ?v_6 3)) (not (= ?v_6 (- 3))) (not
(= ?v_7 1)) (not (= ?v_7 (- 1))) (not (= ?v_8 2))
(not (= ?v_8 (- 2))) (not (= ?v_9 1)) (not (= ?v_9
(- 1)))))) (check-sat) (exit)
```

Umfang der Benchmarks (2014)

<http://www.cs.nyu.edu/~barrett/smtlib/?C=S;O=D>

| | |
|---|------|
| QF_BV_DisjunctiveScheduling.zip | 2.7G |
| QF_IDL_DisjunctiveScheduling.zip | 2.4G |
| incremental_Hierarchy.zip | 2.1G |
| QF_BV_except_DisjunctiveScheduling.zip | 1.6G |
| QF_IDL_except_DisjunctiveScheduling.zip | 417M |
| QF_LIA_Hierarchy.zip | 294M |
| QF_UFLRA_Hierarchy.zip | 217M |

| | |
|----------------------|------|
| QF_NRA_Hierarchy.zip | 170M |
| QF_LRA_Hierarchy.zip | 160M |

- QF: quantifier free,
- I: integer, R: real, BV: bitvector
- D: difference, L: linear, N: polynomial

Anwendung zur Terminations-Analyse

- der *arktische* Halbring: $\mathbb{A} = (\{-\infty\} \cup \mathbb{N}, \max, +, -\infty, 0)$
- $\mathbb{A}^{d \times d}$: quadratische Matizen über \mathbb{A} ,
- $P > Q$ falls $\forall i, j : (P_{i,j} > Q_{i,j}) \vee (P_{i,j} = -\infty = Q_{i,j})$.
- Matrix-Interpretation: $i : \Sigma \rightarrow \mathbb{A}^{d \times d}$ mit $\forall c : i(c)_{1,1} \geq 0$
Interpretation von Wörtern: $i(c_1 \dots c_n) := i(c_1) \circ \dots \circ i(c_n)$
Bsp: $i : a \mapsto \begin{pmatrix} 0 & 0 \\ 1 & 2 \end{pmatrix}, b \mapsto \begin{pmatrix} 0 & -\infty \\ -\infty & -\infty \end{pmatrix}$
- i kompatibel mit R , falls $\forall (l, r) \in R : i(l) > i(r)$.
Bsp (Fortsetzg.) i kompatibel mit $\{aa \rightarrow aba\}$
- dann terminiert R , denn jede R -Ableitung von w aus hat $\leq i(w)_{1,1}$ Schritte
- für gegebenes R und d : Kompatibilität von i ist Constraint-System in QF_LIA.

e-DSLs für Constraint-Prog.

- die Constraint-Sprache C dient zur Kommunikation mit Solver (nicht: mit Anwender/Anwendungsprogrammierer)
- Programm in einer Gastsprache G für
 - Konstruktion des Constraint-Systems
 - Verarbeitung des Resultates (des Modells)
- dabei müssen übersetzt werden
 - Namen in C , Namen in G
 - Werte in C (symbolisch), Werte in G (tatsächlich)
 - Typen in C (Bsp: `Bit`), in G (Bsp: `Bool`)
- Entwurfs-Ziele:
 - symbolisches Programm (in C) sieht aus wie tatsächliches Programm (in G)
 - notwendige Übersetzungen möglichst unsichtbar

Wiederholung: ersatz als e-DSL für SAT

- ```
(let b = True in solveWith minisat $ do
 p <- exists @Bit; assert (p === encode b)
 return p
) >>= \ case (Satisfied, Just (p :: Bool)) -> ...
```
- ```
class Codec c where
  type Decoded c
  encode :: Decoded c -> c
  decode :: Belegung -> c -> Decoded c
instance Codec Bit where
  type Decoded Bit = Bool; ...
