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

Szaturáció alapú modellellenőrzés lineáris idejű tulajdonságokhoz

TDK-dolgozat

Készítette:
Molnár Vince

Konzulensek:
Dr. Bartha Tamás
Vörös András

2012.

Tartalomjegyzék

1. fejezet

Bevezető és motiváció

Napjainkban a legtöbb területen, így a biztonságkritikus rendszerek területén is egyre elterjedtebbek a beágyazott vezérlő és felügyelő eszközök. Egy biztonságkritikus rendszer hibája akár katasztrofális következményekhez is vezethet, így e beágyazott eszközök helyes működésének bizonyítása kiemelten fontos feladat. Formális módszerek használatával már a fejlesztési folyamat elején, tervezési időben, matematikai precizitással vizsgálható a rendszerek helyes működése. A modellellenőrzés [7] az egyik leggyakrabban használt formális módszer, mert komplex kérdéseket képes vizsgálni. A modellellenőrzés során a rendszer modelljén vizsgáljuk az ún. temporális logika segítségével megfogalmazott követelmények teljesülését.

Többféle temporális logika létezik [7], ezek közül a lineáris idejű (LTL) és az elágazó idejű (CTL) temporális logika a legelterjedtebb. Kifejezőerejük nem összehasonlítható, azonban az LTL sokszor praktikusabb kompaktsága és átláthatósága miatt, ami a CTL-nél könnyebben használhatóvá teszi. Bizonyított, hogy ha egy temporális logikai állítás CTL és LTL segítségével is kifejezhető, akkor az LTL kifejezés mindig rövidebb, vagy legfelejebb ugyanolyan hosszú [12]. Ennek azonban ára is van, az LTL modellellenőrzés komplexitása a PSPACE osztályba tartozik, tehát szükséges, hogy hatékony algoritmusokat alkalmazzunk.

A szaturáció egy szimbolikus iterációs algoritmus, amely hatékony állapottérfelderítésre és CTL modellellenőrzésre képes. Hatékonyságát egy speciális iterációs stratégiának és a szimbolikus, azaz tömören kódolt állapottárolásnak köszönheti. Szaturáció-alapú megoldások léteznek CTL modellellenőrzésre [15], azonban ezek nem használhatóak LTL modellellenőrzésre, annak eltérő karakterisztikája miatt. Szimbolikus algoritmusokat próbáltak már újabban LTL modellellenőrzésre használni [11], azonban a szaturációs algoritmust még senki sem alkalmazta sikerrel ezen a területen.

Dolgozatomban azt vizsgálom meg, miként lehet a szaturációs algoritmust kiterjeszteni LTL modellellenőrzésre. Munkám eredménye egy olyan automataelméleti megközelítés, amelyet szaturációs alapokon valósítottam meg, így létrehozva egy új, hatékony modellellenőrző algoritmust. Bemutatom a szaturáció alapú lineáris idejű temporális logikán alapuló modellellenőrzés elméleti hátterét és az általam kifejlesztett új modellellenőrző algoritmust.

A dolgozat felépítése a következő. Először bemutatom az munkám alapját képező háttérismereteket a 2. fejezetben, ismertetve a modellellenőrzés problémakörét, a lineáris temporális logikát, a felhasznált különböző osztályú automatákat, illetve az algoritmusom alapját képező szaturációs algoritmust. A 3. fejezetben megadom az új modellellenőrző algoritmusom elméleti felépítését és bemutatom a működését. A 4. fejezetben írok az algoritmus implementációjának részleteiről és a használt keretrendszerről. Az 5. fejezetben röviden bemutatok néhány, az algoritmus hatékonyságát alátámasztó mérési adatot. Vé-

gül a 6. fejezetben összefoglalom munkám eredményeit, és röviden megadok néhány olyan irányvonalat, amelyek mentén az új algoritmusom továbbfejleszthető.

2. fejezet

Háttérismeretek

Ebben a fejezetben röviden bemutatom a munkám elméleti hátterét. Munkám során a modellellenőrzési problémával foglalkoztam (2.1. fejezet), mely során lineáris temporális logika (2.2. fejezet) segítségével megfogalmazott kritériumok vizsgálatát tettem lehetővé. Ebben a fejezetben bemutatom a modellellenőrzés során alkalmazott különböző automatatípusokat (2.3. fejezet), valamint a döntési diagramokat (2.4. fejezet). Legvégül ismertetek egy speciális iterációs stratégiát használó algoritmust: a szaturációt (2.5. fejezet), mely algoritmust sikeresen adaptáltam, hogy komplex modellellenőrzési problémákat oldjak meg segítségével.

2.1. Modellellenőrzés

A modellellenőrzés egy elterjedt verifikációs technika, amely általában a rendszer egy véges modelljén vizsgálja meg, hogy a specifikációs tulajdonságok teljesülnek-e. Formálisan azt vizsgáljuk, hogy egy M modellre egy adott r specifikációs követelmény igaz-e [7]. Az r követelmény többféle, különböző kifejezőerejű formalizmussal megadható, amelyekkel eltérő típusú kifejezések értékelhetőek ki.

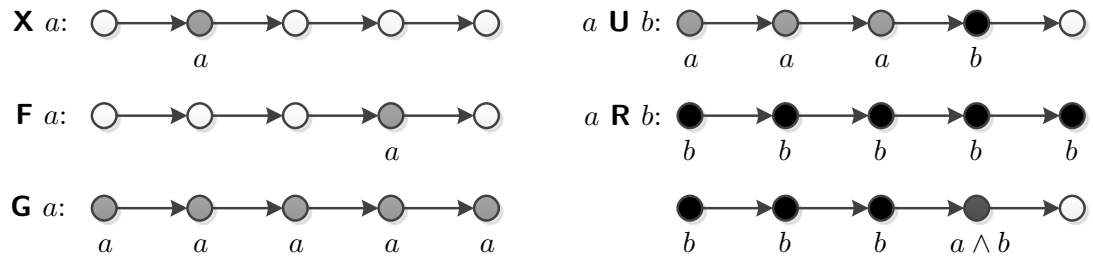
Munkám során én temporális logikákat használtam, melyek segítségével kijelentések igazságának logikai időbeli változása írható le. Ezen belül jelen munka tárgyát a lineáris idejű temporális logika alapú modellellenőrzés képezi, a következőkben az ehhez kapcsolódó háttérismereteket mutatom be.

2.2. Lineáris idejű temporális logika

Mint minden logika, a lineáris idejű temporális logika (LTL) [7] is elemi kifejezésekből, ebben az esetben állapotkifejezésekből, illetve ezek kapcsolatát kifejező logikai operátorokból épül fel. Ezeken kívül azonban egy *reaktív* rendszerben az állapotok közötti átmenetek is érdekesek. Az ilyen rendszerek folyamatos kölcsönhatásban vannak a környezetükkel, és legtöbbször ciklikus viselkedésűek, azaz nem áll le a futásuk. Emiatt a vizsgálatuk során nem elég egy korlátos lefutást vizsgálni.

A temporális logikák ezeket az állapotátmeneteket és állapotszekvenciákat képesek formálisan leírni, megfogalmazni. A lineáris temporális logikában (akárcsak közeli rokonában, az elágazó idejű temporális logikában) az idő nem jelenik meg közvetlenül, csak logikai formában. Egy kifejezés például előírhatja, hogy egy állapotnak valamikor a jövőben elő kell állnia, vagy egyáltalán nem állhat elő. Ezeket a fogalmakat a temporális logikák speciális, ún. temporális operátorokkal írják le, amelyek egymásba ágyazhatók, logikai operátorokkal kombinálhatók.
Az alábbiakban definiálom a munkám alapját képező öt LTL temporális operátort:

- **X** („ne**X**t time”) a következő állapotra ír elő feltételt.
- **F** („in the **F**uture”) a feltétel jövőbeli bekövetkezését követeli meg.
- **G** („**G**lobally”) azt fejezi ki, hogy a kifejezés az összes jövőbeli állapotra igaz.
- **U** („**U**ntil”) egy kétoperandusú operátor, amely akkor teljesül, ha valamikor a jövőben létezik egy állapot, amire a második operandus igaz, és addig minden állapot kielégíti az első operandust.
- **R** („**R**elese”) az **U** operátor logikai duálisa, teljesüléséhez a második operandusnak kell teljesülnie mindaddig, míg egy állapotra nem teljesül az első operandus (erre az állapotra mindkettőnek teljesülnie kell). Az első operandusnak azonban nem szükséges biztosan teljesülnie a jövőben.



2.1. ábra. Az LTL temporális operátorok szemléletes jelentése.

Az LTL kifejezések szintaxisa a következő módon definiáltható [7]:

- Minden P atomi kifejezés egy állapotkifejezés.
- Ha p és q állapotkifejezések, akkor $\neg p$ és $p \wedge q$ is állapotkifejezés.
- Ha p és q állapotkifejezések, akkor $\mathbf{X}\ p$ és $p\ \mathbf{U}\ q$ is állapotkifejezések.

A többi operátor ezen szabályok segítségével kifejezhető:

- $p \vee q \equiv \neg(\neg p \wedge \neg q)$
- $p\ \mathbf{R}\ q \equiv \neg(\neg p\ \mathbf{U}\ \neg q)$
- $\mathbf{F}\ p \equiv \mathit{True}\ \mathbf{U}\ p$
- $\mathbf{G}\ p \equiv \neg\mathbf{F}\ \neg p$

Egy LTL kifejezés *negált normál formáján* egy olyan ekvivalens kifejezést értünk, amiben kizárólag a $\wedge$, $\vee$ és $\neg$ Boole-operátorok szereplhetnek, és negálás csak atomi kijelentések előtt szerepelhet. Ahhoz, hogy egy kifejezést negált normál formába hozzunk, elsőként át kell írnunk az $\mathbf{F}\ \psi$ és $\mathbf{G}\ \psi$ alakú kifejezéseket az alábbi azonosságok szerint:

- $\mathbf{F}\ \psi \equiv \mathit{True}\ \mathbf{U}\ \psi$
- $\mathbf{G}\ \psi \equiv \mathit{False}\ \mathbf{R}\ \psi$

Ezután a megfelelő Boole-algebrai azonosságok segítségével minden logikai operátort kifejezünk az *és* ($\wedge$), *vagy* ($\vee$), illetve *nem* ($\neg$) operátorok segítségével. Végül a negálásokat „bevisszük” az atomi kijelentések elé a De Morgan-azonosságok és az alábbi három temporális azonosság segítségével:

- $\neg(\mu\ \mathbf{U}\ \eta) \equiv (\neg\mu)\ \mathbf{R}\ (\neg\eta)$
- $\neg(\mu\ \mathbf{R}\ \eta) \equiv (\neg\mu)\ \mathbf{U}\ (\neg\eta)$
- $\neg\mathbf{X}\ \mu \equiv \mathbf{X}\ (\neg\mu)$

2.3. Automataelméleti háttér

Véges automata alatt egy olyan matematikai számítási modellt értünk, amely a bemenet méretétől független, véges és állandó mennyiségű memóriával rendelkezik. Egy véges automata működhet véges és végtelen bemeneteken (úgynevezett szavakon).

Formálisan, egy (véges szavakon működő) véges $\mathcal{A}$ automata egy $(\Sigma, Q, \Delta, Q^0, F)$ ötös, ahol

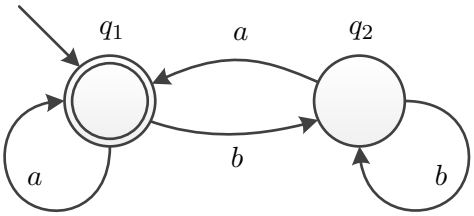
- Σ a véges *ábécé*.
- Q a lehetséges *állapotok* véges halmaza.
- $\Delta \subseteq Q \times \Sigma \times Q$ az *állapotátmeneti reláció*.
- $Q^0 \subseteq Q$ a *kiinduló állapotok* halmaza.
- $F \subseteq Q$ az *elfogadó állapotok* halmaza.

Egy automatát grafikusan egy olyan élcímkézett gráffal ábrázolhatunk, melyben a csomópontoknak Q, az éleknek pedig Δ elemei felelnek meg. Az élek címkéi Σ elemeiből állnak elő, ezért a betűket sokszor élkifejezéseknek is hívjuk.

Legyen $v \in \Sigma^*$ egy szó, melynek hossza $|v|$. $\rho : \{0, 1, \ldots, |v|\} \mapsto Q$ leképezést $\mathcal{A}$ egy lefutásának nevezzük v-n, ahol:

- $\rho(0) \in Q^0$, tehát az első állapot egy kiinduló állapot.
- Az i. állapotból az $i{+}1$. állapotba a bemenet i. betűjének olvasásának hatására akkor léphetünk, ha az átmenet szerepel az állapotátmeneti relációban, vagyis minden $0 \leq i < |v|$-re $(\rho(i), v(i), \rho(i+1)) \in \Delta$.

Azt mondjuk, hogy $\mathcal{A}$ *olvassa* v-t, vagyis v *bemenete* $\mathcal{A}$-nak. Egy ρ lefutást v-n *elfogadónak* nevezünk, ha egy elfogadó állapotban ér véget, vagyis $\rho(|v|) \in F$. Egy $\mathcal{A}$ automata akkor és csak akkor *fogadja el* a v szót, ha létezik $\mathcal{A}$-nak v-n elfogadó lefutása. Az $\mathcal{A}$ által elfogadott $\mathcal{L}(\mathcal{A}) \subseteq \Sigma^*$ *nyelv* az összes $\mathcal{A}$ által elfogadott szó halmaza.



2.2. ábra. Egy egyszerű véges automata.

1. példa. *Tekintsük a 2.2. ábrán látható automatát. A kezdőállapot q_1, ezt a forrás nélküli nyíl jelöli. Ez egyben az egyetlen elfogadó állapot is, amit a dupla kör jelöl.*

Ez az automata elfogadja például az „aabba" szót, mivel ez a bemenet a $q_1q_1q_1q_2q_2q_1$ lefutást eredményezi, aminek utolsó állapota elfogadó állapot.

Az összes elfogadott szó, vagyis az automata nyelve együtt $\varepsilon + (a+b)^*a$ alakban írható fel, ahol a + választást jelöl, a * pedig tetszőleges, de véges számú ismétlődést. A nyelv tehát az ε üres szóból, vagy olyan szavakból áll, amikben tetszőleges számú a vagy b után a zárja a sort.

Egy véges automata lehet determinisztikus és nem-determinisztikus. Előbbi esetben Δ-t egy egyértelmű leképezésként értelmezzük, vagyis $\Delta : Q \times \Sigma \mapsto Q$. Ezzel megkötjük,

hogy egy (q, a, q') és egy (q, a, q'') tranzíció esetében $q' = q''$ kell, hogy teljesüljön. Nemdeterminisztikus esetben $q' \neq q''$ is megengedett. A továbbiakban, ha külön nem jelzem, nem-determinisztikus automatákkal foglalkozunk.

Mint az már korábban is felmerült, az általunk vizsgált rendszerek többsége rendeltetésszerű működése során nem áll le. A továbbiakban tehát bemutatom azokat a végtelen szavakon működő automata osztályokat, amelyek munkám alapját képezik. Ezeknek az automatáknak a struktúrája megegyezik a véges szavakon működő automatákéval, azonban Σ^ω-beli szavakat ismernek fel, ahol az ω felső index a szóban szereplő végtelen számú betűre, vagyis állapotátmenetre utal.

2.3.1. Büchi automaták

A legegyszerűbb végtelen szavakon működő véges automaták a Büchi [7] automaták. Egy Büchi automatának ugyanolyan komponensei vannak, mint egy véges szavakon működő automatának. Egy $\mathcal{A}$ Büchi automata egy lefutása $v \in \Sigma^\omega$-n is majdnem ugyanúgy kerül definiálásra, annyi különbséggel, hogy ezúttal $|v| = \omega$. Így a ρ lefutás értelmezési tartománya a természetes számok halmaza, vagyis $\rho : \mathbb{N} \mapsto Q$.

Jelöljük $inf(\rho)$-val azoknak az állapotoknak a halmazát, melyek végtelenül gyakran szerepelnek egy lefutásban. Egy ρ lefutás $\mathcal{A}$-n akkor és csak akkor *elfogadó*, ha van olyan elfogadó állapot, amely végtelenül gyakran jelenik meg ρ-ban, vagyis $inf(\rho) \cap F \neq \emptyset$.

A Büchi automaták ω-reguláris nyelveket fogadnak el. Ugyanilyen nyelveket képesek leírni az LTL kifejezések is, azonban a Büchi automaták kifejezőereje nagyobb. Elmondható, hogy egy LTL kifejezést minden esetben Büchi-automatává lehet alakítani, azonban nem minden Büchi-automatához alkotható LTL kifejezés [13].

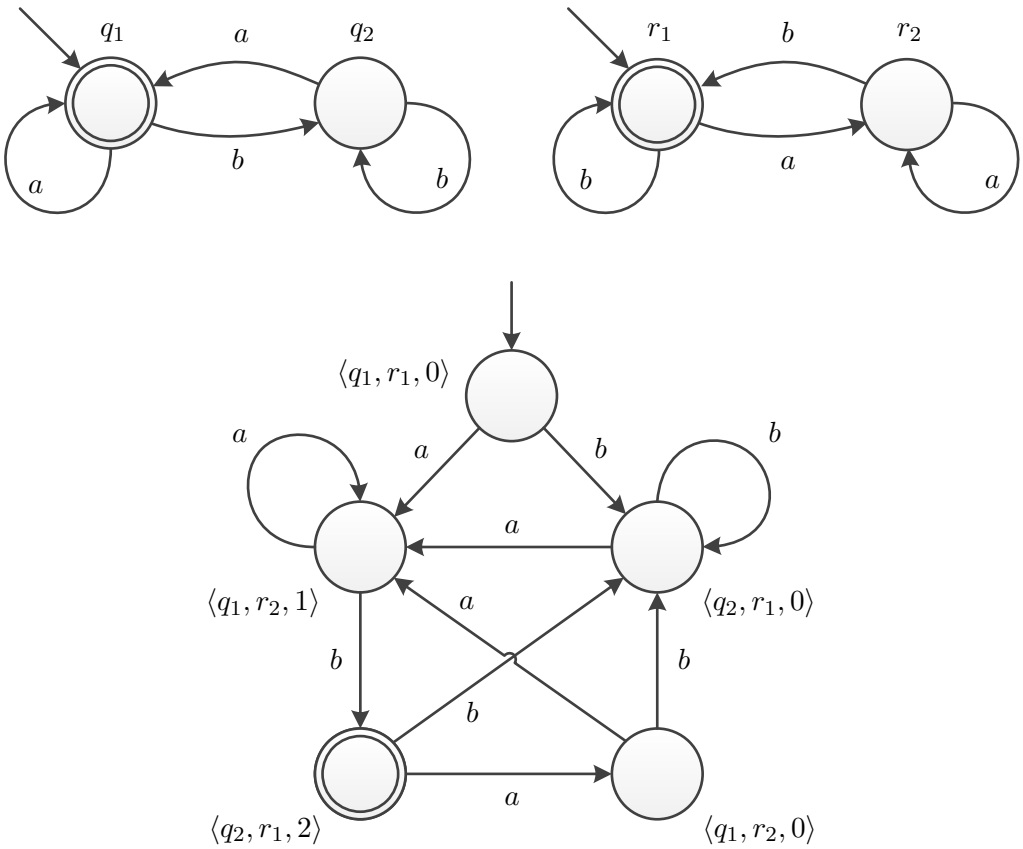
2. példa. *A 2.2. ábrán látható automata Büchi automataként is értelmezhető. Ebben az esetben elfogadja például az $(ab)^\omega$ szót, ami a-k és b-k végtelen hosszú váltakozása, a-val kezdve. Az automata által elfogadott nyelv tartalmaz bármely olyan szót, ami végtelenül sok a-t tartalmaz. Ezeket a szavakat a $(b^*a)^\omega$ ω-reguláris kifejezés írja le.*

2.3.2. Automaták szinkron szorzata

Két egyszerű Büchi automata *szinkron szorzatán* egy olyan automatát értünk, mely pontosan azokat a szavakat fogadja el, amelyeket mindkét automata elfogad. Formálisan, ha adottak $\mathcal{A}_1 = \langle \Sigma, Q_1, \Delta_1, Q_1^0, F_1 \rangle$ és $\mathcal{A}_2 = \langle \Sigma, Q_2, \Delta_2, Q_2^0, F_2 \rangle$ Büchi automaták, a szorzat automata által elfogadott nyelv $\mathcal{L}(\mathcal{A}_1) \cap \mathcal{L}(\mathcal{A}_2)$, az automata pedig $\mathcal{A}_1 \cap \mathcal{A}_2 = \langle \Sigma, Q_1 \times Q_2 \times \{0,1,2\}, \Delta, Q_1^0 \times Q_2^0 \times \{0\}, Q_1 \times Q_2 \times \{2\} \rangle$ alakban adódik. A tranzíciókat tekintve $(\langle r_i, q_j, x \rangle, a, \langle r_m, q_n, y \rangle) \in \Delta$ akkor és csak akkor áll fenn, ha

- $(r_i, a, r_m) \in \Delta_1$ és $(q_j, a, q_n) \in \Delta_2$, tehát a megfelelő állapotátmenetek a két szorzandó automatában is megléphetők
- a harmadik komponens állapota az $\mathcal{A}_1$ és $\mathcal{A}_2$ elfogadó állapotaitól függ:
  - ha $x = 0$ és $r_m \in F_1$, akkor $y = 1$
  - ha $x = 1$ és $q_n \in F_2$, akkor $y = 2$
  - ha $x = 2$, akkor $y = 0$
  - egyébként $y = x$.

