Budapesti Műszaki és Gazdaságtudományi Egyetem
Villamosmérnöki és Informatikai Kar
Méréstechnika és Információs Rendszerek Tanszék

K-indukciós algoritmus fejlesztése a Theta verifikációs keretrendszerben

Szakdolgozat

Készítette
Jakab Richárd Benjámin

Konzulens
Dr. Vörös András

2020. december 3.

Tartalomjegyzék

HALLGATÓI NYILATKOZAT

Alulírott *Jakab Richárd Benjámin*, szigorló hallgató kijelentem, hogy ezt a szakdolgozatot meg nem engedett segítség nélkül, saját magam készítettem, csak a megadott forrásokat (szakirodalom, eszközök stb.) használtam fel. Minden olyan részt, melyet szó szerint, vagy azonos értelemben, de átfogalmazva más forrásból átvettem, egyértelműen, a forrás megadásával megjelöltem.

Hozzájárulok, hogy a jelen munkám alapadatait (szerző(k), cím, angol és magyar nyelvű tartalmi kivonat, készítés éve, konzulens(ek) neve) a BME VIK nyilvánosan hozzáférhető elektronikus formában, a munka teljes szövegét pedig az egyetem belső hálózatán keresztül (vagy autentikált felhasználók számára) közzétegye. Kijelentem, hogy a benyújtott munka és annak elektronikus verziója megegyezik. Dékáni engedéllyel titkosított diplomatervek esetén a dolgozat szövege csak 3 év eltelte után válik hozzáférhetővé.

Budapest, 2020. december 3.

Jakab Richárd Benjámin
hallgató

Kivonat

Jelen dokumentum egy diplomaterv sablon, amely formai keretet ad a BME Villamosmérnöki és Informatikai Karán végző hallgatók által elkészítendő szakdolgozatnak és diplomatervnek. A sablon használata opcionális. Ez a sablon LaTeX alapú, a *TeXLive* TeX-implementációval és a PDF-LaTeX fordítóval működőképes.

Abstract

This document is a LaTeX-based skeleton for BSc/MSc theses of students at the Electrical Engineering and Informatics Faculty, Budapest University of Technology and Economics. The usage of this skeleton is optional. It has been tested with the *TeXLive* TeX implementation, and it requires the PDF-LaTeX compiler.

1. fejezet

Bevezetés

A körülöttünk lévő világban számos helyen találunk olyan informatikai rendszereket, melyeknél a meghibásodás (hibás működés) következménye elfogadhatatlan. Hagyományosan ilyen területek az egészségügyi alkalmazások, légi közlekedés, atomenergia ipar, fegyverrendszerek stb., vagy például a szoftverrendszerek egy részcsoportja, így az autonóm járművezetés. Ezeket a rendszereket biztonságkritikus rendszereknek nevezzük, és létfontosságú a specifikációnak megfelelő működésük ellenőrzése.

A legtöbb biztonságkritikus rendszer rendelkezik komplex szoftverrendszerrel, melyek ugyanúgy biztonságkritikusak önmagukban is. Ezek ellenőrzésével a szoftververifikáció foglalkozik, mely azt vizsgálja, hogy egy szoftverrendszer megfelel-e a feléje támasztott követelményeknek. Ilyen követelmények lehetnek például a következők [4]:

- Rendelkezésre állás (*availability*) – Helyes szolgáltatás valószínűsége
- Megbízhatóság (*reliability*) – Folyamatos helyes szolgáltatás valószínűsége
- Biztonság (*safety*) – Elfogadhatatlan kockázattól való mentesség
- Integritás (*integrity*) – Hibás változás, változtatás elkerülésének lehetősége
- Karbantarthatóság (*maintainability*) – Javítás és fejlesztés lehetősége
- ...

Ennek ellenőrzésére különböző verifikációs technikák szolgálnak. Ezek egyike a modellellenőrzés, mely során a rendszer egy matematikai modelljét vizsgálva lehet különböző formalizált követelmények teljesülését ellenőrizni.