```
- Ü: überprüfen Sie die Design-Ziele, geben Sie die technischen Mittel an, durch die diese erreicht werden

Beispiel: Python-Bindung für Z3

- <https://github.com/Z3Prover/z3/blob/master/examples/python/hamiltonian/hamiltonian.py>

```
L = {0:[1,2], 1:[2], 2:[1,0]} # Beispiel-Graph
cv = [Int('cv%s'%i) for i in range(L)]
s = Solver() ; s.add(cv[0]==0)
for i in range(L):
  s.add(Or([cv[j]==(cv[i]+1)%L for j in gr[i]]))
s.check(); print (s.model())
```

- Design-Ziele überprüfen:
 - Namen, Typen, Ausdrücke, Übersetzungen, Sichtbarkeit
- beachte: hier wird keine SMTLIB-Datei erzeugt, sondern API des Solvers aufgerufen.

Haskell-Bindungen für SMTLIB (Bsp. 1)

- Iavor S. Diatchki: <https://hackage.haskell.org/package/simple-smt>

```

• s <- newSolver "cvc4" ["--lang=smt2"] Nothing
  setLogic s "QF_LIA"
  x <- declare s "x" tInt
  assert s (add x (int 2) `eq` int 5)
  check s
  print =<< getExprs s [x]

```

- *C*-Namen sind sichtbar
- *C*-Typen (tInt) erscheinen nicht statisch in *G*-Typen
- *C*- und *G*-Operatoren: add, +
- explizite Rück-Übersetzung (getExprs)

Haskell-Bindungen für SMTLIB (Bsp. 2)

- Henning Günther: <https://hackage.haskell.org/package/smtlib2>
- withBackend (createPipe "z3" ["-smt2","-in"]) \$ do


```

x <- declareVar int; y <- declareVar int
assert $ x .+. y .==. cint 5
assert $ x .>. cint 0; assert $ y .>. cint 0
checkSat
IntValue vx <- getValue x; IntValue vy <- getValue y
return (vx,vy)

```

- *C*-Typen erscheinen statisch in *G*-Typen, Bsp:

```

(>.) :: (Embed m e, IsSMTNumber tp, HasMonad a, HasMonad b
, MatchMonad a m, MatchMonad b m
, MonadResult a ~ e tp, MonadResult b ~ e tp)
=> a -> b -> m (e BoolType)

```

Aufgaben

1. Bestimmen Sie:

die kleinste natürliche Zahl, die sich auf zwei verschiedene Weisen als Summe von zwei Kuben schreiben läßt

mit einem SMT-Solver. Schreiben Sie das Constraint-System von Hand. Benutzen Sie Logiken QF_NIA (Polynom-Arithmetik) (Warum nicht QF_LRA ?)

Hinweis: die Bedingung *die kleinste* kann man nicht hinschreiben, aber durch systematisches Probieren realisieren

Lösen Sie nun die gleiche Aufgabe mit QF_BV (Bitvektoren)

2. Dieses Beispiel in QF_NIA ist wohl zu schwer für heutige Solver:

Andrew R. Booker, Andrew V. Sutherland: *On a question of Mordell*, <https://arxiv.org/abs/2007.01209>

John Pavlus: *Sum-of-Three-Cubes Problem Solved for 'Stubborn' Number 33*, <https://www.quantamagazine.org/sum-of-three-cubes-problem-solved-for-stubborn-number-33>

3. wählen Sie zufällig in SMTLIB eine (quantorenfreie) Logik und dort eine Benchmark. Erklären Sie die Benchmark. Wenden Sie verschiedene SMT-Solver an (z.B. Z3 und Z3++) und vergleichen Sie Laufzeiten. Ändern Sie die Formel (vorsichtig), erläutern Sie die Änderungen der Belegung oder Erfüllbarkeit.
4. die zitierte Hamiltonkreis-Kodierung (oder die früher zitierte MIP-Kodierung dafür) in SMTLIB-Syntax hinschreiben (in möglichst einfacher Logik) und ausprobieren.
5. Eine kompatible arktische Matrix-Interpretation für $aa \rightarrow aba$ (das Bsp. auf Folie) durch Lösen eines LIA-Systems bestimmen
Desgl. für $a^2b^2 \rightarrow b^3a^3$ (größere Dimension verwenden).
Warum gibt es keine solche Interpretation für $ab \rightarrow ba$?