A harmadik komponens biztosítja, hogy a két automata elfogadó állapotai közül mindkettőből jelenjen meg állapot végtelenül gyakran. Önmagában az $F = F_1 \times F_2$ megkötés nem lenne elégséges, mivel az egyes automaták elfogadó állapotai együtt csak véges sokszor jelenhetnek meg.



2.3. ábra. Két Büchi automata és szinkron szorzatuk [7]. A szorzat automatában csak az elérhető állapotok szerepelnek.

A harmadik komponens kezdetben 0. Akkor változik 1-re, ha megjelenik egy állapot az első automata elfogadó állapotai közül. Ha ekkor a második automata elfogadó állapotai közül is érkezik egy állapot, akkor a harmadik komponens 2-re növekszik, és megkapjuk a szorzat automata egy elfogadó állapotát. A következő állapotban a számláló visszatér 0-ba, és újra az első automata elfogadó állapotait várjuk. A szorzat automata akkor fogad el egy lefutást, ha az végtelen sok olyan állapotot tartalmaz, amelyben a harmadik komponens értéke 2.

Ezzel biztosítottuk, hogy *mindkét* automata elfogadó állapotai végtelen gyakran jelenjenek meg. Ha valamely ponton az egyik automatától nem találunk több elfogadó állapotot, a számláló nem növekszik tovább. Ekkor a szorzat automatának nem lesz végtelen sok elfogadó állapota a lefutásban.

Megjegyzendő, hogy az így kapott szorzat automata a két állapottér és a $\{0, 1, 2\}$ halmaz Descartes szorzata miatt olyan állapotokat is tartalmaz, amelyek nem elérhetők a kezdőállapotokból. A gyakorlati alkalmazás során ezeket érdemes felderíteni és eltávolítani.

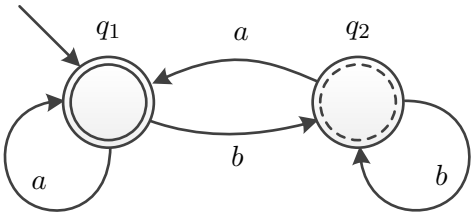
Szerencsére a szorzat automata előállítása ennél sokkal egyszerűbb, ha az egyik automata minden állapota elfogadó állapot. Ilyen automatát kapunk például, ha egy modell állapotterét automataként reprezentáljuk, ami – mint később látni fogjuk – éppen így is lesz az LTL modellellenőrzés során.

A szorzat automata ilyenkor $\mathcal{A}_1 \cap \mathcal{A}_2 = \langle \Sigma, Q_1 \times Q_2, \Delta', Q_1^0 \times Q_2^0, Q_1 \times F_2 \rangle$ alakú. Az elfogadó állapotok $Q_1 \times F_2$-beli párok, melyekben a második tag a második automata egy elfogadó állapota. Az állapotátmenetek esetében $(\langle r_i, q_j \rangle, a, \langle r_m, q_n \rangle) \in \Delta'$ akkor és csak akkor áll fenn, ha $(r_i, a, r_m) \in \Delta_1$ és $(q_j, a, q_n) \in \Delta_2$.

2.3.3. Általánosított Büchi automaták

Időnként kényelmesebb lehet a Büchi automaták egy olyan osztályát használni, amelyben több elfogadó állapot halmaz van. Ez nem befolyásolja az automata kifejezőerejét, de kompaktabb reprezentációt tesz lehetővé. [7]

Egy *általánosított Büchi automata* elfogadó állapotokat kódoló komponense $F \subseteq 2^Q$ alakú, tehát Q valamely részhalmazainak halmaza. Egy ilyen automata valamely ρ lefutása akkor elfogadó, ha minden $P_i \in F$-re $inf(\rho) \cap P_i \neq \emptyset$. Ez azt jelenti, hogy minden elfogadó állapot halmaz legalább egy elemének végtelenül gyakran kell előfordulnia ρ-ban. Vegyük észre, hogy ez egyben azzal is jár, hogy *üres F esetén az automata minden állapota elfogadó.*



2.4. ábra. Egy Büchi automata.

3. példa. *Tekintsük most a 2.4. ábrát, amin az előző automatához képest a q_2 állapot most egy második elfogadó állapot halmazhoz tartozik.*

Az automata most azokat a szavakat fogadja el, amiben végtelenül gyakran szerepel q_1 és q_2 is. Ezek a szavak az $(a^+b^+)^\omega$ alakúak, ahol a $^+$ tetszőlegesen véges sok, de legalább egy megjelenést jelent. Ez a kifejezés lényegében azt írja le, hogy egyik betűből sem lehet végtelenül sok közvetlenül egymás után*, de az egész szóban mindkettőnek végtelenül sokszor kell szerepelnie.*

Egy általánosított Büchi automata átalakítható egy egyszerű Büchi automatává. Az $\mathcal{A} = \langle \Sigma, Q, \Delta, Q^0, F \rangle$ általánosított Büchi automata „hagyományos” megfelelője $F = \{P_1, \ldots, P_n\}$ mellett $\mathcal{A}' = \langle \Sigma, Q \times \{0, \ldots, n\}, \Delta', Q^0 \times \{0\}, Q \times \{n\} \rangle$.

A Δ' állapotátmeneti reláció úgy épül fel, hogy $(\langle q, x \rangle, a, \langle q', y \rangle) \in \Delta'$ akkor és csak akkor áll fenn, ha $(q, a, q') \in \Delta$, x-re és y-ra pedig a következő szabályok érvényesek:

- Ha $q' \in P_i$ és $x = i - 1$, akkor $y = i$.
- Ha $x = n$, akkor $y = 0$.
- Minden egyéb esetben $y = x$.

Az elv nagyon hasonló a szorzat automaták elkészítésénél látottakhoz, a második komponens felelős azért, hogy minden elfogadó állapothalmazból végtelenül gyakran szerepeljenek állapotok. Akárcsak akkor, most is érdemes a kiinduló állapotokból nem elérhető állapotokat felderíteni és eltávolítani. Figyeljük meg azt is, hogy a Δ' állapotátmeneti reláció konstrukciója során nem rontjuk el azt a tulajdonságot, hogy minden állapotba egyforma címkéjű élek mutatnak. A transzformáció az automata méretét legfeljebb $n + 1$-szeresére növeli.

2.3.4. Transzformációs algoritmus

Gerth, Peled, Vardi és Wolper algoritmusa [8] lehetővé teszi egy negált normál formában lévő φ LTL kifejezés általánosított Büchi automatává transzformálását. Terjedelmi okokból

az algoritmus részletes bemutatására nincs lehetőség, azonban a függelékben megtalálható a működését leíró pszeudokód. Az algoritmus helyességére ad bizonyítást.

Az algoritmus alapvető adateleme a *csomópont*, ez reprezentálja a keletkező automata állapotait. Egy q csomópont a következő mezőkből áll:

- *ID* : NodeID - A csomópont egyedi azonosítója.
- *Incoming* : NodeID lista - A forrás-csomópontok listája. Minden eleme egy olyan csomópontot jelöl, amiből él mutat q-ba.
- *Old* : Formula lista - A már feldolgozott kifejezéseket tartalmazza.
- *New* : Formula lista - A még fel nem dolgozott kifejezések listája.
- *Next* : Formula lista - A következő csomópontban feldolgozandó formulák gyűjteménye.

A csomópontok a temporális kifejezés kiértékelésének fázisait jelentik. Az algoritmus futása során összegyűjti a már elkészült csomópontokat a *Nodes* listában, belőlük keletkeznek az automata állapotai. Létezik még egy speciális *init* csomópont is, ami az automata kezdőállapota lesz. A *Nodes* lista kezdetben üres.

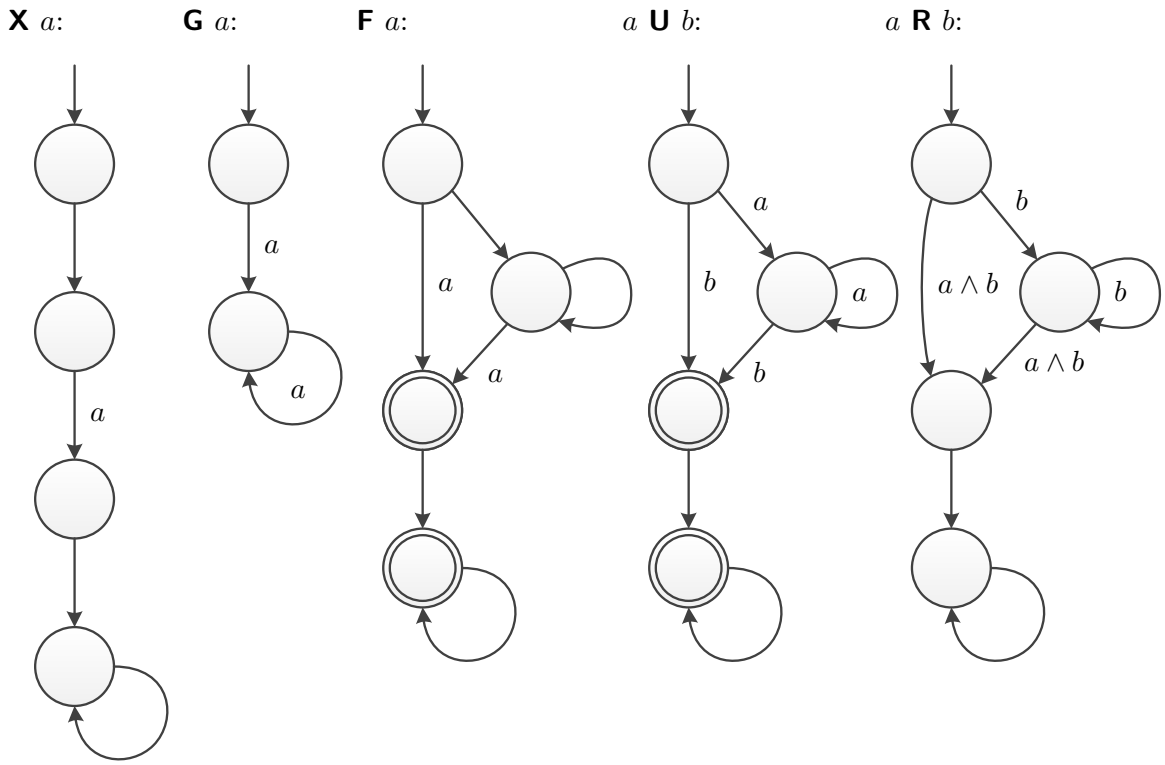
Az algoritmus az EXPAND függvény segítségével rekurzívan feldolgozza a keletkező csomópontokat és létrehozza az ún. *tablót* [7]. Ez egy, a kiértékelés menetét ábrázoló fa struktúra, melyben megjelennek az ismétlődések is az ismétlődő kifejezés elejére visszamutató élekként.

Az így elkészített *Nodes* csomópontok általánosított Büchi automatává konvertálhatók:

- A Σ ábécé a φ-ben szereplő propozíciókból képzett halmazokból áll. Egy $\alpha \in \Sigma$ a propozíciók egy olyan értékadásának felel meg, ahol az α-ban szereplő propozíciók igazságtartalma *True*, az α-ban nem szereplőké pedig *False*. A gyakorlatban ezek a halmazok Boole-algebrai kifejezésekkel is reprezentálhatók.
- Az automata Q állapothalmaza a *Nodes* listában található csomópontokból, valamint az *init* csomópontból áll.
- $(r, \alpha, r') \in \Delta$ akkor és csak akkor, ha $r \in \mathit{Incoming}(r')$ és α igazzá teszi az $\mathit{Old}(r')$-ben lévő *ponált és negált propozíciók konjunkcióját.*
- A Q_0 kezdőállapothalmaz egyetlen eleme az *init* csomópont.
- Az F elfogadó komponens minden $\mu \ \mathbf{U} \ \psi$ alakú részkifejezéshez tartalmaz egy $P_i \in F$ állapothalmazt - P_i minden olyan r állapotot tartalmaz, amire $\psi \in \mathit{Old}(r)$ vagy $\mu \ \mathbf{U} \ \psi \notin \mathit{Old}(r)$ teljesül. Ezek azok az állapotok, amikben a részkifejezés már teljesült, így biztosítható, hogy egy végtelen hosszú μ sorozatot nem fogad el az automata, viszont ha a részkifejezés egyszer már teljesült egy elfogadó lefutásban, akkor abban a lefutásban minden további állapotra is teljesülni fog. Ha nincs $\mu \ \mathbf{U} \ \psi$ alakú részkifejezés, akkor F üres lesz, ami - mint a következő fejezetben bemutatom - hagyományos automaták esetén az $F = Q$ elfogadó állapot halmaznak felel meg.

Az így készített automaták mérete és elkészítésük ideje legrosszabb esetben φ méretében exponenciális, azonban a tapasztalatok [7] azt mutatják, hogy a keletkező automata mérete általában kicsi.

A bemutatott algoritmusnak van egy olyan tulajdonsága, ami kiemelten fontos lesz a szaturáció kiterjesztésekor. A konstrukcióból adódóan a keletkező automata egy állapotába *kizárólag ugyanolyan címkéjű élek* futnak be. Ezt fogom kihasználni a 3.2. fejezetben.



2.5. ábra. Az LTL temporális operátoraiból generált általánosított Büchi automaták.

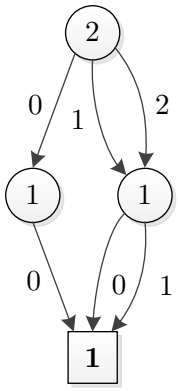
2.4. Döntési diagramok

A *döntési diagramok* [1] olyan gráfok, melyek többváltozós függvények kompakt reprezentálását teszik lehetővé. A döntési fák redukciója során kapjuk meg őket, ahol a fában lévő azonos jelentésű csomópontokat összevonjuk, amivel jelentős mennyiségű csomópontot spórolhatunk meg. A redukció során nem veszítünk információt.

Formálisan egy *többértékű döntési diagram* (Multiple-valued Decision diagram, MDD) egy olyan körmentes irányított gráf, ami egy K változóból álló $f : \{0, 1, \ldots\}^K \to \{0, 1\}$ függvényt reprezentál [2]. Egy MDD csomópontjait $K + 1$ szintre osztjuk, a 0. szinten lévő két csomópontot terminális csomópontoknak (*terminális* $\boldsymbol{0}$ és *terminális* $\boldsymbol{1}$), a többit nemterminális csomópontoknak nevezzük. Mindegyik $k > 0$ szinthez (illetve a hozzá tartozó változóhoz) rendelünk egy véges D_k értelmezési tartományt, melynek mérete n_k. Az egyszerűség kedvéért D_k elemeit az általánosság megszorítása nélkül vegyük $D_k = \{0, 1, \ldots, |D_k| - 1\}$-nek. A k. szinten lévő csomópontok mindegyikéből pontosan n_k él fut $k - 1$ szintű csomópontokba.

Egy MDD *kanonikus*, ha nem létezik két azonos k. szintű csomópont, amiknek $k - 1$. szintű szomszédai megegyeznek. Egy MDD *kváziredukált*, ha megengedjük a redundáns csomópontokat, vagyis egy csomópont minden éle vezethet ugyanabba az alacsonyabb szintű csomópontba, *redukált*, ha ilyen csomópontok nem lehetnek, és az élek közvetlenül vezethetnek $k - 1$-nél alacsonyabb szintű csomópontba is.

Az MDD által kódolt függvény kiértékeléséhez az K. szinten lévő egyetlen r *gyökér csomópont*ból elindulva kell bejárnunk a gráfot, minden lépésnél a k. változó értékének megfelelő élen tovább haladva. Az eredmény annak a terminális csomópontnak az értéke (0 vagy 1), amibe a 0. szinten érkezünk. Formálisan, ha egy v csomópont i. gyerekét $v[i]$-vel jelöljük, akkor $f(x_n, x_{n-1}, \ldots, x_1) = 1 \Leftrightarrow r[x_n][x_{n-1}] \ldots [x_1] = \mathbf{1}$.



2.6. ábra. Egy többértékű döntési diagram.

4. példa. *Az MDD-k által kódolt függvények halmazok kifejezésére is alkalmazhatók, ha a kiértékelésük eredményét úgy interpretáljuk, hogy az adott paraméterezés, mint elem része-e a halmaznak. Példaként tekintsük a 2.6. ábrán látható döntési diagramot, aminek két változója x_1 és x_2, értelmezési tartományuk pedig $D_1 = \{0, 1\}$ és $D_2 = \{0, 1, 2\}$.*

Az ábrán csak a terminális egyesbe mutató éleket ábrázoltam, a kódolt halmaz a $\{(0, 0), (0, 1), (0, 2), (1, 1), (1, 2)\}$ elemekből áll, ezek az értékek teszik a kódolt függvény értékét eggyé. Az összes lehetséges kombináció közül egyedül az $(1, 0)$ nem szerepel a halmazban. Ne feledjük, hogy a párosok a diagramon lentről felfelé olvashatók ki, mivel az első változó van a legalsó szinten.

2.5. Szaturáció

Egy modell állapotterének felderítésére több módszer létezik. A legegyszerűbb eset az *explicit állapottér-generálás*, amikor a kiinduló állapotból állapotátmeneteken egyenként lépkedve valamilyen gráfbejáró algoritmus segítségével sorra vesszük és eltároljuk az elérhető állapotokat. Ez a módszer nagyon gyorsan korlátokba ütközik, mivel az állapotok egyenkénti tárolása és kezelése rendkívül sok erőforrást igényel.

Szimbolikus állapottér-generálás alatt olyan technikákat értünk, amik az állapotokat valamilyen kódolással, kompaktan tárolják. A hagyományos megoldások állapotváltozók segítségével kódolják az állapotokat, egy állapot $(v_1, v_2, \ldots, v_n)$ alakú. Az ezt leíró struktúrák a változók értelmezési tartományától függően lehetnek például bináris vagy többértékű döntési diagramok, amiknek a segítségével már nagyobb állapotterek is tárolhatók és kezelhetők.

A *szaturációs algoritmus* [2] egy olyan új iterációs stratégia, aminek a segítségével akár hatalmas állapottereket is be lehet járni és az állapotteret kódolva, döntési diagram formájában reprezentálni. A módszer erejét az adja, hogy a bejárás alkalmazkodik az MDD-k struktúrájához, és kihasználja a modellben előforduló *lokálitásokat*. Emiatt szaturációs algoritmus rendkívül jól teljesít *aszinkron rendszerek* állapottereinek a felderítésében, mivel egy aszinkron rendszerben az események jellemzően lokálisak, a modellnek csak egy kis részét érintik.

2.5.1. A modell dekomponálása

A lokalitás minél hatékonyabb kihasználása érdekében a szaturációs algoritmus első lépése a modell dekomponálása. Ez azt jelenti, hogy a modellt diszjunkt részekre osztjuk, ami Petri-hálók [10] esetében például a hely halmazokhoz állapotváltozó hozzárendelését jelenti. Az egyes komponensek lokális állapotainak halmaza a globális állapot egyes változóinak

értelmezési tartománya lesz. Egy globális állapot a lokális állapotok kombinációjaként áll elő.

2.5.2. Az állapottér leírása

Az állapotteret így könnyedén ábrázolhatjuk egy $K+1$ szintű MDD-ben, ahol $K = n$, tehát minden változóra egy szint jut. Az MDD tehát egy olyan függvényt fog kódolni, aminek bemeneti paraméterei a lokális állapotváltozók, értéke pedig 1, ha az adott globális állapot szerepel az állapottérben és 0, ha nem.

2.5.3. Események

Egy-egy modellbeli esemény tipikusan csak kevés komponens állapotát érinti. Ezt kihasználva az állapottér felderítés hatékonyabbá tehető, ha egy eseménnyel csak azokban a komponensekben foglalkozunk, amikre hatással vannak.

Tehát az események hatása korlátok közé szorul, Top_e-vel jelöljük a legmagasabb sorszámú, Bot_e-vel a legalacsonyabb sorszámú komponenseket, amiket az esemény érint. Ezen az intervallumon kívül egyáltalán nem foglalkozunk az eseménnyel.

2.5.4. Next-state függvény

A *next-state függvény* ($\mathcal{N}$) határozza meg a modell állapotátmeneteit. $\mathcal{N}(s)$ megadja az s állapotból egy lépéssel elérhető állapotok halmazát. $\mathcal{N}(S)$ megadja az S állapothalmazból egy lépéssel elérhető állapotok halmazát. Az egyes eseményekhez is társítható egy-egy $\mathcal{N}_e$ next-state függvény, ekkor a teljes állapotátmenet reláció: $\mathcal{N} = \bigcup_{\forall e \in \mathcal{E}} \mathcal{N}_e$, ahol $\mathcal{E}$ a modellbeli események halmaza.