A munkám célja egy program leimplementálása mely a fentebb vázolt követelmények közül a biztonságosság követelmény teljesülését ellenőrzi. Ezt a programot a BME VIK Méréstechnika és Információs Rendszerek Tanszék[1] Hibatűrő Rendszerek Kutatócsoportja[2] által fejlesztett *Theta*[3] verifikációs keretrendszerbe beillesztettem, majd azt széleskörűen teszteltem.

A munkámat három részre tagolhatjuk, melyet a szakdolgozatom felépítése is követ: először elmerültem a szoftververifikáció és modellezés tématerületében, kiemelten foglalkozva a *k*-indukció alapú szoftververifikációval, aztán a szakirodalom által bemutatott algoritmust leimplementáltam a *Theta* keretrendszerben, majd végezetül széleskörű

[1] `https://www.mit.bme.hu/`
[2] `https://www.mit.bme.hu/research/ftsrg`
[3] `https://github.com/FTSRG/theta`

tesztelés alá vetettem és így finomítottam az algoritmusomat.

A dolgozat az alábbi részletesebb tartalmi felosztásban tárgyalja a fentebb felvázolt folyamatot:

- A második fejezetben a szoftververifikációt mutatom be általános megközelítésben
- A harmadik fejezetben kifejtem az algoritmusom alapját adó K-indukció módszer elméleti hátterét
- A negyedik fejezetben bemutatom az algoritmusom elkészítésének folyamatait és technikai felépítését
- Az ötödik fejezetben bemutatom az algoritmusom teszteredményeit és összehasonlítom más, verifikáló algoritmusokkal

TODO: fejezet lista frissítése

2. fejezet

Háttérismeretek

Ebben a fejezetben a dolgozat további részeinek megértéséhez szükséges elméleti előismereteket mutatom be. Először a k-indukció nevű matematikai módszert [6] ismertetem (Alfejezet 2.1.), majd formalizálom a problémát (Alfejezet 2.2.), végül pszeudokód szinten bemutatom az ezen a matematikai módszeren alapuló algoritmus működését és annak helyességét (Alfejezet 2.3.).

2.1. Általános modellellenőrzés

2.2. Szoftververifikáció

2.3. K-indukció

Tekintsük az alább látható teljes indukció tételét a természetes számok halmaza fölött (kiegészítve 0-val):

$$P(0) \wedge \forall n(P(n) \Rightarrow P(n+1)) \Rightarrow \forall n P(n). \tag{2.1}$$

Lényege, hogy megnézzük az első lépésre teljesül-e a feltétel (az angol szakirodalomban ez a *base-case*). Ha igen, akkor megnézzük ennek tudatában azt, hogy az $n+1$. lépés következik-e az n. lépésből (indukciós lépés – *induction case*). Ha sikerül ezt belátnunk, akkor készen vagyunk, bebizonyítottuk az összes lépésre a feltételt.

Ezt tovább gondolva megtehetjük azt, hogy az első két lépésre nézzük meg, hogy teljesítik-e a feltételt:

$$P(0) \wedge P(1) \wedge \forall n((P(n) \wedge P(n+1)) \Rightarrow P(n+2)) \Rightarrow \forall n P(n). \tag{2.2}$$

Ezt az elvet általánosíthatjuk k lépésre, $k \geq 1$, melyet a irodalom [6] k-indukciónak nevez, formálisan:[1]

$$\left(\bigwedge_{i=0}^{k-1} P(i)\right) \wedge \forall n \left(\left(\bigwedge_{i=0}^{k-1} P(n+i)\right) \Rightarrow P(n+k)\right) \Rightarrow \forall n P(n). \tag{2.3}$$

[1] A k-indukció helyességének a bizonyítására a dolgozatomban nem térek ki.