Hinweis: weil diese Regel quadratische lange Ableitungen gestattet (von welchen Startwörtern?),
aber solche können bei arktischen Interpretationen nicht vorkommen (warum?)

15 Uninterpretierte Funktionen (UF)

Motivation, Definition

Interpretation \models Formel,

Interpretation = (Struktur, Belegung)

Die *Theorie* $\text{Th}(S)$ einer Struktur S ist Menge aller in S wahren Formeln: $\text{Th}(S) = \{F \mid \forall b : (S, b) \models F\}$

Beispiel 1: Formel $a \cdot b = b \cdot a$ gehört zur $\text{Th}(\mathbb{N}$ mit Multipl.), aber nicht zu $\text{Th}(\text{Matrizen über } \mathbb{N} \text{ mit Multipl.})$

Beispiel 2: Formel

$$(x = y) \Rightarrow f(f(x)) = f(f(y))$$

gehört zu *jeder* Theorie (mit passender Signatur),

Gleichheit von Termen

In jeder Algebra gelten diese Formeln:

$$(t_1 = s_1) \wedge \dots \wedge (t_k = s_k) \rightarrow f(t_1, \dots, t_k) = f(s_1, \dots, s_k)$$

(Leibniz-Axiom für die Gleichheit, *functional consistency*)

- Definition: eine Σ -Algebra A heißt *frei*, wenn die Implikation im Leibniz-Axiom eine Äquivalenz ist
- Beispiel: jede Termalgebra ist frei.
- Nicht-Beispiel: $\Sigma = \{+/2\}$, $D = \mathbb{N}$ ist nicht frei.
- Bsp.: eine freie Algebra auf \mathbb{N} zur Signatur $\{f/2\}$ ist $f(x, y) = 2^x \cdot 3^y$ (Satz von Euklid: jede positive natürliche Zahl besitzt *genau eine* Zerlegung in Primzahlpotenzen)

Anwendungen

Für jede Σ -Algebra S gilt:

- Formel F ist allgemeingültig in der *freien* Σ -Algebra
- \Rightarrow Formel F ist allgemeingültig in S .

Vorteil: kein Entscheidungsverfahren für S nötig

Nachteil: Umkehrung gilt nicht.

Anwendung bei Analyse von Programmen, Schaltkreisen: Unterprogramme (Teilschaltungen) als *black box*,

Roope Kaivola et al.: *Replacing Testing with Formal Verification in Intel CoreTM i7 Processor Execution Engine Validation*, Conf. Computer Aided Verification 2009, http://dx.doi.org/10.1007/978-3-642-02658-4_32

Die Logik QF_UF in SMT-LIB

- Bsp: die Formel $(x = y) \wedge (f(f(g(x))) \neq f(f(g(y))))$

```
(set-logic QF_UF) (declare-sort U 0)
(declare-fun f (U) U) (declare-fun g (U) U)
(declare-fun x () U) (declare-fun y () U)
(assert (and (= x y)
             (not (= (f (f (g x))) (f (f (g y)))))))
(check-sat)
```

ist nicht erfüllbar,

- d. h., das Gegenteil ist allgemeingültig:

$$\forall f, g, x, y : ((x = y) \rightarrow (f(f(g(x))) = f(f(g(y)))))$$

Lösungsverfahren für UF

- *Eingabe*: Formel F als Konjunktion von Gleichungen und Ungleichungen auf Termen, *Ausgabe*: F erfüllbar?

Bsp. $f(a, b) = a \wedge f(f(a, b), b) \neq a$

- Verfahren *congruence closure* (Shostak 1978): Folge von Partitionen der Menge aller Teilterme

Beginn: jeder Teilterm bildet eine Klasse $\{a\}, \{b\}, \{f(a, b)\}, \{f(f(a, b), b)\}$, dann wiederholt:

- für Gleichung: $t_i = t_j$: Klassen vereinigen
- Abschluß unter Symmetrie, Transitivität, Kongruenz

Ausgabe: erfüllbar, wenn kein $t_i \neq t_j$ in einer Klasse

- Sekundär-Quelle (z.B.) L. Koller, 2020 <https://www21.in.tum.de/teaching/sar/SS20/6.pdf>

16 DPLL(T) (Modulo Theories)

DPLL(T), Prinzip

für jedes T-Atom $A = P(t_1, \dots, t_k)$ eine boolesche Unbek. $p_A \leftrightarrow A$.