Az események next-state függvényei is dekomponálhatók az egyes szinteket érintő $\mathcal{N}_{(i,e)}$ részekre. Ezek azt adják meg, hogy egy esemény eltüzelése milyen hatással van egy adott komponens lokális állapotára. A next-state függvényt szintén egy MDD fogja kódolni, aminek $2 \cdot K + 1$ szintje van. A $2 \cdot k + 1$ alakú szintek élei a kiinduló, a $2 \cdot k$ alakúak élei pedig a végállapotot adják meg. A teljes next-state függvény egy MDD-vel történő előállítása nem szükséges, azonban az események eltüzeléséhez a szintekhez tartozó komponensekből elő kell állítani az esemény next state MDD-jét, ami a komponens MDD-k metszeteként adódik [5].

2.5.5. A szaturációs algoritmus működése

Az állapottér-generálás problémája nem más, mint az $\mathcal{N}$ next-state függvény $\mathcal{N}^*$ *tranzitív lezártjának* meghatározása a kezdőállapotokból kiindulva. A szaturációs algoritmus a tranzitív lezártat csomópontról csomópontra képzi az MDD-ben felfelé haladva, így felderítés közben az állapotteret kódoló MDD maximális mérete várhatóan nem lesz sokkal nagyobb a felderítés során, mint a végén. Ez nagy előny a tradicionális szélességi bejárás alapú szimbolikus algoritmusokhoz képest, amelyek jellemzően sokkal nagyobb köztes állapottér reprezentációt építettek, mint a végső állapottér reprezentáció [7].

Jelölje $\mathcal{B}(k, p)$ az állapotok azon halmazát, a k. szinten lévő p csomópont által meghatározott rész-MDD kódol[1]. Legyen $\mathcal{E}_k$ azoknak az e eseményeknek a halmaza, amikre $Top_e \leq k$. Azt mondjuk, hogy egy k. szinten lévő p csomópont *szaturált*, ha $\mathcal{B}(k, p) = \bigcup_{\forall e \in \mathcal{E}_k} \mathcal{N}_e^*(\mathcal{B}(k, p))$, tehát eddig a szintig nincs több olyan esemény, aminek eltüzelésével

[1] A továbbiakban az *adott csomópont által kódolt állapotok* alatt ugyanezt fogom érteni.

új állapotot tudnánk felfedezni, a $\mathcal{B}(k,p)$ állapothalmaz *zárt* $\mathcal{E}_k$-ra nézve. Az állapottér-generálás véget ér, amikor a legfelső szinten lévő gyökér csomópont szaturálttá válik, ekkor az állapottér $S = \mathcal{N}^*(s_0)$.

Az algoritmus kezdetekor megépítjük a kezdeti állapotot leíró MDD-t. Elsőként az 1. szinten lévő csomópontokat szaturáljuk, azaz megpróbálunk eltüzelni rájuk minden olyan e eseményt, amire $Top_e = 1$. Ezután a következő, 2. szinten lévő csomópontok következnek azokkal az eseményekkel, amikre $Top_e = 2$. Ha az első szinten új csomópont jött létre, azt azonnal, rekurzívan szaturáljuk. Az algoritmus végigmegy minden k szinten a $Top_e = k$ tulajdonságú eseményekkel, szaturálva az alacsonyabb szinteken keletkező csomópontokat is. Ha a legfelsőbb szinten lévő csomópont is szaturálttá válik, az állapottér-generálás befejeződött [2].

2.5.6. Vezérelt szaturáció

Sokszor állapottér bejárás során csak bizonyos feltételeknek megfelelő, azaz kényszereket kielégítő állapotokon szeretnénk áthaladni. Ennek megoldására több lehetőség is létezik, melyek közül egy hatékony módszer az úgynevezett *vezérelt szaturációs* [15] algoritmus. Ez egy olyan komplex iterációs stratégia, amely adott $\mathcal{C}$ kényszerre adott S_0 állapothalmazra és adott $\mathcal{N}$ állapotátmenet relációval hatékonyan képezi az alábbi állapothalmazt: $S = (\mathcal{N}(S_0) \bigcap \mathcal{C})^*$. Mint jól látható, általános esetben halmazok metszetét kell kiszámítanunk, ráadásul vagy minden lépés után egy költséges halmazműveletet kell végrehajtani, vagy pedig ezt el kell kódolni a $\mathcal{N}$ relációba, ami szintén költséges [15]. A vezérelt szaturáció célja, hogy megakadályozzon bizonyos lépéseket az állapottér-generálás közben. Ezt korábbi megoldások CTL modellellenőrzés során használták ki. Az **U** operátor számítását sikerült felgyorsítani vele, ahol is az előre felderített állapottéren kellett az állapottér alapján képezett kényszer segítségével iterálni. Én munkám során ettől eltérően, a szinkron szorzat automata vezérlésére fogom alkalmazni a módszert.

Az algoritmus alapgondolata, hogy a szaturációs algoritmusnak megadunk egy *kényszert*, ami egy ugyanolyan struktúrájú MDD, mint az állapotteret kódoló diagram, és azokat az állapotokat adja meg, amikbe *szabad* lépni[2]. A szaturációs algoritmust ilyenkor nem az 1., hanem a $K+1$. szinten kezdjük, és az adott csomópont szaturálása előtt először szaturáljuk az alacsonyabb szinten lévő csomópontokat. Az elsőként szaturált csomópont így is a legalsó szint egyik csomópontja lesz, de ahogy rekurzívan végiglépkedünk az MDD-n, a kényszer MDD-t lehetőség van ugyanazon élek mentén szinten léptetni. A kívánt eredményt azzal érjük el, hogy egy esemény eltüzelésével keletkező új állapotot csak akkor vesszük fel ténylegesen, vagyis húzzuk be az azt alkotó út utolsó élét a terminális 1-es csomópontba, ha a kényszerben az állapotot reprezentáló út is a terminális 1-esbe vezet.

A kényszer ezáltal lényegében „megjegyzi” az utat, amin át egy bizonyos csomópontba jutottunk (egy csomópontot egyszerre mindig csak egy úton vizsgálunk), ezáltal lehetővé teszi, hogy a lokalitás feladása nélkül globális állapotokról is dönthessünk. Ezt a tulajdonságát fogom kihasználni a 3.2.3. fejezetben bemutatásra kerülő új modellellenőrző algoritmusban.

[2]Elméletileg lehetőség van más szemantika alkalmazására is, például megadhatunk olyan állapotokat is, amibe *nem szabad* lépni. Jelen munka keretében a vezérelt szaturációs algoritmust én is egy eltérő szemantikájú kényszerrel fogom használni.

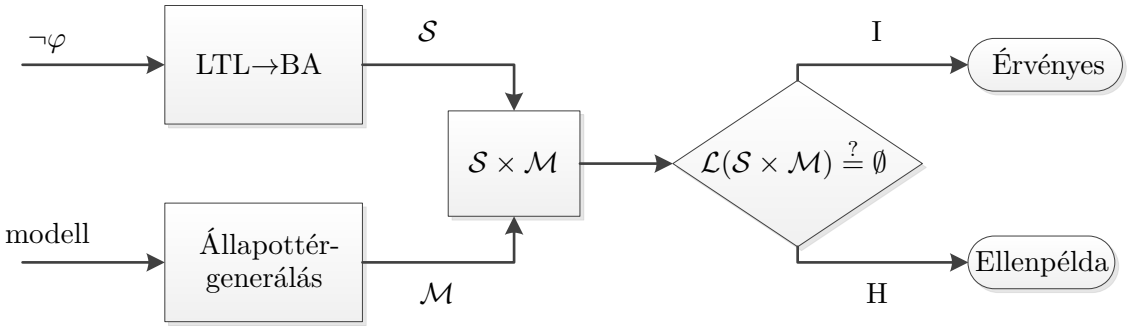
3. fejezet

LTL modellellenőrzés

Ebben a fejezetben mutatom be a munkám elméleti eredményét adó szaturáció alapú LTL modellellenőrző algoritmust. Elsőként adok egy áttekintést az algoritmus vázlatos működéséről (3.1. fejezet), majd a következő szakaszokban részletezem az egyes fázisokat (3.2-3.3. fejezetek). Végül összefoglalom a bemutatott részleteket (3.4. fejezet).

3.1. Áttekintés

Az LTL temporális logika könnyű használhatósága és intuitív jellege miatt többféle modellellenőrző algoritmust is kifejlesztettek már hozzá. Ezek jellemzően automataelméleti megközelítést alkalmaznak [8].



3.1. ábra. LTL modellellenőrzés automatákkal.

Az LTL modellellenőrzés automataelméleti megközelítés esetén a következő módon vázolható nagyvonalakban:

1. Adott a vizsgálandó kifejezés. Ennek képezzük a negáltját, és építünk egy *specifikációs automatát*, aminek ábécéje a vizsgálandó modell állapotaiból (pontosabban az azokra érvényes állapotkifejezésekből) áll, és az elfogadott nyelve megegyezik az LTL kifejezést nem kielégítő állapotsorozatokkal (szavakkal).
2. A vizsgálandó modell állapotterét szintén automataként reprezentálva számítsuk ki a két automata szinkron szorzatát olyan módon, hogy a modell állapováltozásaikor a célállapottal léptetjük a specifikációs automatát.
3. Vizsgáljuk meg, hogy a *szorzat automata* által elfogadott nyelv üres-e. Ha üres, akkor a modell nem tartalmaz olyan lefutást, mely kielégítené a vizsgálandó kifejezés negáltját, tehát a kifejezés érvényes a modellre. Ha nem üres, az adódó nyelv szavai megfelelnek azoknak a lefutásoknak, melyek megsértik a specifikációt, tehát értékes ellenpéldákhoz jutottunk.

LTL modellellenőrzés során az állapotteret többféle módon reprezentálhatjuk, járhatjuk be. Léteznek explicit állapotbejárást alkalmazó algoritmusok, amelyek egyenként bejárják az állapottérben fellelhető állapotokat. Ha az állapottér túl nagy, akkor hamar erőforrás korlátokba ütköznek ezek az algoritmusok, még abban az esetben is, ha redukciós technikákat használnak (pl. [9]).

Az utóbbi időben megjelentek a szimbolikus LTL modellellenőrző algoritmusok is, amelyek bizonyították hatékonyságukat [11]. Ezen algoritmusok szélességi állapottérbejárást használnak, és kódolva tárolják el az egyes állapotokat, lehetővé téve nagy állapothalmazok kezelését. A szaturációs algoritmus is egy szimbolikus technika, ami egy speciális iterációs stratégiával járja be az állapotokat. Ezen tulajdonságai miatt különösen hatékony elsősorban aszinkron rendszerek esetén; azonban ezen tulajdonságok miatt nehéz az algoritmust LTL modellellenőrzésre használni. Szaturációs alapokon korábban nem készítettek LTL modellellenőrző algoritmust.

3.1.1. Algoritmikus problémák

Az LTL modellellenőrzési probléma a PSPACE-nehéz komplexitási osztályba tartozik, tehát praktikusan nem várható el egy algoritmustól sem, hogy minden esetre hatékonyan fusson. Egy S állapotterű rendszer esetén a φ LTL formula ellenőrzésének idő komplexitása $2^{O(|\varphi|)}O(|S|)$ nagyságrendű [12].

Két alapvető probléma merül fel. Az algoritmus, amelyet be fogok mutatni a specifikációs automata felépítéséhez, a kiinduló LTL kifejezés hosszában exponenciálisan sok állapotot hoz létre, és időbeli komplexitása is hasonlóan alakul. Az, hogy a negált kifejezésre alkalmazzuk a transzformációt, további méretnövekedéssel jár, egy általánosított Büchi automata átalakítása Büchi automatává pedig még tovább növeli az adódó automata méretét.

A másik alapvető probléma az állapottér mérete. Az ún. *állapottér-robbanás* azt a jelenséget takarja, hogy egy viszonylag egyszerű modellnek is rendkívül sok állapota lehet. Aszinkron rendszerek esetén jellemzően a komponensek számának növelésével exponenciálisan nő az elérhető állapotok száma. Vegyük például az ún. étkező filozófusok [6] modelljét, melyben a bonyolultságot könnyen lehet szabályozni a filozófusok számával. Tíz filozófus esetén a modellnek még csak $1,8 \cdot 10^6$ állapota van, száz filozófus esetén már 10^{62} állapot adódik, míg ezer filozófussal a modell állapottere 10^{629} méretű. Az LTL modellellenőrzés során képezni kell a kifejezésből előállított automata és az állapottér szinkron szorzatát, amely azt eredményezi, hogy önmagukban azok az algoritmusok, amelyek az egyik komponens állapotterét hatékonyan bejárnák, jellemzően innentől nem hatékonyak a két automata eltérő karakterisztikája miatt. A szorzat automata állapotterének mérete akár a két automata méretének a szorzata is lehet, amely sokkal bonyolultabb állapottér reprezentációt eredményez, mintha külön-külön kéne megvizsgálni őket.
A korábbi explicit LTL modellellenőrző algoritmusok legfontosabb jellemzői:

- Az állapotokat explicit módon tárolják, az állapottér-robbanás hamar problémát okoz.
- Hatékonyan vizsgálják menet közben a szinkron szorzat automata állapotterét, „on-the-fly”, azaz menet közbeni modellellenőrzést tudnak végezni.
- Számos redukció és egyszerűsítés alkalmazható, ilyenek például a részleges rendezéses algoritmusok, amelyek valamelyest csökkentik az állapottér-robbanás problémáját azon az áron, hogy csak csökkentett kifejezőerejű LTL kifejezéseket tudunk vizsgálni

A korábbi szimbolikus LTL modellellenőrző algoritmusok legfontosabb jellemzői:

- Az állapotokat szimbolikusan tárolják, ezáltal képesek kezelni az állapottér-robbanás problémáját.
- Nem tudják menet közben vizsgálni a szinkron szorzat automata állapotterét, „on-the-fly", azaz menet közbeni modellellenőrzést nem tudtak végezni.
- Számos redukció és egyszerűsítés nem alkalmazható (például a részleges rendezéses algoritmusok).
- A használt szimbolikus algoritmusok nem hatékonyak aszinkron rendszerek esetén.
- Az állapotátmenet reláció a szinkron szorzat automatában nagyon nagyra nő, ami jelentősen csökkentette az algoritmusok hatékonyságát.
- Szélességi bejárást alkalmaznak, amely nem hatékony LTL modellellenőrzés esetén.

Munkám során a két algoritmus-család előnyeit ötvöztem egy algoritmusban. Ez az első szaturáció alapú LTL modellellenőrző algoritmus, amely a következő előnyökkel bír:

- Az állapotokat szimbolikusan tárolom, így tudom kezelni az állapottérrobbanás problémáját.
- Menet közben vizsgálom a szinkron szorzat automata állapotterét, „on-the-fly", azaz menet közbeni modellellenőrzést végez az algoritmusom, ezáltal nem feltétlenül kell bejárni a teljes állapotteret.
- Kihasználom a szaturációs algoritmus hatékonyságát aszinkron rendszerek esetén.
- Az új, vezérelt szaturáció alapú algoritmussal elkerülöm a szimbolikus állapotátmenet-reprezentáció bővítését az állapottérből származó megkötésekkel.
- Az új, vezérelt szaturáció alapú algoritmussal egy kombinált szélességi-mélységi bejárást alkalmazok az iteráció során.

A háttérismeretek között a 2.3.4. fejezetben már bemutattam egy automata konstrukciós algoritmust. Kell tehát egy-egy módszer a szinkron szorzat hatékony előállítására szaturáció segítségével (3.2. fejezet), illetve az eredmény nyelv ürességének – lehetőleg menet közbeni, „on-the-fly" – ellenőrzésére (3.3. fejezet). A következőkben ezeket a fő fázisokat mutatom be lépésről lépésre, hogy aztán összefoglalhassam az adódó LTL modellellenőrző algoritmust (3.4. fejezet).

3.2. A szaturáció kiterjesztése a szinkron szorzat automatára

Ebben a részben megmutatom, hogyan lehet felhasználni a rendkívül hatékony szaturációs algoritmust úgy, hogy a modellünk állapottere helyett annak a specifikációs automatával ($\mathcal{S}$) vett szinkron szorzatát derítse fel.

Az automaták szinkron szorzatának képzésénél (2.3.2. fejezet) láthattuk, hogy abban az esetben, ha az egyik automata összes állapota elfogadó állapot, akkor a szorzat automata $\mathcal{M} \cap \mathcal{S} = \langle \Sigma, Q_M \times Q_S, \Delta', Q_M^0 \times Q_S^0, Q_M \times F_S \rangle$, a Δ' állapotátmeneti reláció ismertetett felépítése mellett. A továbbiakban, mivel az egyik automata ($\mathcal{M}$) a modell állapottere, tehát minden állapota elfogadó állapot, ezt az esetet vizsgáljuk.

Beszélnünk kell még arról, hogy mi lépteti az egyes automatákat, és hogyan néz ki egy szinkron lépés. Az esetünkben alkalmazott szinkron szorzat ugyanis nem egy hagyományos szinkron szorzat, mivel a két automatának nem egyezik meg az ábécéje. Erre azonban megoldást nyújt egy megfelelő leképezés a két ábécé között.

Tekintsünk a modell állapotterére úgy, mint egy olyan automatára, mely a modell lehetséges állapotait fogadja el betűkként. Ez azért is szerencsés, mert ebben az esetben

a szavak, amiket az automata olvas, a modell lehetséges állapotainak sorozatai, tehát lehetséges lefutások[1] lesznek.

A leképezést ezek után úgy adjuk meg, hogy a modell egy állapotátmenetének megfelelő specifikációs automata lépés a modellbeli célállapotra *igaz* állapotkifejezések halmaza legyen. A szorzat automata egy lépése tehát úgy néz ki, hogy lépünk egyet a modellben, és megnézzük, hogy a célállapotra igaz állapotkifejezések segítségével hová léphetünk az automatában.

Erre a konstrukcióra kell tehát alkalmazni a szaturációs algoritmust. Meg kell oldani, hogy a felderített állapotok a $Q_M \times Q_S$ halmazból kerüljenek ki, illetve hogy új állapotok felderítésénél a modell új állapotaihoz rendelhető specifikációs automatabeli állapotokat is hozzárendeljük, valamint ne derítsünk fel olyan állapotokat, amelyekhez nem tartoznak ilyen legális állapotok, tehát a szorzat állapottérben tett lépések konzisztensek legyenek a Δ' állapotátmeneti relációval. Mindeközben törekednünk kell a helyesség és hatékonyság megtartására.

3.2.1. Szimbolikus állapottérreprezentáció

A lehetséges állapotok tehát a modell állapotaiból és a specifikációs automata állapotaiból képzett párosok. Ahhoz, hogy a szaturációs algoritmus megfelelően, egy állapotként kezelje ezeket a párosokat, a specifikációs automata állapotait és a modell állapotait egyetlen MDD-ben célszerű ábrázolni. Kézenfekvő megoldás, hogy az MDD szintjeinek egy részét a modell állapotainak kódolására, egy másik részét pedig az automata állapotainak tárolására használjuk fel.

Annak a kérdésnek a megválaszolásához, hogy a specifikációs automata állapotai az MDD alsó vagy felső szintjein helyezkedjenek-e el, a szaturációs algoritmus eseménykezelése ad alapot[2]. Láthattuk, hogy a szaturációs algoritmus az eseményeket az általuk érintett legmagasabb szinten veszi figyelembe, legkorábban ennek a szintnek a szaturálásakor tüzeli el őket. Általános esetben bármely esemény eltüzelése megváltoztathatja a szorzat állapothoz tartozó automataállapotot is, ez pedig azt jelenti, hogy ha az automata állapotait a felső szinten tárolnánk, minden esemény érintené a legfelsőbb szinteket. Ez azzal járna, hogy a szaturáció során elveszítenénk a dekompozíció egyik legnagyobb előnyét, a lokalitás kihasználásának képességét. Ekkor ugyanis minden eseményt a legfelső szinteken kellene eltüzelni, azaz globális lépéseket kapnánk.

Ezzel gyakorlatilag egy szélességi keresést hajtanánk végre, amit el szeretnénk kerülni. Ennek érdekében az automata állapotait az MDD alsó szintjein fogjuk kódolni. Ezzel ugyan az események hatásának határa ismét kitolódik, azonban lefelé, ami nem befolyásolja komoly mértékben az algoritmus hatékonyságát, hiszen az algoritmusnak egyébként is mindenképp el kell jutnia a terminális szintig az állapot felvételéhez.

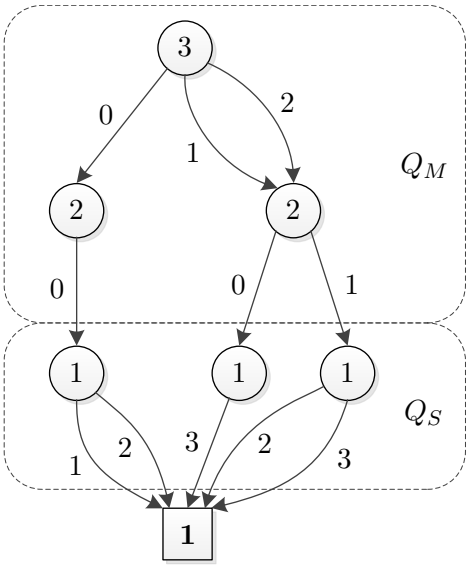
Magukat a specifikációs automata állapotokat is többféleképp ábrázolhatjuk. Egyrészt az egyszerűséget szem előtt tartva nyugodtan kódolhatjuk az automata összes állapotát egyetlen szinten. Ekkor minden elérhető állapotot sorszámozunk 0-tól n-ig, ahol n a specifikációs automata állapotainak száma, és ezekkel a sorszámokkal címkézzük az első szinten lévő csomópont éleit. A másik véglet az lehetne, ha az állapotokat binárisan kódolva egy BDD-vel ábrázolnánk, és ezt illesztenénk a modell állapotait leíró MDD alá.

