

SAT פתרון

DPLL (1) is backtrack search (2) (3) (4) (5) (6) (7) (8) (9) (10) (11) (12) (13) (14) (15) (16) (17) (18) (19) (20) (21) (22) (23) (24) (25) (26) (27) (28) (29) (30) (31) (32) (33) (34) (35) (36) (37) (38) (39) (40) (41) (42) (43) (44) (45) (46) (47) (48) (49) (50) (51) (52) (53) (54) (55) (56) (57) (58) (59) (60) (61) (62) (63) (64) (65) (66) (67) (68) (69) (70) (71) (72) (73) (74) (75) (76) (77) (78) (79) (80) (81) (82) (83) (84) (85) (86) (87) (88) (89) (90) (91) (92) (93) (94) (95) (96) (97) (98) (99) (100) (101) (102) (103) (104) (105) (106) (107) (108) (109) (110) (111) (112) (113) (114) (115) (116) (117) (118) (119) (120) (121) (122) (123) (124) (125) (126) (127) (128) (129) (130) (131) (132) (133) (134) (135) (136) (137) (138) (139) (140) (141) (142) (143) (144) (145) (146) (147) (148) (149) (150) (151) (152) (153) (154) (155) (156) (157) (158) (159) (160) (161) (162) (163) (164) (165) (166) (167) (168) (169) (170) (171) (172) (173) (174) (175) (176) (177) (178) (179) (180) (181) (182) (183) (184) (185) (186) (187) (188) (189) (190) (191) (192) (193) (194) (195) (196) (197) (198) (199) (200) (201) (202) (203) (204) (205) (206) (207) (208) (209) (210) (211) (212) (213) (214) (215) (216) (217) (218) (219) (220) (221) (222) (223) (224) (225) (226) (227) (228) (229) (230) (231) (232) (233) (234) (235) (236) (237) (238) (239) (240) (241) (242) (243) (244) (245) (246) (247) (248) (249) (250) (251) (252) (253) (254) (255) (256) (257) (258) (259) (260) (261) (262) (263) (264) (265) (266) (267) (268) (269) (270) (271) (272) (273) (274) (275) (276) (277) (278) (279) (280) (281) (282) (283) (284) (285) (286) (287) (288) (289) (290) (291) (292) (293) (294) (295) (296) (297) (298) (299) (300) (301) (302) (303) (304) (305) (306) (307) (308) (309) (310) (311) (312) (313) (314) (315) (316) (317) (318) (319) (320) (321) (322) (323) (324) (325) (326) (327) (328) (329) (330) (331) (332) (333) (334) (335) (336) (337) (338) (339) (340) (341) (342) (343) (344) (345) (346) (347) (348) (349) (350) (351) (352) (353) (354) (355) (356) (357) (358) (359) (360) (361) (362) (363) (364) (365) (366) (367) (368) (369) (370) (371) (372) (373) (374) (375) (376) (377) (378) (379) (380) (381) (382) (383) (384) (385) (386) (387) (388) (389) (390) (391) (392) (393) (394) (395) (396) (397) (398) (399) (400) (401) (402) (403) (404) (405) (406) (407) (408) (409) (410) (411) (412) (413) (414) (415) (416) (417) (418) (419) (420) (421) (422) (423) (424) (425) (426) (427) (428) (429) (430) (431) (432) (433) (434) (435) (436) (437) (438) (439) (440) (441) (442) (443) (444) (445) (446) (447) (448) (449) (450) (451) (452) (453) (454) (455) (456) (457) (458) (459) (460) (461) (462) (463) (464) (465) (466) (467) (468) (469) (470) (471) (472) (473) (474) (475) (476) (477) (478) (479) (480) (481) (482) (483) (484) (485) (486) (487) (488) (489) (490) (491) (492) (493) (494) (495) (496) (497) (498) (499) (500) (501) (502) (503) (504) (505) (506) (507) (508) (509) (510) (511) (512) (513) (514) (515) (516) (517) (518) (519) (520) (521) (522) (523) (524) (525) (526) (527) (528) (529) (530) (531) (532) (533) (534) (535) (536) (537) (538) (539) (540) (541) (542) (543) (544) (545) (546) (547) (548) (549) (550) (551) (552) (553) (554) (555) (556) (557) (558) (559) (560) (561) (562) (563) (564) (565) (566) (567) (568) (569) (570) (571) (572) (573) (574) (575) (576) (577) (578) (579) (580) (581) (582) (583) (584) (585) (586) (587) (588) (589) (590) (591) (592) (593) (594) (595) (596) (597) (598) (599) (600) (601) (602) (603) (604) (605) (606) (607) (608) (609) (610) (611) (612) (613) (614) (615) (616) (617) (618) (619) (620) (621) (622) (623) (624) (625) (626) (627) (628) (629) (630) (631) (632) (633) (634) (635) (636) (637) (638) (639) (640) (641) (642) (643) (644) (645) (646) (647) (648) (649) (650) (651) (652) (653) (654) (655) (656) (657) (658) (659) (660) (661) (662) (663) (664) (665) (666) (667) (668) (669) (670) (671) (672) (673) (674) (675) (676) (677) (678) (679) (680) (681) (682) (683) (684) (685) (686) (687) (688) (689) (690) (691) (692) (693) (694) (695) (696) (697) (698) (699) (700) (701) (702) (703) (704) (705) (706) (707) (708) (709) (710) (711) (712) (713) (714) (715) (716) (717) (718) (719) (720) (721) (722) (723) (724) (725) (726) (727) (728) (729) (730) (731) (732) (733) (734) (735) (736) (737) (738) (739) (740) (741) (742) (743) (744) (745) (746) (747) (748) (749) (750) (751) (752) (753) (754) (755) (756) (757) (758) (759) (760) (761) (762) (763) (764) (765) (766) (767) (768) (769) (770) (771) (772) (773) (774) (775) (776) (777) (778) (779) (780) (781) (782) (783) (784) (785) (786) (787) (788) (789) (790) (791) (792) (793) (794) (795) (796) (797) (798) (799) (800) (801) (802) (803) (804) (805) (806) (807) (808) (809) (810) (811) (812) (813) (814) (815) (816) (817) (818) (819) (820) (821) (822) (823) (824) (825) (826) (827) (828) (829) (830) (831) (832) (833) (834) (835) (836) (837) (838) (839) (84