- naives Vorgehen:
 - für jede Lösung des SAT-Problem für diese Variablen p_* :
 - bestimme Erfüllbarkeit dieser Konjunkt. von T-Literalen
- Realisierung mit DPLL(T):
 - decide, T -solve (Konjunktion von T -Literalen)
 - Konflikte (logische und T -Konfl.): backtrack
 - logische Propagationen, Lernen
 - T -Propagation (T -Deduktion)

DPLL(T), Beispiel QF LRA

- T-Solver für Konjunktion von Literalen
z. B. Simplex, Fourier-Motzkin
- T-Konfliktanalyse:
bei Nichterfüllbarkeit liefert T-Solver eine „Begründung“
= (kleine) nicht erfüllbare Teilmenge (von Literalen $\{a_1, \dots, a_k\}$), dann Klausel $\neg a_1 \vee \dots \vee \neg a_k$ lernen
- T-Deduktion, Bsp: aus $x \leq y \wedge y \leq z$ folgt $x \leq z$
neues (!) Atom $x \leq z$ entsteht durch Umformungen während Simplex oder Fourier-Motzkin
betrachte $\neg x \leq y \vee \neg y \leq z \vee x \leq z$ als Konfliktklausel, damit CDCL

DPLL(T): Einzelheiten, Beispiele

- Literatur: Robert Nieuwenhuis et al.: <https://www.cs.upc.edu/~roberto/papers/IJCAR2012Slides.pdf>
- Univ. Barcelona, Spin-Off: Barcellogic, Bsp:
<https://barcellogic.com/en/sports-planning/>
...software for professional sports scheduling. It has been successfully applied during the last five years in the Dutch professional football (the main KNVB Ere- and Eerste Divisies).
An adequate schedule is not only important for sportive and economical fairness among teams and for public order. It also plays a very important role reducing costs and increasing revenues, e.g., the value of TV rights.

Aufgaben

1. freie Algebra:

- weitere freie Algebren zu $\Sigma = \{f/2\}$ über \mathbb{N} .
- die von $F(x) = \begin{pmatrix} 1 & 1 \\ 0 & 1 \end{pmatrix} x$; $G(x) = \begin{pmatrix} 2 & 0 \\ 0 & 1 \end{pmatrix} x$; $I() = \begin{pmatrix} 1 & 0 \\ 0 & 1 \end{pmatrix}$ erzeugte Algebra ist frei?

2. QF_UF:

- (a) warum ist diese Formel nicht erfüllbar? https://clc-gitlab.cs.uiowa.edu:2443/SMT-LIB-benchmarks/QF_UF/-/blob/master/TypeSafe/z3.1184163.smt2
- (b) **Benchmarks** https://clc-gitlab.cs.uiowa.edu:2443/SMT-LIB-benchmarks/QF_UF/-/tree/master/eq_diamond ausprobieren, angegebene Quelle (SMT 2005) lesen
- (c) über alle **Benchmarks** https://clc-gitlab.cs.uiowa.edu:2443/SMT-LIB-benchmarks/QF_UF/-/tree/master/ welches ist die schwerste (für Z3, für CVC5)?
- (d) Für *quantifiers in the UF theory* <https://smt-comp.github.io/2021/system-descriptions/Yices2.pdf>: Beschreibung und Beispiele suchen, Yices installieren, Beispiele ausprobieren

3. inkrementeller Theorie-Solver:

- (a) für QF_IDL (Niewenhuis JACM 2006 <https://www.cs.upc.edu/~roberto/papers.html>), Unterschiede zu nicht inkrementellem Verfahren.