2.4. A probléma formalizálása

Ahhoz, hogy a problémát precízebben megfogalmazhassuk, szükség van jelölések és fogalmak bevezetésére [5]. Adott egy tranzakciós relációkból felépülő gráf, melyben $T(x, y)$-al jelöljük azt, ha létezik egy, az x állapotból az y állapotba mutató tranzakciós reláció. Így már tudjuk definiálni az útvonal fogalmát, mely állapotok sorozatát jelenti T-n keresztül:

$$utvonal(s_{[0..n]}) \doteq \bigwedge_{0 \leq i < n} T(s_i, s_{i+1}) \tag{2.4}$$

Ahol $s_{[0..n]}$ rövidítés az $(s_0, s_1, \ldots, s_n)$ állapotsorozatot jelöli. Az *utvonal* n hosszúságú, ha n darab tranzakcióból áll. A nulla hosszúságú *utvonal* egy darab állapotot tartalmaz és nem értelmezzük rajta a tranzakció műveletét. Azt a megállapítást, hogy egy Q tulajdonság igaz egy útvonal összes állapotára, úgy fogjuk írni, hogy $\forall .Q(s_{[0..n]})$.

Definiáljuk emellett a ciklus mentes útvonalat is: olyan útvonal, melyben minden állapot maximum csak egyszer szerepelhet:

$$cmUtvonal(s_{[0..n]}) \doteq utvonal(s_{[0..n]}) \wedge \bigwedge_{0 \leq i < j \leq n} s_i \neq s_j \tag{2.5}$$

A továbbiakban lesz olyan, mikor egy útvonal alatt nem csak azt értjük, hogy az tranzakciók sorozata, hanem annak létezését is jelöli. Így, $utvonal_i(s_0, s_i)$ alatt azt jelöljük, hogy *létezik* egy útvonal s_0-ból s_i-be, mely i darab T-ből áll.

Legyen T egy tranzakciós reláció S állapothalmazán. Feltételezzük, hogy T a teljes állapottérre értelmezve van, tehát minden állapotnak (a kezdőállapotokat leszámítva) van egy szülőállapota T-n keresztül. Jelöljük I-vel a kezdőállapotokat, és azt vizsgáljuk, hogy az állapotok teljesítik-e a P tulajdonságot.

A problémát informálisan a következőképp foglalhatjuk össze: beszeretnénk azt látni, hogy ha egy kezdőállapotból elindulunk, akkor a tranzakciós relációt ismétlődően alkalmazva csak olyan állapotba fogunk eljutni, mely kielégíti P-t. Formálisan a következőt akarjuk belátni:

$$\forall i : \ \forall s_0 \ldots s_i : \ (I(s_0) \wedge utvonal(s_{[0..i]}) \rightarrow P(s_i)) \tag{2.6}$$

Ahol $i \geq 0$. Később látni fogjuk, hogy az algoritmus felhasználja ennek a megfordítottját is: a „rossz” állapotokból (hibaállapotokból) elindulunk visszafelé, és azt vizsgáljuk, hogy elérjük-e valamelyik kezdőállapotot:

$$\forall i : \ \forall s_0 \ldots s_i : \ (\neg I(s_0) \leftarrow utvonal(s_{[0..i]}) \wedge \neg P(s_i)) \tag{2.7}$$

Ahol $\neg I(s_0)$ azt jelenti, hogy s_0 nem kezdőállapot (nem teljesíti a „kezdőállapot tulajdonságot”), illetve $\neg P(s_i)$ azt, hogy s_i nem elégíti ki a P tulajdonságot. A két egyenlet ekvivalens és összetehetőek úgy, hogy azon a probléma szemléletesebb és szimmetrikusabb legyen:

$$\forall i : \ \forall s_0 \ldots s_i : \ \neg(I(s_0) \wedge utvonal(s_{[0..i]}) \wedge \neg P(s_i)) \tag{2.8}$$

Azaz szavakkal elmondva – azt akarjuk megmutatni, hogy *nem létezik* olyan útvonal, mely kezdőállapotból indul és egy *nem-P* állapotba jut.

3. fejezet

K-indukciós algoritmus szoftverellenőrzésre

Ebben a fejezetben bemutatom azokat a technológiákat, melyek szükségesek a programom technikai oldalának megértéséhez. Először ismertetem a Control Flow Automata ábrázolás részleteit (Alfejezet 3.1)), aztán az előző fejezetben bemutatott jelölésrendszerrel formalizálom az algoritmust (Alfejezet 3.2).

