
**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 [3]:

- 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 [5] 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 [5] 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 [4]. 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 [2]. 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. Nézzük a 3.1 ábrát!

Egy C program és a neki teljes mértékben megfeleltethető végrehajtási gráf (*Control Flow Graph (CFG)*) ábrája látható. A CFG egy jól ismert modellezési ábra,

### 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?

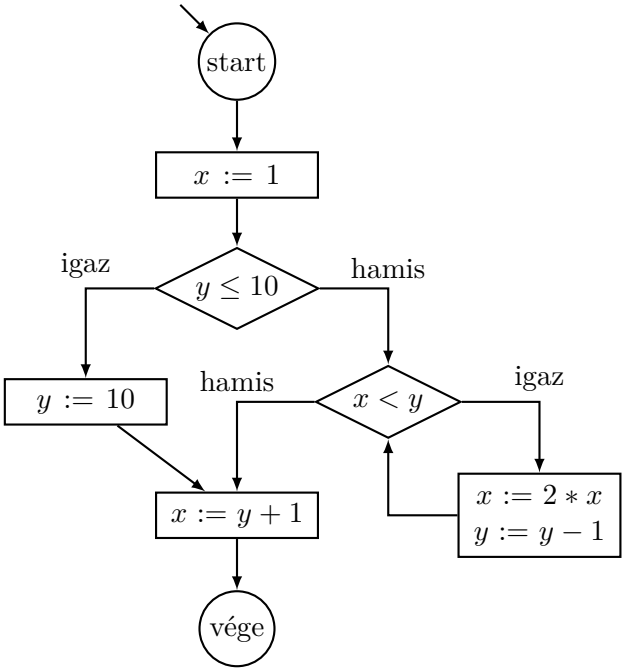
Például úgy, ha megnézzük, hogy tetszőleges nemnegatív $i$ egész esetén teljesül-e a

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

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,

```
1  int x = 1;
2  if (y <= 10) {
3    y = 10;
4  }
5  else {
6    while (x < y) {
7      x = 2 * x;
8      y = y - 1;
9    }
10 }
11 x = y + 1;
```

**(a)** Egyszerű C program.




**(b)** A program CFG ábrázolása.

**3.1. ábra.** Egyszerű C program és a hozzátartó Control Flow Graph (CFG).

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 relación 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 [1], illetve mellé az is, hogy ezzel az indukciós lépést bizonyítottuk [4]:

[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] 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.

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

[3] 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.

[4] 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.

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