 - (b) für QF_LRA : wie kann man Fourier-Motzkin inkrementell verwenden? (Der Anwendungsfall ist: es taucht eine neue Ungleichung auf, in der Variablen vorkommen, die durch Fourier-Motzkin bereits eliminiert wurden)
4. DPLL(T) in autotool-Aufgabe
 5. Diskussion zu Projekten

17 Kombination von Theorien

Beispiele f. Theorie-Kombinationen

(Kroening/Strichman: Kapitel 10)

- Lineare Arithmetik + uninterpretierte Funktionen:

$$(x_2 \geq x_1) \wedge (x_1 - x_3 \geq x_2) \wedge (x_3 \geq 0) \wedge f(f(x_1) - f(x_2)) \neq f(x_3)$$

- Bitfolgen + uninterpretierte Funktionen:

$$f(a[32], b[1]) = f(b[32], a[1]) \wedge a[32] = b[32]$$

- Arrays + lineare Arithmetik

$$x = ((v, i, e), j) \wedge y = (v, j) \wedge x > e \wedge x > y$$

Anwendung: statische Software-Analyse

- Patrick M. Rondon, Ming Kawaguchi, Ranjit Jhala: *Liquid* (= *logically qualified*) *Types*, PLDI 2008;

automatically infer dependent types precise enough to prove a variety of safety properties. ... decidable logic of equality, uninterpreted functions and linear arithmetic

- Niki Vazou, Patrick M. Rondon, Ranjit Jhala: *Abstract Refinement Types*, ESOP 2013

preserving SMT-based decidability by encoding refinement parameters as uninterpreted propositions within the refinement logic.

<https://ucsd-progsys.github.io/liquidhaskell/>

- `type Even = {v:Int | v % 2 = 0 }`
`maximum :: [Even] -> Even`

Definition f. Theorie-Kombination

(Wdhlg) Signatur Σ , Theorie T , Gültigkeit $T \models \phi$
 Kombination von Theorien:

- ... mit disjunkten Signaturen: $\Sigma_1 \cap \Sigma_2 = \emptyset$
- Theorie T_1 über Σ_1 , Theorie T_2 über Σ_2 .
- Theorie $T_1 \oplus T_2$ über $\Sigma_1 \cup \Sigma_2$

Aufgabenstellung:

- gegeben: Constraint-Solver (Entscheidungsverfahren) für T_1 , Constraint-Solver für T_2 ;
- gesucht: Constraint-Solver für $T_1 \oplus T_2$

Konvexe Theorien

eine Theorie T heißt *konvex*, wenn für jede Konjunktion ϕ von Atomen, Zahl n , Variablen $x_1, \dots, x_n, y_1, \dots, y_n$ gilt:

- aus $T \models \forall x_1, \dots, y_1, \dots : (\phi \rightarrow (x_1 = y_1 \vee \dots \vee x_n = y_n))$
- folgt: es gibt ein i mit $T \models \forall x_1, \dots, y_1, \dots : (\phi \rightarrow (x_i = y_i))$

Ü: warum heißt das *konvex*?

Beispiele: konvex oder nicht?

- lineare Ungleichungen über \mathbb{R} (ja)
- lineare Ungleichungen über \mathbb{Z} (nein)
- Konjunktionen von (Un)gleichungen (ja)

Das Nelson-Oppen-Verfahren (Quellen)

- Greg Nelson, Derek C. Oppen: *Simplification by Cooperating Decision Procedures*, ACM TOPLAS 1979, <http://doi.acm.org/10.1145/357073.357079>
- Oliveras und Rogriguez-Carbonell: *Combining Decisions Procedures: The Nelson-Oppen Approach*, als Teil der Vorlesung *Deduction and Verification Techniques*, U Barcelona, 2009 <https://www.cs.upc.edu/~oliveras/teaching.html>
- Tinelli und Harandi: *A new Correctness Proof of the Nelson-Oppen Combination Procedure*, FROCOS 1996. <http://homepage.cs.uiowa.edu/~tinelli/papers/TinHar-FROCOS-96.pdf>

Das Nelson-Oppen-Verfahren: purification

purification (Reinigung):

- durch Einführen neuer Variablen:
- alle atomaren Formeln enthalten nur Ausdrücke *einer* Theorie

Beispiel:

- vorher: $\phi := x_1 \leq f(x_1)$
- nachher: $\phi' := x_1 \leq a \wedge a = f(x_1)$

im Allg. $\phi \iff \exists a, \dots : \phi'$

d. h. ϕ erfüllbar $\iff \phi'$ erfüllbar.