Mivel elméletileg nem látszik számottevő különbség a két véglet között, és egyelőre mérési eredmények sem állnak rendelkezésre a kérdés megalapozott eldöntéséhez, az egyszerűbb és közvetlenebb megoldást választottam, és az automatát egyetlen szinten kódo-

[1] A kifejezés itt kissé összemosódik az automaták lefutásával, de ez nem véletlen, a modell egy lefutása pontosan az automata egy lefutását fogja adni.

[2] Pusztán a döntési diagram szempontjából teljesen közömbös, hogy alul vagy felül kódoljuk a különböző állapotrészleteket.

lom. A két megoldás között sok automataállapot esetén érdemes lehet köztes megoldásként több szintet is használni.



3.2. ábra. Egy szorzat állapotteret kódoló MDD.

3.2.2. Események szinkronizációja

Az algoritmusban gondoskodni kell arról, hogy az állapotátmenetek konzisztensek legyenek a szorzat automata állapotátmenet relációjával. Ehhez két dolgot kell biztosítani:

- Minden potenciálisan érvényes (q_M, q_S) párt meg kell találnunk.
- Csak azokat az átmeneteket szabad meglépni, amelyeket mindkét automatában meglépethetünk egyszerre.

Egy atomi kijelentés (predikátum) definíció szerint *egy komponensben értelmezett*, ha az alanya a modellben (például egy Petri háló [10] egy helye) az adott komponensben található. Hasonlóan, egy atomi kijelentés *egy MDD valamely szintjén értelmezett*, ha a hozzá tartozó komponensben értelmezett. Ez azzal jár, hogy az ilyen kijelentések igazságtartalmát csak az adott komponens lokális állapota befolyásolja. Emiatt azt is mondjuk, hogy egy atomi kifejezés igaz vagy érvényes egy lokális állapotra, ha a lokális állapot annak a komponensnek az állapota, amiben a kifejezés értelmezett, és ebben az állapotban az alany kielégíti a rá felírt predikátumot.

Az állapotátmenet relációk helyességének biztosítása érdekében a szaturációs algoritmus során használt eseményeket kell szinkronizálnunk a specifikációs automata eseményeivel. Mivel a specifikációs automata állapotait az MDD legalsó szintje reprezentálja, ezért az eseményeket is úgy kell kibővíteni, hogy tartalmazzanak egy, a legalsó szintre ható komponenst is. Ez azzal jár, hogy minden esemény érinti az MDD legalsó szintjét, technikailag ez az összes esemény *Bot* értékét 1-re csökkentjük. Azonban végig kell gondolni a következő szempontokat:

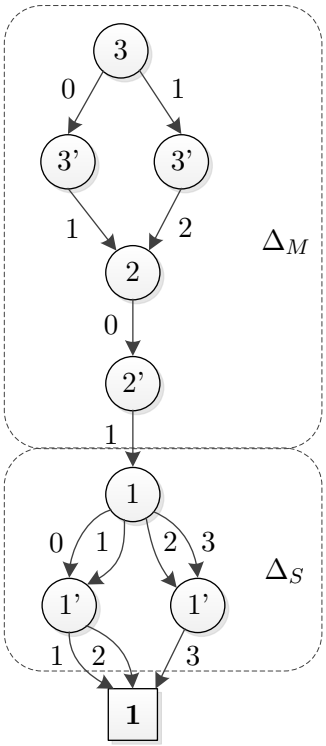
1. Míg a modell állapotátmeneteit leíró eseményeket folyamatosan építjük az állapottér felderítése során, a specifikációs automata állapottere a kezdetektől adott, akárcsak az állapotátmenetek – ezt érdemes lenne kihasználni.
2. Az automata állapotátmenetét nem csak a kiinduló állapot engedélyezi, hanem a modell célállapota is.

3. Egy eseménynél, amelynek *Top* értéke kisebb, mint valamely olyan szint sorszáma, amiben atomi kijelentés értelmezett, nem ismerhetjük a szinthez tartozó komponens lokális állapotát, és ezáltal a kijelentés igazságtartalmát sem.

A három probléma súlyosság szerint növekvő sorrendben áll. A 2. nem oldható meg a 3. miatt, mivel hiába vesszük figyelembe a célállapotokat, ha azok egy része még nem ismert. Az 1. sem oldható meg a 2. miatt, mivel az esemény jelenlegi felépítettsége (pontosabban a benne szereplő célállapotok) határozzák meg, hogy a specifikációs automatában mit léphetünk és mit nem.

A megoldáshoz kicsit vissza kell lépnünk a problémák láncában, egészen addig a pontig, ahol meghatároztuk, hogy fel kell fedeznünk az új állapothoz tartozó minden *lehetséges* specifikációs automata állapotot, illetve csak azokat az átmeneteket *szabad* meglépni, amiket egyszerre mindkét automatában megléphetünk. A két kiemelt szó mentén a probléma szétbontható.

Bővítsük az eseményt úgy, hogy az élkifejezésektől függetlenül megengedjen minden lépést, ami a kiinduló specifikációs automata állapotból megtehető valamilyen élen keresztül. Nevezzük ezt az állapotátmenet relációt a specifikációs automata *egyszerűsített állapotátmenet függvényének*. Ekkor az állapotátmenet reprezentáló MDD előre elkészíthető, hiszen függetlenítettük az esemény többi részétől, és egyszerűen hozzákapcsolható a meglévő események MDD reprezentációihoz, azok legalsó két szintjeként. Ezzel megoldottuk a „lehetséges” részproblémát.



3.3. ábra. Egy szinkron eseményt kódoló MDD.

A „szabad” részprobléma megoldásához hívjuk segítségül a vezérelt szaturációt.

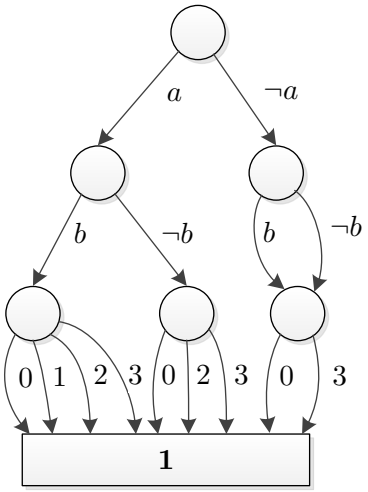
3.2.3. Predikátum kényszerek

Mint láthattuk, a vezérelt szaturáció lényege az, hogy valamilyen kényszert alkalmazunk az állapotfelderítés során, ami behatárolja a vizsgált és felfedezett állapotok körét. Módunkban áll tehát meghatározni, hogy a lehetséges lépések közül mit *szabad* meglépni.

Azt szeretnénk megszabni, hogy egy új állapot felderítése csak akkor történhessen meg, ha a modell állapotára érvényesek azok az atomi kijelentések, *predikátumok*, melyek segítségével a kiinduló állapotból az adott specifikációs automata állapotba beléphetünk. Ez önmagában még nem megvalósítható, mivel a kényszer tipikusan csak az új állapottól függ, a régitől nem. Ugyanakkor ha figyelembe vesszük azt is, hogy (mint a 2.3.4. fejezet végén kiemeltem) a konstrukciós algoritmus által készített automata állapotaiba csak egyféle címkéjű élek mutatnak, máris megszűnik a függőség a kiinduló állapottól. Az ugyanis, hogy egy adott specifikációs automata állapotba milyen predikátumok teljesülése esetén léphetünk, mostantól csak és kizárólag az adott állapottól függ, nem számít, hogy mely állapotból készülünk lépni.

A kényszernek tehát azt kell kódolnia, hogy milyen specifikációs automata állapotba milyen predikátumok hatására léphetünk. A klasszikus vezérelt szaturációban a kényszer egy olyan MDD, amely struktúráját tekintve nagyon hasonló az állapotteret kódoló MDD-vel – szintjeik száma azonos, és az azon belüli élszámok is megegyeznek. A kényszer gyakorlatilag nem más, mint azon állapotok halmaza, amibe léphetünk. Ez a struktúra esetünkben annak felelne meg, hogy minden eddig ismert lehetséges globális állapothoz (az összes ismert lokális állapot minden kombinációjához) tárolni kellene a legalsó szinten a lehetséges specifikációs automata állapotokat. Ez két dolog miatt nem célszerű:

- Az így keletkező MDD feleslegesen bonyolult lehet (bonyolultabb, mint az állapotteret leíró MDD), mivel minden lehetséges kombinációt tárolunk, függetlenül attól, hogy azok valóban elérhetők-e.
- A szaturációs algoritmus során kezdetben nem ismerjük az összes lehetséges lokális állapotot, azokat menet közben derítjük fel, így nem megvalósítható a kényszert leíró MDD statikus felépítése (holott a specifikációs automatában elvileg minden információ rendelkezésre áll az állapotátmeneti relációból). A dinamikus, felderítés közbeni építés viszont komoly erőforrásokat igényelne.



3.4. ábra. Egy predikátum kényszert kódoló MDD.

A fenti okok miatt a kényszer esetében is bevezetünk egy leképezést. Ez a leképezés – hasonlóan az automaták bemenetein alkalmazotthoz – a modell egy globális állapotát a rajta érvényes atomi kijelentések, predikátumok halmazára fordítja le. A specifikációs automata állapotátmeneteit ezek függvényében már statikusan is meghatározhatjuk – ezt írja le az állapotátmeneti reláció is.

A kényszer ekkor a $2^{AP} \mapsto Q_S$ függvény leírása MDD segítségével, ahol AP az automata forrásában szereplő atomi kijelentések halmaza. A függvényt páronként kódoljuk az

MDD-ben, és ezt a struktúrát (az állapotokat a rájuk érvényes atomi kifejezések halmazává fordító leképezéssel együtt) *predikátum kényszernek* nevezzük.

A szaturációs algoritmus az állapottér MDD-n történő rekurzív lépései során a predikátum kényszert ugyanúgy a lokális célállapottal léptetjük, mint a hagyományos vezérelt szaturációban. A leképező logika ezt a lokális célállapotot alakítja át a rá igaz atomi kijelentések halmazára, majd az MDD-ben aszerint lép, hogy az adott szinten értelmezett predikátumok közül melyik igaz és melyik nem. Ha egy szinten több predikátum is értelmezett, mindegyikhez társít egy lépést, ha pedig egy sem, akkor lépés helyett ismét visszaadja az aktuális csomópontot. A legalsó szinten azok a specifikációs automata állapotok szerepelnek (a *terminális egy*be kötve), amiknek a belépési feltételét kielégíti az addig lekötött predikátumok halmaza.

Ezzel megoldottuk a „szabad" részproblémát is. Elértük, hogy az eseményeknél tett lazítás mellett a szaturációs algoritmus ténylegesen csak elérhető állapotokat fedezzen fel.

3.2.4. Az új vezérelt szaturációs algoritmus

Az így létrehozott struktúrák segítségével a szaturációs algoritmus már felhasználható a *szinkron szorzat állapottér felderítésére*. A szükséges módosítások kimerülnek abban, hogy másképp kell léptetnünk a kényszert, és az automata figyelembe vételével kell inicializálni az adatszerkezeteket.

Az adatszerkezetek inicializálásában még egy feladat felmerül. A modell kezdőállapota(i) nem feleltethetők meg a specifikációs automata kezdőállapotának, mivel az az állapot egy mesterséges kezdőállapot. Az állapotfelderítés indításakor a kezdőállapotnak megfelelően először lépnünk kell egyet a specifikációs automatában. Ez szemléletesen megfelel annak, hogy kezdetben mind a modell, mind az automata egy nemdefiniált, inicializálatlan állapotban van, az első lépéssel kerülnek a kezdeti állapotaikba. Gyakorlatilag célszerűbb megvizsgálni a modell kezdőállapotaira fennálló predikátumokat, és ezek alapján kiválasztani a lehetséges kezdő specifikációs automata állapotokat a mesterséges kiindulási állapotból elérhető állapotok közül. Én is ezt teszem, mivel így megspórolható egy mesterséges inicializáló állapotátmenet.

Az alábbiakban bemutatom az adódó szaturációs algoritmus pszeudokódját, azon belül is a három fő (Saturate, SatFire, SatRecFire) és a predikátum kényszer MDD-jét léptető függvényt (StepConstraint). Az algoritmusok három további segédfüggvényt [5] használnak:

- Az egyik a NewNode, ami egy l egész értéket vár paraméterként, visszatérési értéke pedig egy, az MDD l. szintjére beszúrt új csomópont. A teljes szinkron szorzat állapotteret a GenerateProductStateSpace függvény deríti fel.
- A másik a CheckIn, ami egy csomópontot és egy szintszámot vár, és vagy egy már létező, vele ekvivalens csomópontot ad vissza, vagy az MDD-be történő beszúrás után a paraméterként kapott csomópontot.
- A harmadik a Confirm, ami egy lokális állapotot és egy l szintszámot vár, és a lokális állapotot elérhetőnek jelöli meg, S_l-be helyezve azt.

Az algoritmus jelen megfogalmazása feltételezi, hogy az $\mathcal{N}$ next-state függvény adott[3]. $\mathcal{N}_e$ jelöli az e esemény next-state függvényét, S_l pedig az l szinten elérhető (vagyis már felderített) állapotok halmazát.

A StepConstraint függvény (1. algoritmus) egy kényszer MDD-beli c csomópontot, egy i lokális állapotot és egy l szintszámot vár. A szintszám a lokális állapot szintszáma kell, hogy legyen, és ha egy, akkor c szintszámának is egynek kell lennie (az MDD felépítéséből

[3] A gyakorlatban $\mathcal{N}$-t célszerű az állapottér felderítése közben lépésről lépésre építeni.

adódóan). A visszatérési érték egy kényszer MDD-beli csomópont lesz, ami egy hagyományos kényszer c csomópontjának i. gyerekét emulálja.

Ha a szintszám egy, akkor a kényszert már az automatával léptetjük, így az algoritmus az eddig bejárt út mentén igaz predikátumok alapján terminális nullát vagy egyet ad vissza aszerint, hogy az állapot megengedett-e. Természetesen ez is az MDD-ben van elkódolva, így a visszatérési érték $c[i]$. Minden egyéb esetben veszi a szinten értelmezett atomi kijelentések AP_l halmazát, és egy előre meghatározott sorrendben ellenőrzi, hogy az i lokális állapot igazzá teszi-e a propozíciót. Ha igen, akkor $c[1]$-be lép tovább, ha nem, akkor $c[0]$-ba, és az új csomóponttal folytatja a predikátumok kiértékelését. Ha az összes atomi kijelentés kiértékelése megtörtént, azt a csomópontot adja vissza, amibe a kiértékelések során eljutott.

Algoritmus 1 A kényszer MDD-t léptető StepConstraint függvény

```
1:  function StepConstraint(c, i, l)
2:      if l = 1 then return c[i];
3:      for all p ∈ AP_l do
4:          if p igaz i-re then
5:              c ← c[1];
6:          else
7:              c ← c[0];
8:          end if
9:      end for
10:     return c;
11: end function
```

A Saturate függvény (2. algoritmus) egy részállapotteret kódoló s MDD csomópontot és egy hozzá tartozó kényszer MDD részletet reprezentáló c csomópontot vár. Először megvizsgálja, hogy a kért hívás kiszámításra került-e már ugyanezekkel a paramétrekkel - ha igen, az eredmény csomópontot visszaadja a cache-ből. Ha nincs cache találat, akkor létrehoz egy új t csomópontot a paraméterként kapott s szintjén. Szaturálja s összes gyerekét, ha a kényszer engedi, az eredményeket pedig beköti t megfelelő éleire. Ezután minden, s szintjéhez tartozó eseményt eltüzel t-n mindaddig, amíg ez változást okoz. A tüzelést a SatFire függvény végzi. Végül meghívja a CheckIn függvényt, ezzel t bekerül az állapottér MDD-be. A hívás eredményét lementi a cache-be.

A SatFire eljárás (3. algoritmus) szintén egy részállapotteret kódoló s MDD csomópontot és egy hozzá tartozó kényszer MDD részletet reprezentáló c csomópontot vár, továbbá meg kell adni neki egy esemény next-state függvényét leíró MDD r gyökér csomópontját is. Visszatérési értéke nincs, a megadott eseményt eltüzeli a részállapottéren. Az eseményben kódolt, a jelenlegi szinten kódolt (i, i') állapotátmenetek mindegyikére megvizsgálja, hogy a kényszerben is léphet-e i'-be. Ha igen, akkor meghívja a tüzelést alacsonyabb szinteken elvégző SatRecFire-t, az eredményt pedig visszauniózza az i' ágon eddig kódolt állapotokhoz. Ha a felfedezett állapot új, akkor meghívja a Confirm függvényt, ami regisztrálja az új elérhető állapotokat[4]. Mindezt addig ismétli, amíg s változik a tüzelés hatására.

A SatRecFire függvény (4. algoritmus) ugyanazokat a paramétereket fogadja, mint a SatFire, azonban r már nem egy gyökér-csomópont, hanem annak valamilyen szintű utódja. A visszadott csomópont a tüzelés és a keletkező csomópontok szaturálása során létrejött új állapotokat reprezentálja.

[4]A next-state függvény is ilyenkor építhető tovább, ha nem feltételezzük adottnak.

Algoritmus 2 A Saturate függvény

```
1: function ProductSaturate(s, c)
2:     if ∃t : (s, c, t) ∈ SaturateCache then
3:         return t;
4:     end if
5:     l ← Level(s);
6:     t ← NewNode(l);
7:     for all i ∈ S_l : s[i] ≠ 0 do
8:         c_i ← StepConstraint(c, i, l);
9:         if c_i ≠ 0 then
10:            t[i] ← ProductSaturate(s[i], c_i);
11:        else
12:            t[i] ← s[i];
13:        end if
14:    end for
15:    repeat
16:        for all N_e : Top_e = l do
17:            r ← N_e;
18:            t ← ProductSatFire(t, s, r);
19:        end for
20:    until t nem változik tovább;
21:    t ← CheckIn(l, t);
22:    SaturateCache ← SaturateCache ∪ {(s, c, t)};
23:    return t;
24: end function
```

Ha a nulladik szinten vagyunk, és az állapot és az esemény is a terminális egyes csomópont[5], akkor az esemény eltüzelhető, a függvény a terminális egyes csomóponttal tér vissza. Ellenkező esetben először ellenőrzi, hogy a kért hívás kiszámításra került-e már ugyanezekkel a paramétrekkel - ha igen, az eredmény csomópontot visszaadja a cache-ből. Ha nem, akkor a jelenlegi szinten kódolt (i, i') állapotátmenetek mindegyikére megvizsgálja, hogy a kényszerben is léphet-e i'-be. Engedélyezett lépés esetén meghívja önmagát a kiinduló állapothoz tartó eggyel alacsonyabb szintű csomópontra. Ha az u visszatérési érték nem terminális nulla, tehát az esemény alacsonyabb szinteken sikeresen tüzelt, akkor – szükség esetén létrehozva egy új csomópontot az eredmény tárolására – képezi az eddig, illetve újonnan felfedezett állapotok unióját leíró csomópontot. Akárcsak a SatFire esetében, új állapot felfedezése esetén most is meghívódik a Confirm függvény. A keletkező t csomópontra meghívja a Saturate függvényt, majd az eredményt lementi a cache-be, és visszaadja t-t.

A bemutatott algoritmus futtatását egy Saturate hívással kell kezdeni, aminek s paramétere a kezdeti állapot(halmaz) gyökér-csomópontja lesz, c paramétere pedig a kényszer MDD gyökere. Amikor ez a hívás visszatér, az állapottér tartalmazni fogja a szinkron szorzat automata állapotterét.

[5]Azt, hogy a kényszer nem terminális nulla, az algoritmus előző szinten már megvizsgálta a függvényhívás előtt.

Algoritmus 3 A SatFire függvény

```
 1: procedure ProductSatFire(s, c, r)
 2:     l ← Level(s);
 3:     repeat
 4:         for all i, i' ∈ S_l : r[i][i'] ≠ 0 do
 5:             c_i' ← StepConstraint(c, i', l);
 6:             if c_i' ≠ 0 then
 7:                 u ← ProductSatRecFire(s[i], c_i', r[i][i']);
 8:                 s[i'] ← s[i'] ∪ u;
 9:                 if i' ∉ S_l then
10:                     Confirm(i', l);
11:                 end if
12:             end if
13:         end for
14:     until s nem változik tovább;
15: end procedure
```

3.3. Erősen összefüggő komponensek keresése

A szorzat állapottér bejárását követően (még szerencsésebb esetben a bejárás közben) meg kell vizsgálnunk, hogy az adódó automata nyelve üres-e. Az erre a kérdésre adott válasz direkt módon megválaszolja azt a kérdést is, hogy a modell teljesíti-e a megkövetelt tulajdonságokat.