3.1. Control Flow Automata

A programkódokat sokféleképpen ábrázolhatjuk [3]. Legismertebb a programkód, melyet az ember könnyen, gyorsan tud olvasni illetve írni, ellenben a bájtkóddal, melyet a számítógép tud jóval hatékonyabban kezelni. A szoftveres modellellenőrzés elvégzéséhez a programkódot matematikailag pontos, formális ábrázolásban kell megadni, melyet a számítógép is jól tud kezelni. Egy széleskörűen ismert és használt ábrázolásmód a *Control Flow Automaton* (CFA), mely egy gráf alapú ábrázolást biztosít a programokhoz.

Szintaxis. A CFA formálisan egy $CFA = (V, H, I_0, E)$ négyes [1], ahol

- $V = \{v_1, v_2, \ldots\}$ a változók halmaza. Mindegyik $v_i \in V$ változó rendelkezik egy D_{v_i} doménnel, mely megszabja, hogy v_i milyen értékeket vehet fel,
- H a helyek halmaza,
- $I_0 \in H$ a kezdőállapota a gráfnak, a program belépőpontját mutatja,
- $E \subseteq H \times Op \times H$ az irányított élek halmaza, melyek helyeket kötnek össze és a változókra vonatkozó utasításokkal vannak felcímkézve

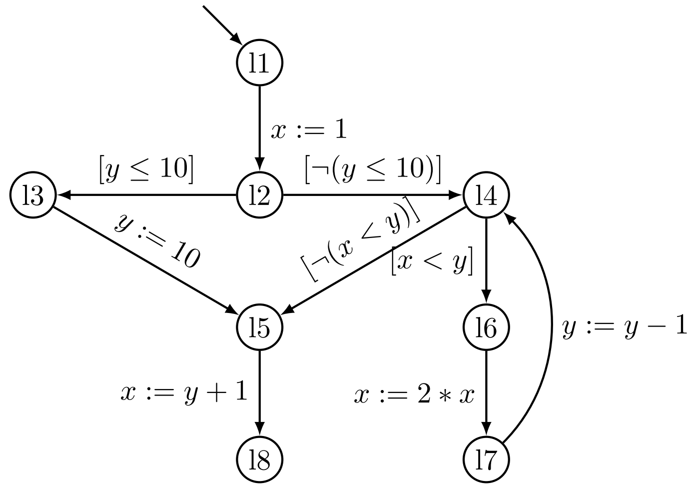
Utasítások. Háromféle utasítással foglalkozunk:

- A *hozzárendelés* utasítás a $v_i := expr$ összefüggéssel írható le. Azt jelöli, hogy a baloldali v_i változóhoz hozzárendeljük a jobb oldali kifejezést. Fontos, hogy az *expr* kifejezésnek is ugyanolyan doménnel kell rendelkeznie, mint a $v_i \in V$ változónak.
- A *feltevés* operátor a $[cond]$ formában írható le, ahol *cond* egy bináris (*Boolean*) kifejezés (feltétel). Ha egy él rendelkezik $[cond]$ feltétellel, akkor abban az esetben csakis akkor sülhet el (kerülünk át az egyik helyről a másikra), ha a feltétel teljesül. A feltétel változón nem változtat, arra nem hat ki.

- A *havoc* operátor a *havoc* v_i formában írható le, ahol $v_i \in V$ egy változó. A *havoc* hozzá rendel a v_i változóhoz egy nem-determinisztikus értéket, a többi változót érintetlenül hagyja. Például arra lehet használni, mikor szimulálni szeretnénk a felhasználói bemenetet.

```
int x = 1;
if (y <= 10) {
  y = 10;
}
else {
  while (x < y) {
    x = 2 * x;
    y = y - 1;
  }
}
x = y + 1;
```

(a) Egyszerű C program.



(b) A program CFA ábrázolása.

3.1. ábra. Egyszerű C program és a hozzátartozó Control Flow Automaton (CFA).

Grafikai megjelenés.

3.1.1. Példák CFA alkalmazásra

- Szoftver
- Hardver
- Protokoll

3.2. A formalizált algoritmus

A fenti ismeretek segítségével hogy tudnánk belátni, hogy a modell a P tulajdonságra nézve biztonságos?