Nelson-Oppen für konvexe Theorien

für entscheidbare Theorien T_1, \dots, T_n (jeweils T_i über Σ_i)

- Eingabe: gereinigte Formel $\phi = \phi_1 \wedge \dots \wedge \phi_n$
(mit ϕ_i über Σ_i)
- wenn ein ϕ_i nicht erfüllbar, dann ist ϕ nicht erfüllbar
- wenn $T_i \models (\phi_i \rightarrow x_i = y_i)$, dann Gleichung $x_i = y_i$ zu allen ϕ_j hinzufügen,...
- bis sich nichts mehr ändert, dann ϕ erfüllbar

(Beispiele)

(Beweis)

Nelson-Oppen, Beispiel

(Kroening/Strichman, Ex. 10.8)

NO-Verfahren anwenden auf:

$$x_2 \geq x_1 \wedge x_1 - x_3 \geq x_2 \wedge x_3 \geq 0 \wedge f(f(x_1) - f(x_2)) \neq f(x_3)$$

Diese Beispiel als Constraint-Problem in der geeigneten SMT-LIB-Teilsprache formulieren und mit Z3 Erfüllbarkeit bestimmen.

18 Anwendg.: Bounded Model Checking

Begriff, Motivation

- *model checking*: feststellen, ob
 - ein *Modell* eines realen Hard- oder Softwaresystems
(z.B. Zustandsübergangssystem f. nebenläufiges Programm)
 - eine *Spezifikation* erfüllt
(z.B. gegenseitiger Ausschluß, Liveness, Fairness)
- *symbolic model checking*:
symbolische Repräsentation von Zustandsfolgen
im Unterschied zu tatsächlicher Ausführung (Simulation)
- *bounded*: für Folgen beschränkter Länge

Literatur, Software

- Armin Biere et al.: *Symbolic Model Checking without BDDs*, TACAS 1999, <http://fmv.jku.at/bmc/>
Software damals: Übersetzung nach SAT, später: SMT (QB_BV), Solver: <http://fmv.jku.at/boolector/>
- Daniel Kroening und Ofer Strichman: *Decision Procedures, an algorithmic point of view*, Springer, 2008. <http://www.decision-procedures.org/>
Software: <http://www.cprover.org/cbmc/>

- Nikolaj Bjørner et al.: *Program Verification as Satisfiability Modulo Theories*, SMT-Workshop 2012, <http://smt2012.loria.fr/>

Softw.: <https://github.com/Z3Prover/z3/wiki>

BMC für Mutual Exclusion-Protokolle

System mit zwei (gleichartigen) Prozessen A, B :

```
A0: maybe goto A1
A1: if l goto A1 else goto A2
A2: l := 1; goto A3
A3: [critical;] goto A4
A4: l := 0; goto A0
```

```
B0: maybe goto B1
B1: if l goto B1 else goto B2
B2: l := 1; goto B3
B3: [critical;] goto B4
B4: l := 0; goto B0
```

Schließen sich A3 und B3 gegenseitig aus? (Nein.)

(nach: Donald E. Knuth: TAOCP, Vol. 4 Fasz. 6, S. 20ff)

Modell: Zustandsübergangssystem

Zustände:

- jeder Zustand besteht aus:
 - Inhalte der Speicherstellen (hier: $l \in \{0, 1\}$)
 - Programmzähler (PC) jedes Prozesses (hier: $A \in \{0 \dots 4\}, B \in \{0 \dots 4\}$)

- Initialzustand: $I = \{l = 0, A = 0, B = 0\}$

- Menge der Fehlerzustände: $F = \{A = 3, B = 3\}$

Übergangsrelation (nichtdeterministisch): für $P \in \{A, B\}$:

- P führt eine Aktion aus (schreibt Speicher, ändert PC)

Aussagenlog. Formel für $I \rightarrow^{\leq k} F$ angeben,
deren Erfüllbarkeit durch SAT- oder SMT-Solver bestimmen

Übung BMC

- Software: <https://git.imn.htwk-leipzig.de/waldmann/boumchak>
- überprüfe 1. gegenseitigen Ausschluß, 2. deadlock, 3. livelock (starvation) für weitere Systeme, z.B.