Mivel egy Büchi automata nyelvéről beszélünk, mely végtelen hosszú szavakat fogad el, olyan utakat kell találnunk az automata (véges) állapotterében, amik végtelen hosszúak, és végtelenül gyakran haladnak át elfogadó állapotokon. Általánosított Büchi automata esetében mindegyik elfogadó állapot halmazból át kellene haladni legalább egy állapoton, így a vizsgálat leegyszerűsítése végett a transzformációs algoritmus kimeneteként adódó általánosított Büchi automatát először egyszerű Büchi automatává redukáljuk.

Egy véges állapottérben végtelen utak kizárólag akkor fordulhatnak elő, ha az őket reprezentáló irányított gráfban létezik legalább egy *irányított kör*. Ezt gráfelméleti nyelven úgy is megfogalmazhatjuk, hogy a gráfnak van *erősen összefüggő komponense*[6]. Ekkor egy lefutás két szakaszra bontható. Egy véges hosszú szakaszon tartalmazhat (nem szükségszerűen csak) erősen összefüggő komponensekben nem szereplő állapotokat, majd egy erősen összefüggő komponensbe érkezve körbe kerül, és végtelen sokszor áthalad a kör állapotain. Ahhoz, hogy ez a lefutás elfogadó legyen, tehát végtelenül gyakran haladjon át elfogadó állapotokon, a második szakasznak, vagyis az erősen összefüggő komponensnek kell legalább egy elfogadó állapotot tartalmaznia.

Olyan köröket keresünk[7] tehát, amik tartalmaznak legalább egy elfogadó állapotot. Az alábbiakban bemutatom, hogyan tehető meg mindez a szaturációs algoritmus keretein belül, a bejárási stratégiát kihasználva, és a körkeresés folyamatát *inkrementálisan*, „on-the-fly” módon beépítve az állapottér felderítésébe.

A most következő algoritmus esetében nagyon nehéz lenne bemutatni a kialakulásához vezető utat. Szaturációs alapon, inkrementálisan és „on-the-fly” módon még senki nem tudott eredményesen kört keresni egy állapottér felderítése közben, így az alábbiakban

[6]Egy erősen összefüggő gráfban vagy algráfban bármely két csomópontot kiválasztva találhatunk irányított utat az egyikből a másikba.

[7]Körkeresés alatt ebben a fejezetben egy olyan műveletet értek, amely képes megállapítani, hogy egy gráfban van-e kör, és ha igen, akkor visszaad *néhány* olyan állapotot, ami valamilyen körben található. Utóbbi információ segítségével a kör később könnyen rekonstruálható.

Algoritmus 4 A SatRecFire függvény

```
function ProductSatRecFire(s, c, r)
    if s = 1 ∧ r = 1 then return 1;
    if ∃t : (s, c, r, t) ∈ SatRecFireCache then
        return t;
    end if
    l ← Level(s);
    t ← 0;
    for all i, i' ∈ S_l : r[i][i'] ≠ 0 do
        c_i' ← StepConstraint(c, i', l);
        if c_i' ≠ 0 then
            u ← ProductSatRecFire(s[i], c_i', r[i][i']);
            if u ≠ 0 then
                if t = 0 then t ← NewNode(l);
                t[i'] ← t[i'] ∪ u;
                if i' ∉ S_l then
                    Confirm(i', l);
                end if
            end if
        end if
    end for
    t ← ProductSaturate(CheckIn(l, t), c);
    SaturateCache ← SatRecFireCache ∪ {(s, c, r, t)};
    return t;
end function
```

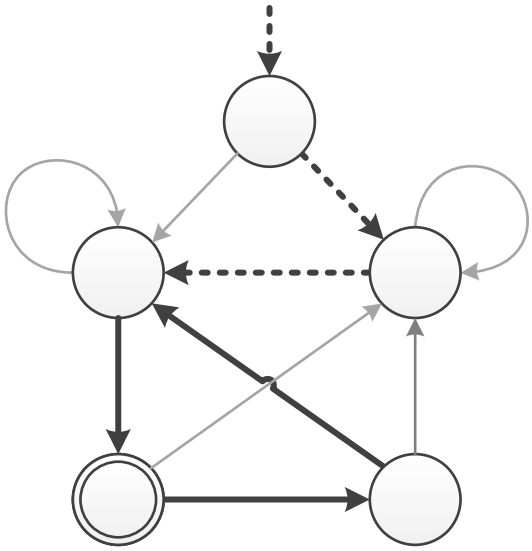
bemutatott megoldások a követelmények direkt kielégítésén túl nem következnek triviálisan semmilyen létező általános megoldásból. Építenek a szaturáció bonyolult gráfbejárási stratégiájára, és halmazelméleti megfontolásokra, amik bemutatásával már érthetővé válik a végleges algoritmus.

Először bemutatom a szaturációs algoritmus lépéseinek halmazelméleti értelmezését, illetve a segítségükkel adódó műveleteket, melyeket felhasználhatok a továbbiakban (3.3.1. fejezet). Ezután a – végül mindegyik megoldásnak sikeresen alapot adó – halmazelméleti alapötletet mutatom be (3.3.2. fejezet). Végül vázolom, hogyan használható ez a megközelítés inkrementális körkeresésre, illetve hogyan lehet elfogadó állapotokat tartalmazó köröket keresni (3.3.3. fejezet).

3.3.1. A szaturációs algoritmus lépései halmazelméleti szempontból

A szaturációs algoritmus három fő függvénye a Saturate, SatFire és a SatRecFire. A Saturate egy csomópont által kódolt állapothalmaz tranzitív lezártját képezi az $\mathcal{N}$ next-state függvény által kódolt Δ állapotátmenet reláció azon eseményeire nézve, amiknek *Top* értéke kisebb, vagy egyenlő a csomópont szintjénél. A SatFire ezen belül egy adott csomóponton egy adott eseményt tüzel addig, amíg ez új állapotok megjelenését okozza, egyben szaturálva a megjelenő új csomópontokat. Az új állapotok mindig visszakerülnek a kiindulási állapothalmazba, így a következő tüzelés hatására már rajtuk keresztül is új állapotok érhetők el. A tüzelés végigvitelére szolgál a SatRecFire.

A Saturate függvény tehát használható egy állapothalmazból adott eseményekkel elérhető összes állapot összegyűjtésére, *beleértve a kiinduló állapotokat is.*



3.5. ábra. Egy elfogadó lefutás két szakasza.

A SatFire függvény kis módosítással használható egy esemény egyszeri eltüzelésével elérhető állapotok és a belőlük alacsonyabb szintű eseményekkel elérhető további állapotok kigyűjtésére. A módosítás annyiból áll, hogy az eseményt csak egyszer tüzeljük el, nem kell ciklusba foglalni. Ha csak az egyszeri eltüzeléssel elérhető állapotok érdekelnek, akkor a SatRecFire függvényt is át kell alakítani - nem szabad szaturálni a keletkező csomópontokat.

A fenti két művelet az állapotátmeneteken visszafelé lépve is megvalósítható. Az állapotátmeneteket leíró struktúrákból az átmenet visszafelé is kiolvasható, ezzel nincs probléma. A kényszert viszont másképp kell használni, mivel a 3.2.3. fejezetben úgy definiáltuk, hogy az adott állapotba lépés feltételeit adja meg, azt kihasználva, hogy egy specifikációs automata *állapotba* csak egyféle feltétellel léphetünk. Visszafelé viszont ez nem igaz. Egy egyszerű megfontolással azonban belátható, hogy visszafelé szaturálva egyáltalán nincs szükség a kényszerre.

Mivel egy adott specifikációs automata állapotba csak egyféle feltétellel rendelkező élen lehet eljutni, minden olyan szorzat állapotban, amiben ez a specifikációs állapot szerepel, a modellállapot rész teljesíti ezt a feltételt. Bármilyen állapotból is érkezünk tehát ebbe az állapotba, a predikátum kényszer engedélyezni fogja az átmenetet. Így aztán visszafelé megkötés nélkül léphetünk. Más szavakkal: a predikátum kényszer hivatott megakadályozni az érvénytelen állapotokba történő lépéseket, de érvényes állapotba bárhonnan juthattunk.

Mindezek mellett viszont visszafelé szaturálás esetén mindig számolni kell azzal a lehetőséggel, hogy a kezdeti állapothalmazból valójában elérhetetlen állapotokat is felfedezhetünk. Ennek kiküszöbölésére hozták létre a klasszikus vezérelt szaturációt, ami a felfedezett állapotokat adja meg kényszerként, és elveti a lépéseket, ha azok eredménye nem található meg ebben a kényszerben. Visszafelé lépéskor ezt fogom használni.

3.3.2. Körök felderítése követelmények mellett

A Saturate függvényt felhasználva a tranzitív lezárt képzéséhez adódik egy általánosan használható megoldás olyan körök keresésére, melyeknek valamilyen követelményt ki kell elégíteniük. Ez a követelmény kétféle lehet:

1. A kör tartalmazzon legalább egy *állapotot* valamilyen halmazból.

2. A kör tartalmazzon legalább egy *állapotátmenetet* valamilyen halmazból.

Az algoritmus helyes működéséhez vagy

- kell legalább egy 2-es típusú követelmény,
- vagy az 1-es típusú követelmények közül legalább két halmaznak diszjunktnak kell lennie.

Ez természetesen azt vonja maga után, hogy bizonyos esetekre ez az algoritmus nem használható, azonban az általam alkalmazott keretek között ez nem okoz problémát. A korlátozások okait az algoritmus leírása során mutatom be.

Egy állapot akkor és csak akkor része egy körnek, ha elmondható róla, hogy valamilyen átmeneteken keresztül önmagából elérhető. A kör létezésének *szükséges és elégséges* feltétele, hogy az állapothalmaznak legyen ilyen tulajdonságú állapota.

Elméletileg tehát, ha megvizsgálunk minden s állapotot abból a szempontból, hogy a belőle elérhető állapotok tartalmazzák-e s-t, meg tudjuk mondani, hogy van-e kör az állapothalmazban. Ez azonban egyrészt nem hatékony, mert rendkívül sok műveletet igényel az állapotok egyenként történő vizsgálata, másrészt a Saturate függvény által kiszámolt tranzitív lezárt (amit használni szeretnénk) a kiinduló állapotot is tartalmazná, így nem tudnánk megmondani, hogy a kiindulási állapot valóban elérhető-e.

Ha már két állapotunk lenne, amin a körnek át kell haladnia, akkor meg lehetne vizsgálni, hogy az egyik elérhető-e a másikból, és fordítva[8], hiszen nem kellene attól tartanunk, hogy a másik állapot valójában nem szerepel az elérhető állapotok között, csak a kezdőállapotok halmazában.

Ezek a vizsgálatok kiterjeszthetők állapothalmazokra is. Ez célszerű, mert a szaturációs algoritmus nagy mennyiségű állapottal képes egyszerre dolgozni, így a hatékonyság általában nő, ha több állapotot kezelünk egyszerre. Ha egy állapothalmaz és a belőle elérhető állapotok halmazának metszete nem üres, akkor vannak benne olyan állapotok, amik *lehetséges*, hogy elérhetők önmagukból. Ez azonban nem biztos, mert lehet, hogy egy olyan állapotból voltak elérhetőek, ami a metszetben már nem szerepel. Ezért a lépést meg kell ismételnünk, egészen addig, amíg el nem fogynak a metszetben szereplő állapotok, vagy nem változik tovább a metszet. Előbbi esetben nem volt olyan állapot, ami elérhető lenne önmagából, utóbbi esetben viszont a maradék állapotokból vezet út saját magukba, tehát kört találtunk.

Az egy állapottal végzett vizsgálatokhoz analóg módon a Saturate függvény használata esetén sajnos itt sem elég egyetlen állapothalmaz, mivel az eredményben szerepelni fog az összes kiinduló állapot, így a metszet soha nem csökkenti az „esélyes” állapotok számát. Ha viszont két diszjunk halmazt alkalmazunk, és azt mondjuk, hogy olyan köröket keresünk, amik mindkét halmaz legalább egy elemét tartalmazzák, akkor a problémát ugyanúgy sikerült megoldani, mint az előző esetben.

Jelenleg az algoritmus még nem kezeli a hurokéleken át létrejövő köröket. Erre megoldást nyújthatnak a 2-es típusú követelmények, melyeket visszavezetek az 1-es típusúakra, viszont kihasználom az adódó többletinformációt is.

Egy állapotátmenet vagy él két – nem feltétlenül különböző – állapottá alakítható, a kezdeti és a végállapottá. Egy kör, amiben az adott él szerepel, át kell, hogy haladjon mindkét állapoton, a két állapot között pedig az élen át kell haladnia. Az előző esetben ez annyi megkötéssel jár, hogy a kiinduló állapotból a végállapotba a meghatározott élen kell tudni eljutni, a végállapotból a kiindulóba pedig akárhogyan. Vegyük észre, hogy itt

[8]Ez az erősen összefüggő komponens klasszikus definíciója is, viszont bármely két csomópontra nézve. Jelen esetben megköveteljük, hogy a két csomópont különböző legyen - végső soron ebből adódik a 2-es megkötés.

nem kell, hogy a két állapot különböző legyen, hiszen egy él két végpontjáról beszélünk, ha ez egy hurokél, akkor azonnal találtunk egy kört.

Ezt az esetet is érdemes élhalmazokra (állapotátmeneti relációkra) is megfogalmazni. Élhalmaz kétféleképp kerülhet szóba: egyetlen él helyett a teljes eseményt vesszük figyelembe, minden állapotátmenetével, illetve ilyen eseményekből egyszerre többet is vizsgálhatunk. Most is több iterációban kell szűkítenünk a halmazokat. A végállapotokból a kezdőállapotokba a Saturate hívással kell tudnunk eljutni, a kezdőállapotokból a végállapotokba pedig valamelyik élen át az adott élhalmazból.

A két halmazt úgy a legcélszerűbb megkonstruálni, hogy elsőként az egész állapottérben lépünk *egyet* az összes állapotátmenet mentén, ekkor előáll a végállapotokat tartalmazó halmaz, majd ebből a halmazból visszafelé léphetünk egyet ugyanígy, de az inverz átmeneteket használva. Az egyszeri lépésre az említett módosításokkal a SatFire függvény használható, ami ugyan felfedezi az alacsonyabb szinten elérhető további állapotokat is, azonban ez így is két diszjunkt halmazt eredményez a kiindulási és a végállapotokat tekintve, és a kettő között mindenképpen lépni kell egyet a megadott élekkel, ez pedig jelen esetben kielégítő.

A kétféle követelmény tetszés szerint kombinálható akárhány halmazra, a fentebb leírt megkötéseket szem előtt tartva, azonban a megadott követelmények *sorrendje számít*[9]. Az éleknek megfelelő két állapothalmaz között mindig az adott éleken át kell tudni eljutni egy lépésben a végállapotok halmazába. Amikor a következő halmazt szeretnénk szűkíteni, akkor a végállapotokból indítunk Saturate hívást, amikor az élnek megfelelő halmazokat kell szűkíteni, akkor pedig a forrásállapotok halmazát szűkítjük.

Meg kell még vizsgálni, hogy mi történik, ha egy 1-es típusú követelmény egy 2-es típusú követelmény két halmaza közül valamelyikkel nem diszjunkt. Ilyen esetben a metszetben lévő állapotokról nem tudjuk megállapítani, hogy valóban elérhetők-e, vagy csak benne vannak a kiinduló állapothalmazban, de valójában nem elérhetőek önmagukból. Utóbbi esetben gyakorlatilag nem lépünk el az ilyen állapotokból. Ez azért nem baj, mert az az állapot mindkét halmazban szerepel, tehát ha szerepel egy körben, kielégíti mindkét követelményt. Másrészről mindenképp tényleges kört fogunk találni, mert az él két halmazából el kell tudni jutni egymásba.

Az algoritmus során a különböző követelményeket sorrendbe tesszük, és körbe-körbe szűkítjuk őket az előzőből elérhető állapotokra. Ha valamelyik halmaz elfogy, akkor nincs olyan kör, ami megfelelne a követelményeknek. Ha egy szűkítés során egy halmaz nem változik, és *egyszer már mindegyik halmazt szűkítettük*, akkor a továbbiakban egyik halmaz sem fog tovább szűkülni (elértük a fixpontot). Ekkor kört találtunk, tehát megállhatunk. A halmazokban maradt állapotok egy része valamilyen kör részét képezi, illetve minden halmazban lehetnek olyan állapotok, amelyek az előző halmazból elérhetőek, de nem tartoznak semmilyen körbe. Ezeket szükség esetén könnyen eltávolíthatjuk az inverz állapotátmeneteket alkalmazva, és fordított sorrendben szűkítve a halmazokat, ez azonban nyugodtan megtehető a kör létének bebizonyosodása után.

A hatékonyságot illetően megmutatható, hogy minél több követelményt fogalmazunk meg, illetve ezek minél kevesebb élet/állapotot tartalmaznak, annál kevesebb szűkítő lépésre lesz szükség.

3.3.3. Inkrementális körkereső algoritmus

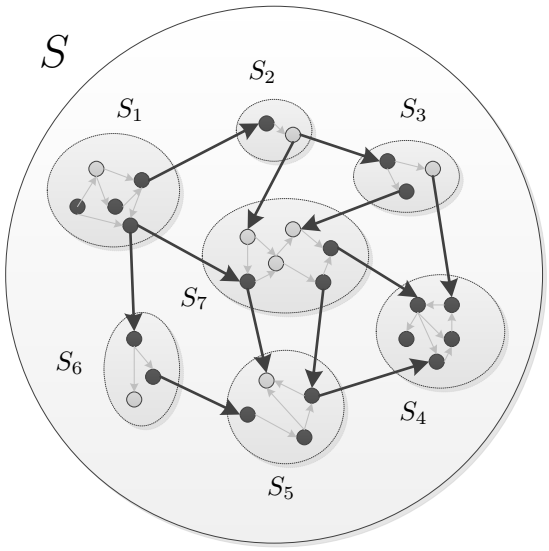
Az új kereső algoritmus a fenti általános algoritmust felhasználva a következő nagyon erős tulajdonságokkal rendelkezik:

- *„on-the-fly”*, tehát az állapottér-generálás közben kiértékelhetők a részeredmények,

[9]Ez egy ciklikus permutáció, két követelmény esetén természetesen még nem számít a sorrend.

- *inkrementális*, tehát a keresés folytatólagos, ami csökkenti az iteráció redundanciáját.

Ehhez a szaturációs algoritmus iterációs stratégiáját kell kihasználni. Amikor egy csomópont szaturálttá válik, az azt jelenti, hogy az általa kódolt részállapottér minden elérhető eseményre zárt, tehát mindent felfedeztünk, amit lehetett. Egy csomópont ezen tulajdonsága nem romlik el[10], ráadásul az is elmondható, hogy ha egy csomópont szaturált, akkor az alatta lévő csomópontok is azok. Az adott szinten lévő csomópont az alatta lévő, szaturált csomópontokhoz képest annyival jelent több állapotot, hogy a szaturálásakor eltüzeljük az összes olyan eseményt is, ami ezen a szinten érvényes, de az így hozzáadott új csomópontok már szintén szaturáltak lesznek. A csomópont által kódolt állapottér tehát megegyezik a gyerekei által kódolt állapotterek *uniójával*, illetve szerepelnek bennük a csomópont szintjéhez tartozó eseményeknek megfelelő *új állapotátmenetek is*.



3.6. ábra. Egy szaturált csomópont állapottere a legfelső szintű eseményekkel és az elfogadó állapotokkal.

Utóbbi gondolat a kulcs: mindig, amikor egy csomópont szaturálttá válik, elegendő olyan köröket keresni, amikben legalább egyszer megjelenik valamelyik új állapotátmenet. Ha ugyanis egy kör nem halad át ilyen átmeneten, akkor már a korábban szaturált csomópontok esetében is felfedeztük volna. Ezzel nagyon drasztikusan lecsökkentjük a vizsgálandó állapotok számát minden lépésben, és az algoritmus igen jól skálázódóvá válik.

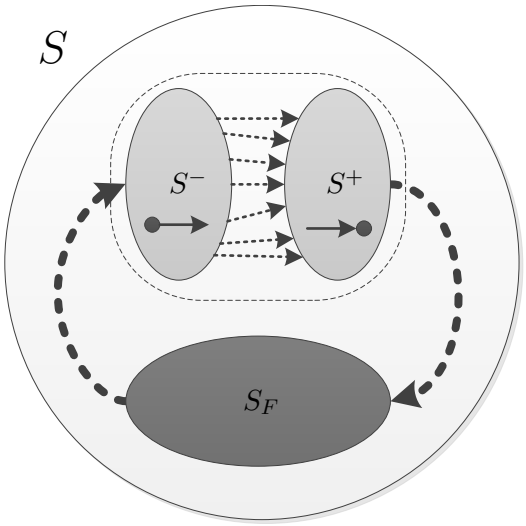
Ahhoz, hogy elfogadó köröket keressünk, azt is biztosítanunk kell, hogy a kör áthaladjon legalább egy elfogadó állapoton. Ez nagyon egyszerűen biztosítható egy 1-es típusú követelmény megadásával, ami az elfogadó állapotok halmazát fogja felhasználni a körök szűrésére. Ezzel nem csak azt érjük el, hogy csak a nekünk megfelelő köröket találja meg az algoritmus, de sokkal gyorsabban is teheti mindezt, mivel sok kört eleve nem kell figyelembe vennie[11]. Az elfogadó állapotok halmaza halmazműveletek segítségével hatékonyan számolható.