Például úgy, ha megnézzük, hogy tetszőleges nemnegatív i egész esetén teljesül-e a

$$\forall s_0 \ldots s_i : \ \neg(I(s_0) \wedge utvonal(s_{[0..i]}) \wedge \neg P(s_i)) \tag{3.1}$$

feltétel. Ha megsérül valamelyik elérhető állapotban, akkor ezzel a módszerrel meg fogjuk találni és az oda vezető útvonal ellenpélda lesz a modell P-biztonságosságára. Ez egy elvárható eredmény: az algoritmusnak két féle kimenetele kell, hogy legyen: vagy az, hogy a modell P-tulajdonságra nézve biztonságos (minden elérhető állapot teljesíti), vagy az, hogy a modell nem P-biztonságos, ekkor egy ellenpéldát is kell adnia, mely bizonyítja, hogy az adott kezdőállapotból elindulva, azon végighaladva valóban egy hibaállapotba kerülünk.

Ha a rendszer P-biztonságos, akkor (TODO) minden i-re igaz lesz, hiszen nem fogunk tudni találni olyan i értéket, melyre ne teljesülne. Felvetődhet a kérdés, hogy mikortól lehet azt mondani, hogy i további növelése céltalan, mert már teljes bizonyossággal kijelenthetjük, hogy a modell P-biztonságos? A $I(s_0) \wedge utvonal(s_{[0..i]})$ feltétel önmagában nem fog gyorsítást eredményezni: vagy végig megy az állapottéren amilyen hosszan csak lehetséges (ezt szeretnénk lerövidíteni), tekintve, hogy minden állapotnak van egy szülőállapota a T tranzakciós reláción keresztül, vagy végtelen ciklusba kerül.

Ennél jobb stratégia, ha akkor állunk meg, mikor $I(s_0) \wedge cmUtvonal(s_{[0..i]})$ ellentmondásos lesz. Ezt használva addig folytatjuk a keresést, míg az összes, ciklusmentes útvonalat be nem jártuk. Legrosszabb esetben ekkor is végigmegy a program a teljes állapottéren, viszont ha az állapottérben ciklikusság figyelhető meg, akkor azt a stratégia maximálisan kihasználja: nem fog végtelen ciklusba kerülni, illetve átlagosan rövidebb (de bizonyosan nem hosszabb) útvonalakat fog bejárni, mint az $I(s_0) \wedge utvonal(s_{[0..i]})$.

Ehhez hasonlóan tehetjük azt is, hogy addig ellenőrzünk, amíg a $cmUtvonal(s_{[0..i]}) \wedge \neg P(s_i)$ nem lesz ellentmondásos: egy, a P tulajdonságot sértő állapotból (hibaállapotból) kiindulva addig megyünk ciklusmentes útvonalakon visszafelé, míg be nem járjuk a teljes állapotteret (ez esetben kijelenthetjük, hogy a rendszer nem-P-biztonságos), ellenben ha nem járunk be minden *elérhető* állapotot, akkor a rendszer P-biztonságos (feltéve, hogy egyik hibaállapotból sem tudjuk bejárni a teljes rendszert). Ez azzal magyarázható, hogy ha a kezdőállapotok halmaza nem elérhető a hibaállapotokból (mert visszafele haladva útközben elakadunk), akkor kijelenthetjük, hogy a modell biztonságos.

A k-indukció alapú szoftververifikáció az előbb elmondottakra épül. A módszer lényege, hogy elindulunk mind a kezdőállapotokból, mind a hibaállapotokból: míg az előbbiekből előrefelé, addig az utóbbiakból visszafelé. Kijelenthető, hogy a modell biztonságos, ha az előrefelé haladó keresés bejárta a teljes elérhető állapotteret (nincs több ciklusmentes útvonal)[1], illetve akkor is biztonságos, ha a hátrafelé haladó keresés megakad.

A 2.3.-as fejezetben bemutatott, és így a módszer nevét adó *k-indukció* úgy kerül a képbe, hogy ha a modellt bejárjuk k mélységig, és belátjuk a fentebb említett metodika alapján, hogy a modell biztonságos, akkor kijelenthető, hogy $k+1$ mélységre is biztonságos lesz [2], illetve mellé az is, hogy ezzel az indukciós lépést bizonyítottuk [5]:

[1]Természetesen ha közben hibaállapotba jutna, akkor a teljes modellellenőrzés megakadna, s így nem tudná bejárni a teljes állapotteret.