E. W. Dijkstra, 1965: <https://www.cs.utexas.edu/~EWD/transcriptions/EWD01xx/EWD123.html#2.1>.

G. L. Peterson, *Myths About the Mutual Exclusion Problem*, Information Processing Letters 12(3) 1981, 115–116

19 Theorie der Bitvektoren (QF_BV)

Beispiel, Anwendung, Solver

- ```
(declare-fun a () (_ BitVec 12))
(declare-fun b () (_ BitVec 12))
(assert (and
 (bvult (_ bv1 12) a) (bvult (_ bv1 12) b)
 (= (_ bv1001 12) (bvmul a b))))
```
- Verifikation von Hard- und Software für Arithmetik auf Bitfolgen (Maschinenzahlen) fester Länge  
(d.h., CPU und maschinen(nahe) Programme)
- Aina Niemetz, Mathias Preiner: *Bitwuzla*, <https://bitwuzla.github.io/>  
gewinnt 26 vonn 56 Kategorien SMT-Comp 2023

### Lazy und Eager Approach für QFBV

- *eager* (kennen wir schon) bit-blasting:  
unbekannter Bitvektor = Folge unbekannter Bits  
QFBV-Constraint  $\Rightarrow$  aussagenlog. Formel (mit z.B. Addier-, Multiplizierschaltkreisen)  
dann SAT-Solver

- *lazy*: DPLL(T) für  $T$  = Theorie der Bitvektoren  
(u.a. Assoziativität, Kommutativität von Add., Mult.)  
T-Solver löst Konjunktion von T-Literalen
  - zunächst symbolisch, erst danach durch ...
  - bit-blasting,
  - lokale Suche (Niemetz, Preiner, *ternary propagation based local search*, FM-CAD 2020)

### QFBV für arithmetische Constraints

- ... mit „richtigen Zahlen“:  
z.B., aus Terminationsanalyse (Koeffz. in natürlichen und arktischen Matrizen)  
man muß den Überlauf erkennen und verhindern  
für Addition: einfach (mit einem Bit mehr rechnen),  
für Multiplikation: ?

## 20 Zusammenfassung, Ausblick

### Kernaussagen

- Constraint-Programmierung =
  - anwendungsspezifische logische Formel,
  - generische bereichsspezifische Such/Lösungsverfahren
- CP ist eine Form der deklarativen Programmierung
- typische Anwendungsfälle für CP mit Formeln ohne Quantoren, mit freien Variablen, Solver sagt:
  - JA: beweist Existenz-Aussage, rekonstruiere Lösung der Anwendungsaufgabe aus Modell
  - NEIN: das beweist All-Aussage (z. B. Implementierung erfüllt Spezifikation für jede Eingabe)

## Kernthemen

Aussagenlogik (SAT)

- Grundlagen: Formeln, Resolution, DPLL, CDCL
- Anw.: SAT-Kod. für kombinatorische Aufgaben, Forcing,

Prädikatenlogik: Bereiche und -spezifische Verfahren:

- Zahlen: Differenzlogik, lineare Ungleichungen (Fourier-Motzkin),
- uninterpretierte Funktionen,

Prädikatenlogik: allgemeine und spezielle Verfahren:

- Kombination von Theorie-Löser und SAT-Löser (DPLL(T))
- Bit-Blasting für finite-domain-Constraints

## Typische Anwendungen

- Ressourcen-Zuordnungs-, -Optimierungs-Aufgaben mit
  - nicht linearen Funktionen
  - nicht nur konjunktiver Verknüpfung von Teilbedingungen
- Hardware-Verifikation: digitale Schaltnetze, Schaltwerke
- Software-Verifikation:
  - bounded model checking,
  - Terminations-Analyse, siehe  
*Constraint Programming for Analysis of Rewriting*, 13th Intl. School on Rewriting, Tbilisi, 2022, <https://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/talk/22/isr/>

## Geschichte der Constraint-Progr. (I)

- Lineare Optimierung (Dantzig 1947 et al.)  