3.4. Az algoritmus összefoglalása

Ezzel minden, a bevezetőben vázolt problémára bemutattam a megoldásomat. Összefoglalva, az LTL modellellenőrző algoritmusom a 3.8. ábrán látható folyamattal szemléltethető.

[10]Természetesen előfordulhat, hogy az egész csomópont lecserélődik, de az egy újabb szaturálandó csomópontot eredményez, amire szaturálása után ugyanez lesz érvényes.

[11]Abban az esetben persze, amikor minden állapot elfogadó, nem érdemes felvenni a követelményt. Ha viszont nincs elfogadó állapot az adott állapottér-részletben, akkor el sem kell indítani a körkeresést



3.7. ábra. Elfogadó erősen összefüggő komponensek inkrementális keresése.

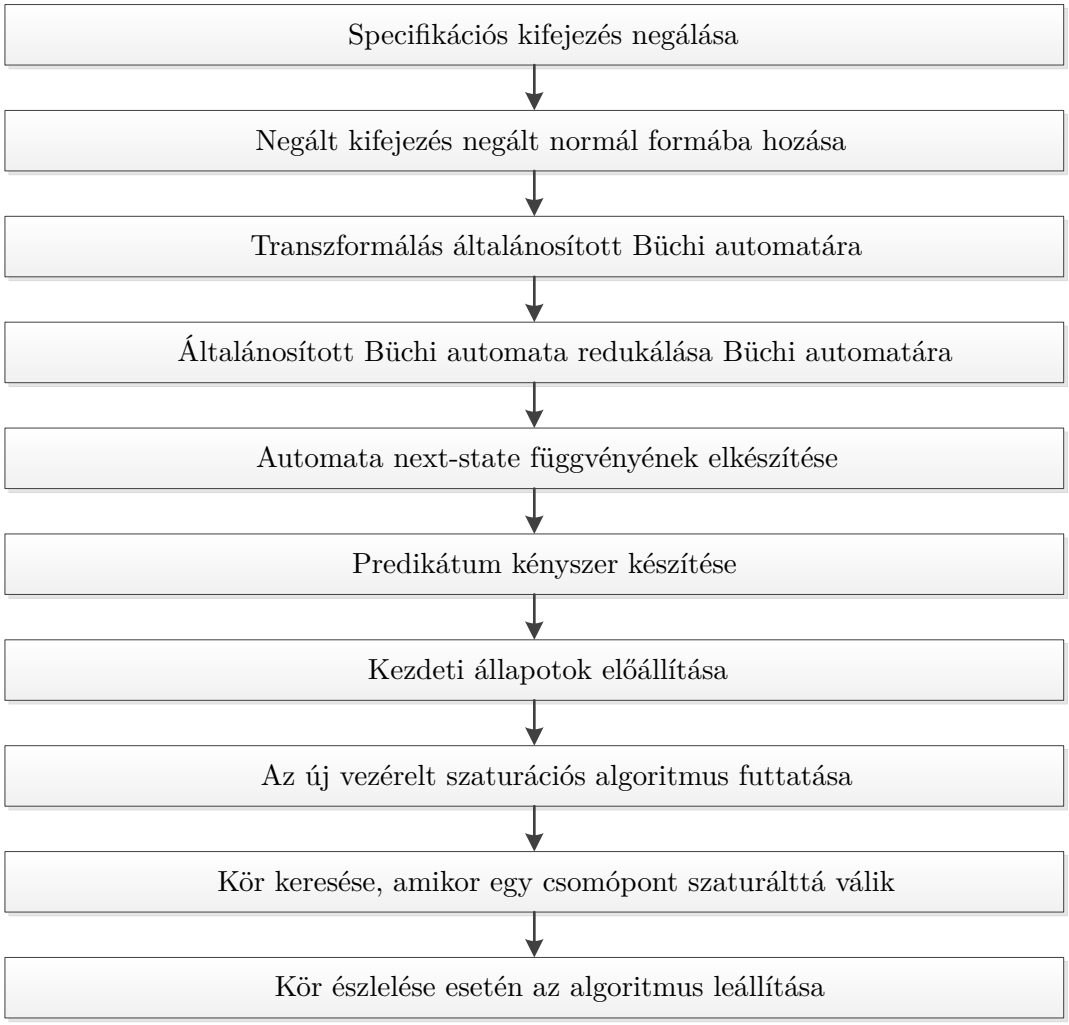
Algoritmus 5 Elfogadó erősen összefüggő komponensek inkrementális keresése

```
1:  function DetectCircles(S, F, N_{E_l})
2:      S⁺ ← N(S)_{E_l};
3:      S⁻ ← N⁻(S)_{E_l};
4:      S_F ← S ∩ F;
5:      if S_F = ∅ then return false;
6:      repeat
7:          S⁻ ← S⁻ ∩ N*(S_F);
8:          S⁺ ← S⁺ ∩ N_{E_l}(S⁻);
9:          S_F ← S_F ∩ N*(S⁺);
10:     until S⁺ és S⁻ és S_F nem változik tovább;
11:     if S_F = ∅ then
12:         return false;
13:     else
14:         return true;
15:     end if
16: end function
```

Az automata next-state függvényét reprezentáló MDD-t minden esemény alsó két szintjére illesztjük. Az elfogadó állapotokat tartalmazó köröket kereső algoritmust a 2. algoritmus 22. sora után kell elindítani.

Ha a modell teljesíti a specifikációt, az algoritmus végigfut, és a felderített automata nyelve üres lesz. Ha létezik olyan lefutás, ami megsérti a specifikációt, akkor az algoritmus az első ilyen lefutás észlelésekor leáll, a lefutás rekonstruálásához pedig értékes adatokat szolgáltat.

Ebben a fejezetben bemutattam minden elméleti eredményt, ami a hatékony LTL szaturáció megvalósításához szükséges. Az általam bevezetett új megközelítések, megoldások és algoritmusok már lehetővé teszik egy, a gyakorlatban is használható, nagy teljesítményű, szaturáció alapú LTL modellellenőrző implementálását.



3.8. ábra. A szaturáció alapú LTL modellellenőrző lépései.

4. fejezet

Implementáció

Az előző fejezetben ismertetett elméleti eredményeket a tanszéken fejlesztett PetriDotNet [16] keretrendszerben implementáltam. A PetriDotNet egy .NET alapú Petri-háló szerkesztő program, amely rugalmas plugin-rendszerének köszönhetően számtalan, többnyire szintén a tanszéken fejlesztett bővítménnyel rendelkezik. Ezek között megtalálható az összes eddigi, Petri-hálókra épülő tanszéki modellellenőrző megoldás [4, 5, 14].

Azzal, hogy ezt az eszközt választottam, egyúttal az is eldőlt, hogy az algoritmusomat Petri-hálókon kívánom futtatni. Ez önmagában nem lenne követelmény, hiszen maga az algoritmus csak kódolt állapotokkal dolgozik, azonban így könnyen fel tudtam használni a meglévő kódokat. A célom elsősorban színezetlen hálók kezelése, azonban a kódot úgy készítettem el, hogy később könnyedén lehessen bővíteni színezett modellekre is.

Ebben a fejezetben részletesen bemutatom a fejlesztés folyamatát és a közben felmerült tervezői döntéseket és megoldásokat. Először vázolom a program architektúráját, majd az előző fejezet fő pontjai szerint bemutatom a megoldott problémákat és az érdekesebb megoldásokat részletesebben is kifejtem.

4.1. Áttekintés

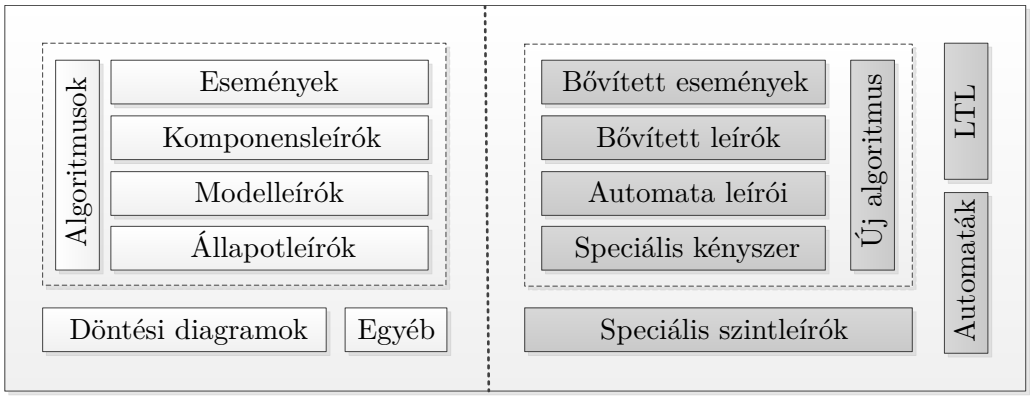
Az implementáció során a korábbi szaturációs megoldásokat is tartalmazó MDDAnalysisComponent nevű plugint bővítettem ki. Ez a komponens tartalmazza az MDD-k implementációját, illetve számos működő szaturációs algoritmust a hozzájuk tartozó adatszerkezetekkel, melyek megteremtik a kapcsolatot a modell és az állapottere között. Ezeket az adatszerkezeteket bővítettem illetve módosítottam kis mértékben, létrehoztam egy új osztályt a szorzat automata állapotterének felderítésére, és természetesen bevezettem egy-egy csomagot az automaták és az LTL kifejezések kezelésére. A 4.1. ábra mutatja a bővített komponens jelen munka tekintetében fontos összetevőit, szürke háttérrel jelölve az általam megírt részeket.

4.2. LTL és automaták

A modellellenőrzés kezdetekor a felhasználótól be kell kérni az ellenőrizendő LTL kifejezést. Ez egy karakterlánc, amit fel kell dolgoznom egy automatává, majd az automata segítségével le kell generálnom a meglévő szaturációs adatszerkezetek kiegészítéseit.

4.2.1. LTL kifejezések

A kifejezés tartalmazhatja az összes temporális operátort a hagyományos jelölésük szerint (tehát például az **U** operátort nagy `U` betűvel kell beírni), illetve ötféle logikai operátort:



4.1. ábra. Az MDDAnalysisComponent.dll felépítése, szürkével jelölve az új részeket.

vagy (`+`), és (`*`), kizáró vagy (`^`), implikáció (`=>`, csak egy irányba) és ekvivalencia (`<=>`). Az operátorok precedenciája a szokásos, zárójelek alkalmazhatók. Azok a szövegrészletek, melyek nem tartalmaznak operátorokat, atomi kijelentésekként kerülnek feldolgozásra, azonban csak a kifejezés *lefordításakor*, ami a kifejezés életciklusában bármikor[1] megtörténhet a megfelelő modell megadásával.

Egy atomi kijelentés színezetlen Petri-hálók esetén tartalmazhatja egy hely azonosítóját, egy összehasonlító operátort (`>`, `>=`, `<`, `<=`, `=`, `!=`), valamint egy nemnnegatív egész számot. Egy ilyen állítás az adott helyen lévő tokenek számára ad predikátumot. Érdemes megjegyezni, hogy több ilyen állítás konjunkciója vagy diszjunkciója nem számít atomi kijelentésnek, még akkor sem, ha ugyanarra a helyre vonatkoznak. Érvényes atomi kijelentés még a `true` és a `false` is, melyek a mindig teljesülő $True$ és a soha nem teljesülő $False$ értékekké fordulnak le.

Az algoritmusomban a kifejezések reprezentálására kifejezésfákat használok, az alábbi sorok ezt a struktúrát mutatják be.

Egy kifejezésfa egy olyan fa struktúra, amelynek belső csomópontjai operátorok, levelei pedig atomi kijelentések. LTL kifejezésfák esetében a levelek állapotkifejezések, a csomópontok pedig a Boole-algebrából ismert, valamint a korábbiakban definiált temporális operátorok. Egy kifejezésfa kiértékelésekor rekurzívan járunk el, a kifejezésfa csúcsán álló, legkisebb precendenciájú csomópont úgy állítja elő az eredményt, hogy a gyereke(i) által visszaadott eredményt használja fel. Ezáltal a fában alul elhelyezkedő, magas precedenciájú operátorok állítják elő először az eredményeiket az atomi kijelentések segítségével, amelyeknek a kiértékeléskor mindig van valamilyen értékük, és ezek az eredmények terjednek felfelé a fában.

A kifejezésfa felépítése ezek után természetesen precedencia alapján történik. A legkisebb precedenciájú operátor lesz a gyökér (ha több is van, a bal oldalit választjuk), majd a két oldalon ismét így választunk gyökeret a két részfának. A zárójelek értelemszerűen olyan al-fákat képviselnek, amiben a legkisebb precedenciájú csomópont képviseli az egész alkifejezést, de a felépítéskor mindennél nagyobb precedenciájúnak kezeljük a zárójel miatt.

Szemléletesen úgy képzelhetjük el a folyamatot, hogy az inorder bejárással kiterített kifejezésfát „megfogjuk” és megemeljük a fő operátora mentén, ami így magával húzza a saját operandusait, majd azok a sajátjaikat, és végül megkapjuk a kifejezésfát.

Ez a konstrukció azért nagyon előnyös, mert a részfák képében hatékonyan kezelhetők alkifejezések, a műveletek pedig lokálisan és rekurzívan könnyedén végrehajthatók az egyes csomópontokon.

[1]Ez azt jelenti, hogy akár az automata megkonstruálása után is elegendő lefordítani a kijelentéseket.

Az LTL minden operátorához készítettem egy osztályt, illetve további négyet az atomi kijelentéseknek, a `true`-nak és a `false`-nak, valamint a zárójeleknek. Utóbbi osztály egy feldolgozott kifejezésben önállóan sosem jelenik meg, a kifejezésfa felépítése közben azonban jelentőséggel bír. Ezeket az osztályokat hierarchiába szerveztem, ahol az alaptípus a `Node` lett. Ebből származik az `Operator` és az `AtomicPropostion`. Az `Operator` leszármazottai a `UnaryOperator` és a `BinaryOperator`, ezekből származik az összes operátor az operandusaik számának megfelelően. A `Parenthesis` osztály közvetlenül az `Operator` osztálytól származik, hogy megkülönböztethető legyen a klasszikus operátoroktól.

A beérkező karakterláncot a hatékonyság érdekében először az elejétől a végéig feldolgozom, és egy, a fenti osztályok példányaiból álló listát hozok létre belőlük, amelyben minden objektum azon a helyen szerepel, ahol a szövegben szerepelt a forrása. Ezután a kifejeésfává alakítás egy rekurzív függvénnyel történik, amely először megkeresi a legkisebb precedenciájú operátort (több azonos esetén a bal oldalit), majd ha az nem atomi kifejezés, akkor operandusainak előállítására meghívja önmagát a jobb (és bináris operátor esetén a bal) oldalán lévő listarészletekre is. A zárójelek kezelése némileg áthágja ezt a folyamatot, mivel zárójelek észlelésekor az egész zárójeles részt külön dolgozzuk fel már az objektumok létrehozásakor, és egy `Parenthesis` objektumba eltesszük a kialakult kifejezésfát a listába. Ha a kifejezésfává alakítás során egy zárójeles kifejezést értékül adnánk egy operátor valamely argumentumának, vagy a teljes fa gyökere lenne zárójel, akkor a zárójelet kicseréljük a benne található gyökércsomópontra.

A kapott kifejezésfa negált normál formára hozása a `Node` osztály absztrakt metódusával kezdeményezhető, és rekurzívan hívódik végig a kifejezésfán:

- Az **F** és **G** operátorokat ki kell cserélnünk a fentiek szerint **U** és **R** operátorokra, majd venni ezek negált normál formáját.
- Az implikáció ($\Rightarrow$), az ekvivalencia ($\Leftrightarrow$) illetve a kizáró vagy ($\oplus$) operátorokat kifejtjük és átalakítjuk az alapoperátorokkal kifejezett formájukra, majd vesszük a negált normál formájukat.
- Az **U**, **R**, **X**, $\wedge$ és $\vee$ operátorok esetén az operandusokat átalakítjuk a negált normál formájukra.
- A $\neg$ operátor esetén az operandust átalakítjuk a negált normál formájára, majd az új operandus típusa szerint a következőket tehetjük:
  - **U**, **R**, **X**, $\wedge$ és $\vee$ típusú operandusok esetén a negálást átalakítjuk a fenti azonosságok (De Morgan, LTL) szerint és vesszük az eredmény negált normál formáját.
  - $\neg$ esetén megszüntetjük a dupla negálást és vesszük a belső negálás operandusának negált normál formáját.
  - $True$ vagy $False$ értékek esetén a negált konstans helyére behelyettesítjük az ellentettjét.
  - Atomi kijelentések esetén nem teszünk semmit.
- Ha a csomópont egy atomi kifejezés, akkor nem kell tennünk semmit.

A keletkező `Node`-fát egy `Expression` nevű típus foglalja magába, ami felelős a kifejezés kezeléséért és felépítéséért, valamint tárolja a kifejezésben szereplő atomi kijelentéseket és megakadályozza, hogy ugyanaz a kijelentés több objektumpéldányban is megjelenjen[2].

[2]Így egy atomi kijelentéshez pontosan egy objektum tartozik, a továbbiakban tehát elegendő a referenciájukat használni a megkülönböztetésükre.

4.2.2. Automaták

Az automaták csomagját néhány nagyon egyszerű elemből építettem fel. Létrehoztam egy `State` és egy `Transition` típust, és a belőlük építkező `Automaton` osztályt. A `State` osztály példányai egyedi azonosítóval rendelkeznek, ismerik a beléjük futó és belőlük induló tranzíciókat, valamint azon elfogadó állapot halmazok azonosítóit, amikben szerepelnek. A `Transition` osztály példányai ismerik a forrás és a célállapotot, illetve tartalmaznak egy LTL kifejezések konjunkcióját reprezentáló `Node` listát (ebben csak atomi kifejezések és negáltjaik szerepelhetnek) is, ami az élkifejezést adja meg. Praktikus okokból a `State` osztályban helyt kap a konstrukciós algoritmus során keletkező `Expressions` tulajdonság is, ami megegyezik az befutó tranzíciók élkifejezéseivel. Egy `Automaton` objektum az automata 2.3. fejeztbeli definíciójának megfelelően tartalmaz egy állapothalmazt a lehetséges állapotok és a kezdőállapotok, valamint egyet-egyet a különböző elfogadó állapot halmazok reprezentálására. Tartalmaz ezen kívül egy `Transition` halmazt is a lehetséges átmenetek tárolására.

Egy `Automaton` objektum egy `Expression` objektumból konstruálható. A kifejezésnek normál formában kell lennie, ha ez nem teljesül, először meghívódik a `ToNegationNormalForm()` metódus. A konstrukciós algoritmus a 2.3.4. fejezetben leírtaknak megfelelően működik, azonban rekurzív hívások helyett egy `Stack` használatával iteratívan. Az algoritmusban említett *csomópont* struktúrát a `ConstructionNode` osztály valósítja meg, amely a felsorolt öt mezőt `Node` listákként tartja számon. Mivel az itt szereplő kifejezések csak a kiinduló kifejezés alkifejezései lehetnek, új `Node`-ok létrehozására nincs szükség, elegendő referenciákat tárolni a kifejezésfa csomópontjaira. Az elfogadó állapotok a forrás `Expression` objektum által kigyűjtött `Until` objektumok alapján kerül megállapításra. A csomópontok átalakításakor a keletkező `State` objektumok azonosítói nullától, folytonosan lesznek számozva.

Egy `Automaton` objektum reprezentálhat hagyományos és általánosított Büchi automatát is, utóbbi esetben képes önmagát hagyományossá alakítani. Ehhez az új állapotteret egy sorosított szélességi kereséssel deríti fel, ami az automaták viszonylag kis méretére való tekintettel elegendően hatékony megoldás[3]. Az átalakítás végére csak egyetlen elfogadó állapot halmaz lesz, és a csomópontok azonosítói ismét nullától, folytonosan lesznek számozva.

4.3. Szaturáció

Ebből az `Automaton` objektumból már könnyen előállíthatóak a szaturációs algoritmus kibővítéséhez szükséges adatszerkezetek. Az alábbiakban bemutatom, hogyan használtam fel a meglévő implementációt a saját munkámhoz, hogy egy, a továbbiakban is rugalmasan bővíthető rendszert kapjak.