4. fejezet

Implementáció

4.1. Theta keretrendszer

A *Theta*[1] egy nyílt forráskódú, általános célú, moduláris és konfigurálható modellellenőrző keretrendszer, melyet absztrakciós finomításon alapuló algoritmusok tervezésének és értékelésének támogatására hoztak létre a különböző formalizmusok elérhetőségi elemzéséhez.

A keretrendszer a már évek óta tartó fejlesztéseknek köszönhetően számos eszközt tud nyújtani modellellenőrzéshez:[2]

- `theta-cfa-cli` – Control Flow Automata hibahelyeinek[3] elérhetőségét vizsgálja CEGAR alapú algoritmusokkal
- `theta-sts-cli` – *Symbolic Transition Systems* biztonsági tulajdonságainak verifikációját végzi CEGAR alapú algoritmusokkal
- `theta-xta-cli` – Uppaal időzített automaták verifikációját lehet vele elvégezni
- `theta-xsts-cli` – *eXtended Symbolic Transition Systems* biztonsági tulajdonságainak verifikációját végzi CEGAR alapú algoritmusokkal

A Theta architektúrája négy rétegre osztható. Nevezetesen:

- **Formalizmusok** – A Theta legalapvetőbb elemei, melyek való-életbeli problémákat modelleznek le, ahogy azt az előző fejezetben láthattuk (Al-alfejezet 3.1.1). A formalizmusok általában alacsony szintű, matematikai ábrázolások melyek elsőrendű logikai kifejezéseken és gráfszerű struktúrákon alapulnak. Ilyen például a *Symbolic Transition Systems*
- **Háttéranalízis** –
- **SMT megoldó** –
- **Eszközök** – Parancssori alkalmazások melyek futtatható `jar` fájlba fordíthatóak le. Jellemzően csak beolvassák az inputot és meghívják az alsóbb szinten lévő algoritmusokat.

[1] `https://github.com/FTSRG/theta`

[2] 2020 decemberének elején.

[3] Az angol irodalom a *location* kifejezést használja. Én a dolgozatomban a magyar megfelelőjét használom.

5. fejezet

Kiértékelés

6. fejezet

Összefoglaló

Köszönetnyilvánítás

Irodalomjegyzék

[1] Dirk Beyer – Stefan Löwe: Explicit-state software model checking based on CEGAR and interpolation. In *Fundamental Approaches to Software Engineering*. Lecture Notes in Computer Science sorozat, 7793. köt. 2013, Springer, 146–162. p.

[2] Alastair F. Donaldson – Leopold Haller – Daniel Kroening – Philipp Rümmer: Software verification using k-induction. In Eran Yahav (szerk.): *Static Analysis* (konferenciaanyag). Berlin, Heidelberg, 2011, Springer Berlin Heidelberg, 351–368. p. ISBN 978-3-642-23702-7.

[3] Dr. Hajdu Ákos: Formal software verification. URL: https://ftsrg.mit.bme.hu/software-verification-notes/software-verification.pdf, 2020. 11.

[4] Dr. Majzik István: Rendszertervezés és -integráció. URL: https://www.mit.bme.hu/system/files/oktatas/targyak/10019/VIMIMA11_RTI_08_Biztonsagi_alapfogalmak_1.pdf, 2018. 12.

[5] Mary Sheeran – Satnam Singh – Gunnar Stålmarck: Checking safety properties using induction and a sat-solver. In Warren A. Hunt – Steven D. Johnson (szerk.): *Formal Methods in Computer-Aided Design* (konferenciaanyag). Berlin, Heidelberg, 2000, Springer Berlin Heidelberg, 127–144. p. ISBN 978-3-540-40922-9.

[6] Thomas Wahl: The k-induction principle. URL http://www.comlab.ox.ac.uk/people/Thomas.Wahl/Publications/k-induction.pdf.