⇒ Mixed Integer LP (Gomory 195\* et al.) [https://www-03.ibm.com/ibm/history/exhibits/builders/builders\\_gomory.html](https://www-03.ibm.com/ibm/history/exhibits/builders/builders_gomory.html)

- PROLOG (Kowalski 1974)
    - löst Unifikations-Constraints über Bäumen
    - mit fixierter Suchstrategie (SLD-Resolution)
- ⇒ Constraint Logic Programming (spezielle Syntax und Strategien für Arithmetik, endliche Bereiche)
- Global constraints in CHIP*: Beldiceanu, Contejean 1994 [http://dx.doi.org/10.1016/0895-7177\(94\)90127-9](http://dx.doi.org/10.1016/0895-7177(94)90127-9)

## Geschichte der Constraint-Progr. (II)

- fixierte, bekannte Suchstrategie: PROLOG
- Strategie innerhalb des CP bestimmt: gecode
- (praktisch unbekannt) Strategie im externen Solver:
  - SAT
    - \* DPLL: Martin Davis, Hilary Putnam (1960), George Logemann, Donald W. Loveland (1962),
    - \* SAT ist NP-vollst. (Steven Cook, Leonid Levin, 1971)
    - \* CDCL: J.P Marques-Silva, Karem A. Sakallah (1996)
  - SMT
    - \* DPLL(T): the *lazy* approach to SMT
    - \* Yices 2006,
    - \* Z3 (de Moura, Bjorner, 2008)

## Constraints für (baum)strukturierte Daten

- Sprache CO4, Dissertation von A. Bau <http://abau.org/co4.html>
- Constraint  $c :: P \rightarrow U \rightarrow \text{Bool}$  in *Haskell*
- ... das geht in ersatz auch?
 

Ja — aber nur für  $U = \text{Bool}, [\text{Bool}]$ , usw., und auch dafür nicht vollständig:

```
if a == b then c else d && e
⇒ ite (a == b) c (d && e)
```

- CO4 gestattet für  $P$  und  $U$ :
  - algebraische Datentypen (`data`)
  - pattern matching (`case`)

### SAT-Kodierung von Bäumen

- kodiere (endl. Teilmengen von) algebraischen Datentypen  
`data U = C1 T11 .. T1i | C2 T21 .. T2j | ..`
- durch Baum mit Grad  $\max(i, j, \dots)$ ,  
 in jedem Knoten die FD-Kodierung des Konstruktor-Index
- $e = \text{case } (x :: U) \text{ of}$   
`C1 .. -> e1 ; C2 .. -> e2`  
 übersetzt in  $\bigwedge_k (\text{index}(x) = k) \Rightarrow (e = e_k)$

Spezifikation, Implementierung, Korrektheit, Anwendungsfälle (Terminations-Analyse, RNA-Design), Messungen, Verbesserungen, Erweiterungen.  
 siehe Publikationen auf <http://abau.org/co4.html>

### Themen für Bachelor/Master-Arbeiten

- Dokumentation, Messung und Verbesserung von ersatz:
  - Relationen (BA abgeschlossen)
  - Zahlen mit type-level Länge und Überlauf
  - Anzahl-Constraints
- Vergleich von propositionaler und funktionaler Kodierung bei klassischen (publi-zierten) Testfällen
- Verbesserung/Alternativen Bitblasting in Termination: durch SMT-Solver (QFBV)
- Methoden zur Analyse von SAT-Kodierungen
  - automat. Prüfen (Herstellen?) d. Forcing-Eigenschaft
  - Rückübertragung von Laufzeitinformation (wer wird eliminiert/propagiert) auf Quelltext-Ebene