4.3.1. Meglévő szaturációs kódok és felépítésük

Mint mondtam, a tanszék korábbi munkássága során sokféle, viszonylag kiforrott és optimalizált szaturációs algoritmus változat rendelkezésemre állt a fejlesztés során. Az algoritmus variációk ugyanazokon az alapvető adatstruktúrákon dolgoznak, esetenként kibővítve őket egy leszármazott osztállyal. Az alapvető építőkövek a következők:

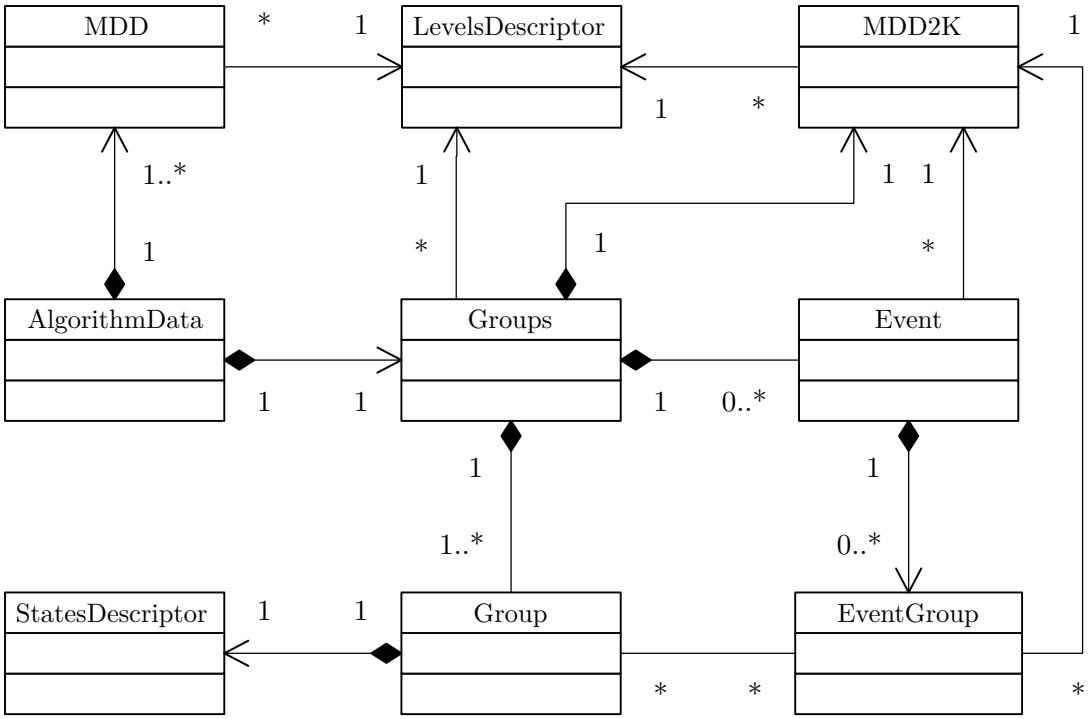
[3] A 6.2. fejezetben vázolok még néhány lehetőséget, amik kihasználják azt, hogy az automata kis mérete miatt az előfeldolgozás fázisban explicit megoldások is használhatók.

- **LevelsDescriptor:** MDD-k struktúráját leíró objektumok, melyek tartalmazzák a szintszámot, a terminális csomópontokat, illetve az egyes szintek élszámát (értelmezési tartományuk méretét).
- **MDD:** Egy kváziredukált MDD-ket leíró osztály, aminek példányai egy LevelsDescriptor alapján épülnek fel.
- **MDD2K:** Egy speciális MDD, ami állapotátmeneteket kódol. Emiatt minden második szintje redukáltnak tekinthető, a többi továbbra is kváziredukált (az állapotátmenetet leíró két szint között nem kell csomópontnak lennie). Szintén egy LevelsDescriptorból épül fel, ami többnyire ugyanaz, mint amiből az állapottér MDD-je készül, ugyanis a konstruáláskor a LevelsDescriptor minden szintjéhez két szint készül.
- **Group:** A modell egy komponensét reprezentálja, van egy StatesDescriptora, egy szintszáma, illetve ismeri azokat az eseményeket, melyek *Top* értéke megegyezik a szintszámmal. A Groupok szintszám alapján vannak sorrendezve, és egy lefelé egyirányú láncba szerveződnek.
- **StatesDescriptor:** Egy Group állapotait írja le, ismeri a hozzá tartozó helyeket, megteremti a kapcsolatot a modellel. Számon tartja az összes eddig felfedezett állapotot és az ezek közül ténylegesen elérhetőket.
- **Event:** Többnyire egy modellbeli tranzíció által megléphető állapotátmeneteket képviseli. Az átmenetek egy MDD2K-ban vannak elkódolva, azonban kezelésüket ezek az objektumok végzik. Az átmeneteket lehetőség van több részletben, külön MDD2k-kban tárolni, ekkor a teljes állapotátmenet halmazt leíró metszet itt kerül kiszámításra. A részleteket tároló egy vagy több EventGroup itt kerül eltárolásra.
- **EventGroup:** Az Event egy vagy több szintet érintő részlete. Ismeri az érintett szinteket, tartalmazza és kezeli az adott szintekhez tartozó MDD2K részleteket és tüzeléskor a modell alapján további elérhetőnek tűnő állapotokat és állapotátmeneteket derít fel.
- **Groups:** A teljes modellt reprezentáló struktúra. Ismeri az összes Eventet, az összes Groupot, az állapotátmeneteket tároló MDD2K-t, illetve az állapottér LevelsDescriptorát.

A legtöbb osztálynak (azoknak, amelyek a modellel szorosabb kapcsolatban állnak) létezik színezett és színezetlen megfelelője is. A szaturációs algoritmusok különböző változatai ezeket az osztályokat bővítik a megfelelő működés elérése érdekében, az algoritmus maga pedig többnyire nagyon hasonlít valamelyik előzőhöz, többynire csak annyi kiegészítéssel, hogy a saját Groups típusából példányosít egyet a futásához.

4.3.2. Koncepció

Ahhoz, hogy az algoritmusomat minimális kódduplikálással implementálhassam, én is hasonló útra léptem, azonban más megközelítést alkalmaztam. A modell típusa teljesen indifferens az algoritmus szempontjából. A meglévő adatszerkezetek mindegyike arra való, hogy a szaturációs algoritmus felé elfedje a modell sajátosságait, így jó lenne ezeket felhasználni. Éppen ezért az adatszerkezeteimet a legáltalánosabb osztályoktól származtattam, és úgy terveztem meg őket, hogy belül bármilyen meglévő osztályt tartalmazhassanak, mint a szorzat állapottér állapotainak valamilyen modellhez kapcsolódó részét, mellette az automata állapotterét reprezentáló saját adatstruktúrával. Az alapelv az lenne, hogy a meglévő osztályok csak egymással állnak kapcsolatban, és nem is tudnak arról, hogy valójában egy *burkoló osztály* részét képezik.



4.2. ábra. Meglévő kódok osztálydiagramja.

Sajnos ez nem minden esetben tehető meg, például az MDD-knek mindenképpen közösnek kell lennie. Ráadásul a 3.2. fejezetben elmondottaknak megfelelően az állapotok és események automatához kapcsolódó része az MDD-k alján kap helyet. Ez – bár az elmondott okokból szükséges – rendkívüli nehézségeket okozott az implementálás során, mivel így a kiegészítéseknek mindenképpen az 1-es szintszámot kell megkapniuk, tehát minden meglévő struktúra szintszámát eggyel meg kellett emelni. A bemutatott adatszerkezetben viszont, mint írtam, nagy szerepe van a szintszámoknak, az Eventek, a Groupok, az állapottér MDD és az események MDD2K-ja mind szintszám alapján állnak kapcsolatban, és a legtöbb esetben nagyon kényes helyeken kellett volna belenyúlni a kódjukba, hogy az átszámozást elérjem. Az alábbiakban bemutatom a választott megoldást[4].

4.3.3. Burkoló osztályok

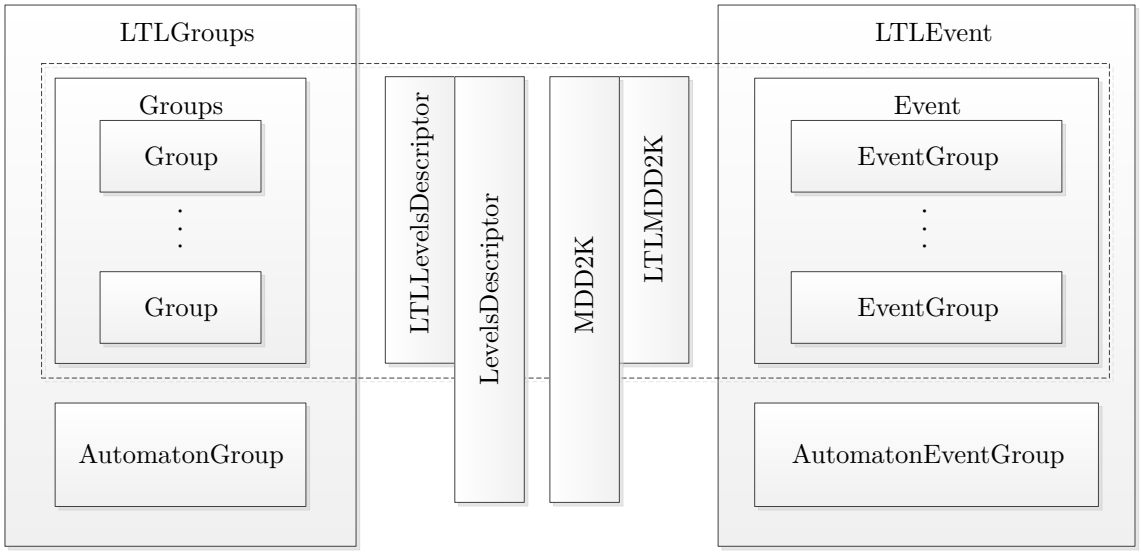
Az alapötlet tehát az volt, hogy a saját adatszerkezeteimet meglévő osztályok köré építem fel, *burkoló osztályokat* létrehozva. Új komponenst csak a Groupsba és az Eventbe kell beépíteni, ezek a részek tartalmazzák az automata állapotait és állapotátmeneteit.

További burkolókat kellett létrehoznom a LevelsDescriptorhoz, és az MDD2K-hoz is a fentebb említett, szintszámmal összefüggő problémák miatt. A megoldásom lényege ugyanis az, hogy a meglévő adatszerkezeteket lényegi módosítás nélkül alkalmazom, és nem is tudnak róla, hogy burkoló osztályok részei. A modell állapotterét leíró objektumok pontosan úgy fognak viselkedni, mintha semmilyen automata nem lenne az algoritmusban. A belül tárolt szintszámuk megmarad, egymással kapcsolatban maradnak, a burkoló osztályok pedig elhitetik velük, hogy nincs külön legalsó szint, a szükséges adatokat és metódushívásokat pedig a szintszám transzformálásával közvetítik befelé.
Az ehhez szükséges burkoló osztályok és funkciójuk:

[4] A 6.2. fejezetben foglalkozni fogok az eszköz és az analízis modul jövőjével is. Az itt leírt, nem minden esetben kifinomult megoldásokat a PetriDotNet2 elkészültekor – amelyen jómagam is keményen dolgozok – egy alaposan megtervezett és újragondolt struktúrával fogjuk kiváltani.

- **`LTLLevelsDescriptor`:** Egy másik, belécsomagolt LevelsDescriptor tulajdonságait utánozza, azonban elrejti a legalsó szintet. Minden hívás, ami szintszámot tartalmaz, eggyel nagyobb szintre fog hivatkozni a belső LevelsDescriptorban (a 0. szintet leszámítva).
- **`LTLMDD2K`:** A szerepe nagyon hasonló az előző osztályéhoz - elrejti a belé csomagolt MDD2K legalsó két szintjét. Saját LevelsDescriptorát egy `LTLLevelsDescriptor`ba csomagolva tárolja.
- **`LTLEvent`:** Magába foglal egy meglévő eseményt, valamint az automata állapotátmeneteit leíró osztály egy példányát. Az esemény MDD2k-jának megépítéséhez először meghívja a belső esemény `Build` függvényét egy `LTLMDD2K` objektummal, majd az így kihagyott legalsó két szintre beírja az automata állapotátmeneteit.
- **`LTLGroups`:** Magába foglal egy Groups objektumot és az automata állapotát számon tartó osztály egy példányát, valamint `LTLEvent`eket tárol. Ezek létrehozásakor a belső Groups által létrehozott eseményeket csomagolja be és cseréli ki rájuk a belső Groups és az abban lévő Group-ok eseményeit. Állapotok megerősítésekor (`Confirm` hívás) újraépíti az összes esemény MDD2K-ját, hogy az új állapotot és átmenetek felderítésekor keletkező új MDD2K-k is tartalmazzák az automata szintet. A belső MDD2K-nak egy `LTLMDD2K`-t ad értékül, illetve a LevelsDescriptort is becsomagolva adja tovább a belső Groupnak.

A Groups esetében még egy dolgot meg kellett oldani. Mint írtam, a Groupok össze vannak láncolva, így nekem is be kellett kötnöm az utolsó Group alá a saját, automatát leíró Group-omat. Ez a láncolás viszont teljesen a Group belsejében történik a Groupok létrehozásakor, így ezt a részt át kellett írnom. Az átírást mindenképpen szükségessé tette, hogy a StateDescriptorokat is kibővítsem, amiről a következőkben még tárgyalni fogok. Végül a kódban félig (a színezett hálók esetén) eddig is jelenlévő „Factory mintát” alkalmaztam, a Groupok létrehozását így delegálni tudtam a külső `LTLGroups`nak, miközben annak híján a meglévő osztályok működése nem változott.



4.3. ábra. Az új és a meglévő osztályok viszonya. Bekeretezve láthatók a korábbi működést biztosító részek.

4.3.4. Új adatszerkezetek és felépítésük

Az automata reprezentálására további osztályokat is létrehoztam, melyek közül az `AutomatonGroup` és az `AutomatonEventGroup` a burkoló osztályok másik tagját képezi a modellt képviselő meglévő osztályok mellett, míg az `AutomatonStatesDescriptor` az automata állapotait tartja számon, az `UnColouredPredicateStatesDescriptor` pedig a modell állapotait bővíti ki a predikátumok igazságtartalmával az egyes állapotokban. Utóbbi StateDescriptor veszi át a színezetlen Groupokban[5] az `UnColouredStatesDescriptor` osztály helyét, a cserét a Groupok készítésének említett delegálása teszi lehetővé. Az új osztályok feladata a következő:

- **`AutomatonStatesDescriptor`:** Csak az automata állapotainak számát tárolja, mivel számozásuk nullától, folytonosan történik. Ebből az információból előállítja a StateDescriptoroktól elvárt adatokat.
- **`AutomatonGroup`:** Az osztály egyetlen feladata, hogy „elnyelje" a bele érkező, többnyire értelmetlen hívásokat. A legalsó szinten jelen konstrukcióban soha nem lesz esemény, új állapotot pedig nem fedezhető fel, hiszen mindet előre ismerjük a konstrukciós algoritmus folytán. Az állapotok tárolására egy `AutomatonStatesDescriptor`ral rendelkezik.
- **`AutomatonEventGroup`:** Minden `LTLEvent` részét képezi, az állapotátmeneteit tartalmazó MDD2K-t az automata `Transition` gyűjteményéből építem fel. Élfeltételtől függetlenül mindegyik átmenetet tartalmazza.
- **`UnColouredPredicateStatesDescriptor`:** A 3.2.3. fejezetben bemutatottaknak megfelelően szükség van az specifikációs kifejezésben szereplő atomi kijelentések szintekhez rendelésére, és az egyes lokális állapotokról meg kell tudni mondani, hogy mely, azonos szinten értelmezett predikátumot teljesítenek, hogy ezzel az információval léphessünk a predikátum kényszerben. Ezt az információt költséges lenne minden alkalommal kiszámítani, és az állapot felfedezése után nem is változik, így célszerű a felderítéskor meghatározni és letárolni az igazságtartalmakat. Ezzel az információval és a szinten értelmezett predikátumok listájával egészíti ki ez az osztály az `UnColouredStatesDescriptor`t.

A Groupok létrehozásakor a StateDescriptorokat külön kigyűjtöm a predikátum információk miatt, ebből építem fel ugyanis a kényszer MDD-t, amit a most következő fejezetben mutatok be.

4.3.5. A szaturációs algoritmus módosításai

Maga a szaturációs algoritmus és a hozzá szükséges lokális adatok a beszédes nevű `MDDProduct2KConsSaturationWithCircleDetectionData` osztályban kaptak helyet. Magát a szaturációs kódot részben át lehetett venni a meglévő implementációkból, hiszen az adatszerkezetek manipulálása pont azt a célt szolgálta, hogy az algoritmust ne kelljen túlságosan átírni.

Apró változtatások ennek ellenére szükségesek voltak. Egyrészt a klasszikus szaturáció implementációja a kezdőállapotot nem építette fel előre, és nem az állapottér-MDD gyökerét kezdte el szaturálni, hanem ezzel ekvivalens módon alulról indult el, és az egyes csomópontok szaturálásakor lépett csak feljebb. Nekem azonban szükséges volt a teljes kezdőállapoton végighaladni, mivel a kényszer léptetése csak így lehetséges. Másodszor ugyan létezett már vezérelt szaturációs kód, azonban azt az eddigi algoritmusok csak modellellenőrzés során, operátorok kiértékelésére használták, mégpedig *visszafelé* szatruálva.

[5] Ugyanilyen elven lehet kibővíteni a működést színezett esetre is.

További módosítást igényelt még a körkeresés indításának szükségessége. Lehetővé kellett tennem, hogy igény szerint egy csomópont szaturálttá válása után körkeresés indulhasson, viszont a keresés közben szaturált csomópontok esetében már ne. Ezen kívül, mint a 3.3.2. fejezetben említettem, visszafelé is kell tudni szaturálni. Ehhez nem kell mást tenni, mint az állapotátmenetek kiolvasásakor megcserélni a visszakapott két értéket, illetve a fejezetben leírtak szerint „hagyományosan" értelmezni a kényszert. Mindez egy kapcsolóval könnyedén, állítható módon megtehető, anélkül, hogy a kódot még egyszer meg kellene írni.

A kényszerhez kapcsolódik az utolsó változás, előrefelé szaturáláskor ugyanis nem az aktuális állapot, hanem a rá érvényes predikátumok szerint kell lépni. Ezt a logikát egy `PredicateMDD` nevű osztályba zártam, ami képes egy adott szintszám, a jelenlegi kényszer csomópont, és a leendő állapot alapján visszadni a kényszer következő csomópontját (ami lehet terminális nulla, egy másik csomópont, vagy akár ismét a jelenlegi).

Ezt a struktúrát is előre fel lehet építeni az automatából. A konstrukció után is letárolható a minden adott állapotba mutató élen azonos élkifejezés, mégpedig negált vagy ponált atomi kijelentések konjunkciójaként (gyakorlatilag egy listában). Ebből lehetőség van minden állapothoz felvenni az összes olyan utat egy MDD-ben, ami mentén teljesülnek a belelépéshez szükséges predikátumok.

Maga az MDD annyi szintű lesz, ahány féle atomi kijelentés szerepel a vizsgálandó LTL kifejezésben, illetve további egy a lehetséges automata végállapotoknak. Az alsó szintet leszámítva a diagram bináris lesz, hiszen minden kifejezés vagy teljesül, vagy nem. A kényszer MDD megépítése előtt sorrendezni kell az atomi kijelentéseket aszerint, hogy melyik szinten értelmezettek. Több értelmezett predikátum esetén egy állapottér MDD szinthez több kényszer MDD szint fog tartozni, viszont itt is ki kell alakítani egy tetszőleges, de fix sorrendet. Ezután az MDD-ben minden állapotra felveszünk egy rész-MDD-t, amik uniójaként előáll a predikátum kényszer MDD-je. Az egyes rész-MDD-k a következő módon kerülnek kialakításra:

- A legalsó él az automata állapotának azonosítója lesz.
- Ha egy szinthez tartozó atomi kijelentés az állapot belépési feltételei között
  - ponáltan szerepel, behúzzuk az 1. élet, ha
  - negáltan szerepel, behúzzuk a 0. élet, ha
  - sem ponáltan, sem negáltan, akkor behúzzuk az 0. és az 1. élet is.

A nem behúzott élek automatikusan a terminális nullába mutatnak.

A kényszer léptetése a következőképpen zajlik. Ha a szinthez nem tartozik predikátum (ez az információ a kibővített StatesDescriptorban megtalálható), akkor visszadjuk a beadott kényszer csomópontot. Ha van ezen a szinten értelmezett predikátum, akkor a sorrendnek mgfelelően ellenőrizzük, hogy az adott állapotra igazak-e, és ha igaza, az 1. élen lépünk tovább, ha nem, akkor a 0-on. Azt a csomópontot adjuk vissza, amibe az összes releváns predikátum vizsgálata után jutunk.

Ezzel mindent elkészítettem, ami a szaturációhoz szükséges. Állíthatóan előre vagy hátra képes lépegetni az algoritmus, a módosított adatszerkezetekkel a szorzat állapotteret deríti fel, az előre szaturáláskor pedig a predikátum kényszer biztosítja az automatában is helyes lépéseket.

4.4. Körkeresés

Hátra van még a körkeresés. A 3.4. fejezetben leírtaknak megfelelően csak a csomópontok szaturálása után kell köröket keresni, mégpedig csak az új, elfogadó állapottal rendel-

kezőket. A Saturate hívások eredményeinek eltárolása miatt pedig elég csak akkor, ha ténylegesen újból le kellett futtatni a függvényt.

Az `LTLConsSaturate()` metódus, ami a kódomban a Saturate függvény implementációja, paraméterként várja, hogy kell-e kört keresnie. Ez a paraméter alapértelmezésben igaz, és a rekurzív hívások során továbbterjed. A körkeresés közbeni szaturálásokkor ugyanis nem kell újból körkereséseket kezdeményezni, hiszen új állapotok olyankor nem kerülnek felderítésre. Ha kell kört keresni, és az `LTLConsSaturate` metódus végigfutott (tehát nem volt cache találat), akkor meghívódik a `DetectCircles()` metódus, ami egy `bool` visszatérési értékkel jelzi, hogy talált-e kört, ha igen, akkor pedig egy kiementi paraméterként visszaadja a körben lévő elfogadó állapotokat. Ekkor egy olyan flag kerül beállításra, amitől az algoritmus futása minden szinten (Saturate, SatFire, SatRecFire) megszakad, és az algoritmus a pillanatnyilag használt MDD csomópontokra történő `CheckIn` hívások után megáll[6].

A `DetectCircles()` metódus nem valósítja meg általánosan a 3.3.2. fejezetben leírt körkereső algoritmust. Teljesítményokokból és a fejlesztési idő csökkentése miatt csak az itt szükséges speciális esetre implementáltam[7]. Meghívásához szükséges a szaturált csomópont és az aktuális kényszer csomópont megadása. Az algoritmus követelményhalmazait már a függvény állítja elő, azonban csak akkor, ha van esemény a szinten, illetve találtunk már elfogadó állapotokat.

Ehhez először legenerálja azokat az állapotokat, amik a szaturált csomópont szintjén regisztrált eseményeken át elérhetők. Ehhez az `LTLSatFire` metódus kódját használja (eltávolítva belőle a ciklust), valamint a SatRecFire egy olyan verzióját, amit a `LTLSingleStep` függvény valósít meg, és nem szaturálja a keletkező csomópontokat. Így mindegyik esemény pontosan egyszer tüzel. Ezután a kapott halmazból ugyanígy visszalépve egyet elkészíti az események kezdőállapotait tartalmazó halmazt is. Ehhez már a szaturált csomópontot, mint állapotteret adja meg kényszerként, mivel visszafelé szaturáláskor ebből a halmazból nem léphetünk ki, de a predikátum kényszerre már nincs szükség.

Az elfogadó állapotokat egy rekurzív függvény deríti fel, ami egy új MDD-be lemásolja azokat az utakat, amiknek a végén a specifikációs automata elfogadó állapotban van. Ez az algoritmus egyik szűk keresztmetszete, lépésszáma az MDD-ben található utakkal arányos, így nagyon fontos hatékonyan megvalósítani. Ennek érdekében a függvény nagyon erősen hagyatkozik a cache használatára, aminek segítségével kielégítő eredményeket képes felmutatni[8]. A későbbiekben célszerű lehet majd az elfogadó állapotokat „on-the-fly" módon gyűjteni az állapottér felderítése közben.

A létrehozott három állapothalmazt, amelyeket egy-egy MDD csomópont reprezentál, ezután elkezdem körbe-körbe szűkíteni az előtte következővel. Elsőként az élek kiinduló állapotait szűkítem az elfogadó állapotokból elérhetőkre, majd egyetlen tüzeléssel az élek végállapotait szűkítem a kezdőállapotokkal, végül a végállapotokból elérhető állapotokat tartom csak meg az elfogadó állapotokból. Ezt addig ismétlem, amíg egyszer valamelyik halmaz elfogy, vagy nem változik meg a szűkítés során. Az első körben viszont még nem állok le, ha valamelyik halmaz nem változik, mivel ekkor még nem garantált, hogy a változás hiánya ellenére a következő szűkítés nem fog további állapotokat kizárni. Később már elmondható, hogy ha egy állapothalmaz nem változott, akkor a rákövetkező sem fog, és így tovább.

[6]Emiatt az állapottér-MDD tartalmazni fogja az eddig felfedezett állapotokat.

[7]Általános esetben elméletileg semmi akadálya alacsonyabb szintű élet is megkötni a körben, azonban az ahhoz tartozó eseményt azon a szinten is kell elsütni. A munkámhoz szükséges esetben elegendő lekérni a csomópont szintjéhez tartozó összes eseményt, és azokkal lépni egyet.

[8]Kicsit belegondolva a cache használata azt eredményezi, hogy semmit nem számolunk ki kétszer - ez a cache-ben való keresést leszámítva megegyezik azzal az esettel, amikor felderítés közben gyűjtjük az elfogadó állapotokat.

Ha a ciklus azért ér véget, mert valamelyik halmaz elfogyott, akkor a függvény hamis értéket ad vissza, nem volt a feltételeknek megfelelő kör az állapothalmazban. Ha azért állt le, mert egy halmaz nem változott, akkor pedig igaz értékkel tér vissza, és az elfogadó állapotok halmazának jelenlegi állapotát adja vissza - ezek az állapotok vannak benne vagy érhetőek el[9] egy körből. Ha a függvény igaz értékkel tér vissza, az algoritmus leáll, az adatokat tartalmazó objektumból pedig kiolvasható az eredmény és az ellenpéldához vezető állapotok. Az ellenpélda előállítására hatékony módszerek adhatók, azonban ez túlmutat a munkám keretein.

Az implementáció és az algoritmus hatékonyságát a következő fejezetekben tárgyalt mérésekkel fogom alátámasztani.

[9]Korábban is utaltam rá, hogy a körben nem szereplő, csak abból elérhető állapotok szükség esetén könnyen eltávolíthatók.

5. fejezet

Mérési eredmények

A munkám során elkészített algoritmus újszerűsége miatt nehezen összehasonlítható létező megoldásokkal. Emiatt ez a fejezet az algoritmus teljesítményét és tulajdonságait főképp az alapul vett klasszikus szaturációs algoritmushoz, esetenként a CTL modellellenőrzéshez képest fogja vizsgálni. Megvizsgálok még ún. *fairness kritériumokat* is [7] – ezek azért nagyon érdekesek, mert CTL nyelven nem fogalmazhatóak meg.

A cél mindenképpen az, hogy a klasszikus szaturációs algoritmus teljesítményét minél jobban megközelítsem, még ha ez általános esetben lehetetlen is. Az alábbiakban különböző modellek és specifikációs kifejezések segítségével vizsgálom meg az algoritmus futásának paramétereit, elsősorban a futási időket és a felderített állapotok számát.

A méréseket a következő konfiguráción végeztem: Intel Q8400 2,6 GHz processzor, 4 GB memória, Windows 7 (x64) operációs rendszer, .NET 4.0 futtatókörnyezet. A mért idők az adatszerkezetek inicializálását nem tartalmazzák, ezek ideje minden futás során elhanyagolható mértékű volt.

5.1. Összehasonlító mérések

Elsőként az **F** *False* kifejezés kiértékelésének paramétereit mértem meg. Az algoritmus ilyenkor a **G** *True* kifejezést teljesítő lefutásokat keres ellenpéldaként, ami egy tetszőleges kör felderítését jelenti az állapottérben. Ha a kifejezés teljesül, akkor nincsen kör az állapottérben, ellenkező esetben az első találatkor leáll az algoritmus. Hasonló tulajdonság vizsgálható a CTL nyelvű **EG** *True* kifejezéssel is, ezért az 5.1. táblázatban össze is vetem a két megoldást.

Modell	$\lvert\mathcal{S}\rvert$	Igaz	CTL	LTL	Felderítés	Körkeresés	Bejárt
DFMS-100	33 028	nem	1,86s	0,001s	57,9%	42,1%	14
laBPEL	26 062	igen	19,31s	3,279s	18,5%	81,5%	26 062
auctionBPEL	21 775	igen	15,88s	0,142s	36,4%	63,6%	21 775
DPhil-100	$4,96 \cdot 10^{62}$	nem	6,15s	0,006s	98,4%	1,6%	13
DPhil-1000	10^{625}	nem	–	0,369s	99,3%	0,7%	13
Hanoi-12	531 441	nem	0,45s	9,897s	97,6%	2,4%	531 441
Kanban-30	$1,35 \cdot 10^{14}$	nem	1,17s	0,001s	83,5%	16,5%	3

5.1. táblázat. A körkeresés vizsgálatának eredményei.

A korábbi, hasonló témájú munkák méréseit megismételve az 5.2. táblázatban további két kifejezésre összehasonlítom a tanszéki CTL modellellenőrzőt és az új LTL modellellenőrző algoritmusomat. A mérésekhez használt LTL kifejezéseket a CTL formulákat negálva

és az A útvonalkvantort lehagyva állítom elő[1]. Emiatt az algoritmusok által adott válasz pont ellenkező lesz, hiszen a CTL modellellenőző kielégíthetőséget vizsgál, míg az LTL modellellenőrző a negált kifejezés érvényességét megdöntő ellenpéldát keres.

Modell	$\|\mathcal{S}\|$	Kifejezés	Igaz	CTL	LTL	Feld.	Körk.	Bejárt
Hanoi-12	531 441	$\mathbf{G}\ \neg(B_6 > 0)$	nem	31,33s	10,2s	97,3%	2,7%	1771740
Kanban-30	$5,6 \cdot 10^{17}$	$\mathbf{G}\ \neg(P_{out4} = 1)$	nem	19,89s	0,28s	99,2%	0,8%	$2,7 \cdot 10^{10}$

5.2. táblázat. Egyéb, CTL kifejezésként is felírható kifejezések vizsgálatának eredménye

5.2. Fairness kritériumok vizsgálata

Fairness kritériumokat nem lehet CTL nyelven megfogalmazni. Egy fairness kifejezés többnyire $\mathbf{GF}\ a \Rightarrow \mathbf{GF}\ b$ alakú, és azt fejezi ki, hogy ha egy állítás végtelenül gyakran teljesül, akkor egy másik is végtelenül gyakran fog. Az ilyen jellegű specifikációk ellenőrzése algoritmikusan rendkívül költséges feladat. Mint az 5.3. táblázat mérési eredményeiből is látszik, az algoritmusom jelentősen lassabban értékeli ki ezeket a kifejezéseket, mint a korábban vizsgáltakat, ugyanakkor a futási idő a probléma komplexitásához képest még így is megfelelő.

Modell	$\|\mathcal{S}\|$	Kifejezés	Igaz	Idő	Feld.	Körk.	Bejárt
DPhil-100	$4,96 \cdot 10^{62}$	$\mathbf{GF}\ (RH_1 = 1) \Rightarrow \mathbf{GF}\ (RH_1 = 1 \wedge LH_1 = 1)$	igen	11,49s	5%	95%	$\sim 10^{63}$
DPhil-100	$4,96 \cdot 10^{62}$	$\mathbf{GF}\ (RH_2 = 0) \Rightarrow \mathbf{GF}\ (RH_1 = 1 \wedge LH_1 = 1)$	nem	0,02s	61,7%	38,3%	853
DPhil-100	$4,96 \cdot 10^{62}$	$\mathbf{GF}\ (LH_2 = 0) \Rightarrow \mathbf{GF}\ (RH_1 = 1 \wedge LH_1 = 1)$	nem	0,02s	59,4%	40,6%	873
FMS-25	$8,5 \cdot 10^{13}$	$\mathbf{GF}\ (P12s = 25) \Rightarrow \mathbf{GF}\ (P12WM3 > 0)$	nem	30,11s	4,4%	95,6%	$2,7 \cdot 10^{14}$
FMS-25	$8,5 \cdot 10^{13}$	$\mathbf{GF}\ (P12s = 25) \Rightarrow \mathbf{GF}\ (P12WM3 > 0)$	nem	30,11s	4,4%	95,6%	$2,7 \cdot 10^{14}$
Kanban-30	$5,6 \cdot 10^{17}$	$\mathbf{GF}\ (P1 > 0) \Rightarrow \mathbf{GF}\ (PM1 > 0)$	nem	0,15s	40,4%	59,6%	60 881
Kanban-30	$5,6 \cdot 10^{17}$	$\mathbf{GF}\ (P1 > 0 \wedge P2 > 0 \wedge P3 > 0 \wedge P4 > 0) \Rightarrow \mathbf{GF}\ (PM1 > 0 \wedge PM2 > 0 \wedge PM3 > 0 \wedge PM4 > 0)$	igen	3,09s	29,4%	70,6%	$1,3 \cdot 10^{14}$

5.3. táblázat. Fairness kritériumok vizsgálatának eredményei.

[1]Bizonyított, hogy ha egy CTL kifejezésből az útvonalkvantor lehagyásával jelentésében nem ekvivalens LTL kifejezés keletkezik, akkor nem is létezik ilyen [3].

6. fejezet

Összefoglalás

6.1. Elért eredmények

Munkám során az volt a célom, hogy egy hatékony, az eddigi megközelítések előnyeit a lehető legjobban ötvöző LTL modellellenőrzőt hozzak létre. Az elért elméleti eredmények mellett az is komoly motivációt jelentett, hogy a tanszéki modellező eszközt, a *PetriDotNet* keretrendszert [16] felruházzam LTL modellellenőrző képességekkel is.

6.1.1. Elméleti eredmények

Mint a mérések is mutatják, az algoritmusom hatékonysága a legtöbb esetben várakozáson felül teljesít. Mindez annak köszönhető, hogy az állapottér szimbolikus kódolása mellett ki tudom használni a szaturációs algoritmus kiváló teljesítményét aszinkron rendszerek esetén, illetve az „on-the-fly" modellellenőrzés miatt a nem érvényes állítások nagyon hamar leállítják az állapottér-generálást.

Legfontosabb elméleti eredményem tehát az LTL modellellenőrzés szaturációs alapokon történő megvalósítása, kombinálva egy szintén szaturációs alapú, „on-the-fly" kördetektáló algoritmussal. Tudomásom szerint ezek külön-külön sem léteztek eddig, kombinálásukkal azonban egy teljesen új algoritmust hoztam létre.

6.1.2. Gyakorlati eredmények

Az elméleti eredményeket a gyakorlatban is megvalósítottam, új modellellenőrző funkcióval bővítve a *PetriDotNet* eddig is kiváló lehetőségeit. Ezzel a keretrendszer immár LTL kifejezések teljesülését is képes ellenőrizni, ami a két formalizmus nem összehasonlítható volta miatt kiterjeszti a vizsgálható problémák körét.

Az implementációt emellett úgy készítettem el, hogy többféle modellel lehessen minimális módosításokkal alkalmazni. A kód így például könnyen kiterjeszthető színezett Petri-hálókra is.

6.2. A jövő

A megoldás újdonsága miatt rengeteg fejlesztési lehetőség áll előttem. Az alábbiakban bemutatok néhányat, bonyolultságuk szerinti sorrendben:

- A modellellenőrző algoritmusom jelenleg LTL kifejezések *érvényességét* vizsgálja, tehát egyetlen érvénytelen lefutás is megbuktatja a verifikációt. Sokszor kívánatos lehet a kifejezések *kielégíthetőségét* vizsgálni, ekkor egyetlen sikeres lefutás is igazzá teszi a

specifikációs kifejezést. Ennek megvalósítása nagyon egyszerű – a specifikációs kifejezést nem kell negálni, és az algoritmus által adott választ ellentétesen kell értelmezni. Ezt a mérések során is kihasználtam, azonban a közeli jövőben ezt a lehetőséget a bővítmény natívan is támogatni fogja.

- Az automaták megkonstruálása után sokszor találhatók benne olyan állapotok, amikből már létezik címkézetlen (esetleg minden esetben teljesülő címkével ellátott) út egy ugyanilyen tulajdonságú élekkel ellátott körbe. Ezeket az állapotokat megjegyezve az algoritmus azonnal leállítható, ha egy ilyen állapot kerül felderítésre.
- Szintén az automata előfeldolgozásaként eltávolíthatók azok az elfogadó állapotok, amelyek nem részei egy automatabeli körnek, hiszen egy végtelen szó elfogadása szempontjából nem játszanak szerepet. Ezzel jelentősen felgyorsítható a körkeresés, mivel az egyes szűkítő lépések kevesebb állapottal dolgoznak.
- A *PetriDotNet2* keretrendszer elkészültekor migrálni fogjuk a szaturációs és modellellenőrző algoritmusokat tartalmazó csomagot, ami lehetőséget ad majd az algoritmusok és adatszerkezeteik általánosítására. Ezt jelen algoritmus tükrében megkísérlem majd úgy megoldani, hogy az LTL modellellenőrzés tökéletesen függetlenül működhessen bármilyen típusú modellen, akár időzített hálókon is. Ezen kívül az algoritmus működését konfigurálhatóvá, kezelését felhasználóbarátabbá teszem.
- A szaturációs algoritmus használata miatt számos redukciós technika alkalmazható lehet az állapottér-generálás hatékonyságának növelésére.
- A kördetektáló algoritmusom által visszaadott információk alapján elő fogok állítani egy-egy ellenpéldát azokban az esetekben, amikor a modell nem teljesíti a specifikációt.
- Meg fogom vizsgálni több kifejezés szimultán kiértékelésének lehetőségét is. Ez elméletileg további szintek és kényszerek hozzáadásával, illetve a kiértékelés menetének kis módosításaival könnyen elérhető.
- A meglévő CTL modellellenőrzők, vagy egy esetlegesen kifejlesztésre kerülő „on-the-fly” CTL modellellenőrző és jelen munkám kombinálásával akár egy szaturációs alapú CTL* modellellenőrző is megvalósulhat.

Ábrák jegyzéke

Irodalomjegyzék

[1] Randal E. Bryant. Graph-based algorithms for boolean function manipulation. *IEEE Transactions on Computers*, 35:677–691, 1986.

[2] Gianfranco Ciardo, Gerald Lüttgen, and Radu Siminiceanu. Saturation: an efficient iteration strategy for symbolic state space generation. In *Proc. Tools and Algorithms for the Construction and Analysis of Systems (TACAS), LNCS 2031*, pages 328–342. Springer-Verlag, 2001.

[3] Edmund M. Clarke and I. A. Draghicescu. Expressibility results for linear-time and branching-time logics. In *Linear Time, Branching Time and Partial Order in Logics and Models for Concurrency, School/Workshop*, pages 428–437, London, UK, UK, 1989. Springer-Verlag.

[4] Darvas Dániel. Szaturáció alapú automatikus modellellenőrző fejlesztése aszinkron rendszerekhez. *Tudományos Diákköri Konferencia, Budapesti Műszaki és Gazdaságtudományi Egyetem, Villamosmérnöki és Informatikai Kar*, 2010.

[5] Darvas Dániel, Jámbor Attila. Komplex rendszerek modellezése és verifikációja. *Tudományos Diákköri Konferencia, Budapesti Műszaki és Gazdaságtudományi Egyetem, Villamosmérnöki és Informatikai Kar*, 2011.

[6] Edsger W. Dijkstra. Hierarchical ordering of sequential processes. *Acta Inf.*, 1:115–138, 1971.

[7] Jr. Edmund M. Clarke, Orna Grumberg, and Doron A. Peled. *Model Checking*. The MIT Press, 2001.

[8] Rob Gerth, Doron Peled, Moshe Y. Vardi, R. Gerth, Den Dolech Eindhoven, D. Peled, M. Y. Vardi, and Pierre Wolper. Simple on-the-fly automatic verification of linear temporal logic. In *In Protocol Specification Testing and Verification*, pages 3–18. Chapman Hall, 1995.

[9] Patrice Godefroid and Pierre Wolper. Using partial orders for the efficient verification of deadlock freedom and safety properties. *Formal Methods in System Design*, 2(2):149–164, 1993.

[10] Tadao Murata. Petri nets: Properties, analysis and applications. *Proceedings of the IEEE*, 77(4):541–580, April 1989.

[11] Roberto Sebastiani, Stefano Tonetta, and Moshe Y. Vardi. Symbolic systems, explicit properties: on hybrid approaches for ltl symbolic model checking. In *PROC. COMPUTER AIDED VERIFICATION*, pages 350–363. Springer, 2005.

[12] Moshe Vardi. Branching vs. linear time: Final showdown. In *Proceedings of the 2001 Conference on Tools and Algorithms for the Construction and Analysis of Systems, TACAS 2001 (LNCS Volume 2031*, pages 1–22. Springer-Verlag, 2001.

[13] Moshe Y. Vardi and Pierre Wolper. Reasoning about infinite computations. *Information and Computation*, 115:1–37, 1994.

[14] Vörös András, Darvas Dániel, Bartha Tamás. Bounded Saturation Based CTL Model Checking. In Jaan Penjam, editor, *Proceedings of the 12th Symposium on Programming Languages and Software Tools, SPLST'11*, pages 149–160, Tallinn, Estonia, 2011. Tallinn University of Technology, Institute of Cybernetics.

[15] Yang Zhao and Gianfranco Ciardo. Symbolic CTL model checking of asynchronous systems using constrained saturation. In *Proceedings of the 7th International Symposium on Automated Technology for Verification and Analysis*, ATVA '09, pages 368–381, Berlin, Heidelberg, 2009. Springer-Verlag.

[16] A *PetriDotNet* keretrendszer honlapja. (elérve: 2012. október 26.) `http://petridotnet.inf.mit.bme.hu/`.