* שומר את אנוס הפסודיות ב NF, ונסה לספק את חן

* וצבא זרעו מלחמה. בלל שכלל המלחמה, ולכן את

הקטיוצה ל הפסוקים (אם V משתנה או לא) והצטט $V=1$.

SA פסוקים מהצורה $(\bar{v} + C)$ נח 4 בפסוקים (c) ופסוקים

מהצורה (v, v) נסיר מהקבוצה C זה v על מה (מסוקית).

* אם נתב פסוק (כאן), (כס) את ההשמה האחרונה

* אם יקבלו אלו 400, יהיו (חצי) שליפסותיים סבקות (לחץ ב הניסוח)

Search (f): $\frac{1}{2} \log_2 F$ $\frac{1}{2} \log_2 10000$

if $F = \emptyset$

return SAT

$$\exists f \quad () \in f$$

return UNSAT

Pick $x \in \text{Var}(f)$: f muss sein und ist in $\mathcal{L}$

if Search (F[x=1]) = SAT x=1 2375 1000

return SAT

return Search (F[x=0]) x=0 מהמסלול 'א' ו'ב' ו'ג' ו'ד'

$\varphi = (x \vee y \vee z) \wedge (\bar{x} \vee y) \wedge (\bar{y} \vee z) \wedge (\bar{x} \vee \bar{y} \vee \bar{z})$ אזור ההפסות 13/7

נהל Φ הקומסה:

$$F = \{ (x \vee y \vee z), (\bar{x} \vee y), (\bar{y} \vee z), (\bar{x} \vee \bar{y} \vee \bar{z}) \}$$
$$x = 1$$
$$F = \{(y), (\bar{y} \vee z), (\bar{y} \vee \bar{z})\}$$
 $y=1$ ✓
$$f = \gamma(z, \bar{z})$$

721 ✓

720

$$F = \{0\}$$
$$F = \{ \emptyset \}$$
$$\lambda = 0$$
$$F = \{ (y, z), (\bar{y}, z) \}$$
$$z=1$$
$$F = \emptyset$$
 $y=1$ ✓
$$F = 30\gamma$$
$$z=0$$
$$F = \{ (y), (\bar{y}) \}$$
 $y=1$ ✓
$$F = 30\gamma$$
 $y=0$
$$F = \{0\}$$

(בלדה) (נו) דער אט האלדזירט אט א הא סטא שרפא ϵf (א)

נצב $\lambda=1$ אלא עסר האו אהצב $\lambda=0$. צהסרה"ו היו קוראים

Unit Propagation

Conflict Driven Clause Learning CDCL

זה הוירטואלית שמסרת את ביציל DPLL with Unit Propagation

ע"כ שיהא מסרה מסקנות אובי דהרר בן ארי השמה משתנים

שנים, ואת מה שיהא למצב היו למרת הסוקיות עספות

אלס רב, האלזי כונה מהעסחה התונה **Implication graph**

האלזי יכר את המסקנות שהסקנו אובי דרר משתנים, ואיב הסקנו אותן

אלזי כנת הול (מתחילס א "רמה" $\lambda=0$)

3.1 זאם באוסל הסוקיות יל "חיצון" (פסוקת א משתנה יחז)

אזי "סק" שהמשתנה חזב להיות 1. עסל אלזי קוצקז שמיצ א

המשתנה.

* לשאר מקוצקז את הסוקיות המקורית אלה היה ש"ב המשתנה

(לומר זפנ שהפסוקית הפכה צחיצ). (עזים י אן ילכ "רמה" (סוקיות).

* אלאר ח משתנה עסל בפסוקית המקורית, נסמנו א.

עסל כולל הפס מ א"ל מקוצקז החזש שרנו.

* כסל ססוקיות אחרת כה המשתנה יחפ, ערז את הפסוקיות

מאוסל הסוקיות הנלחת

* כסל פסוקיות אחרת כה אלא המשתנה מופסדה (מחוק אן

"אלא המשתנה מהפסוקיות (לומר זאם הסקנו $y=1$ אן

פסוקית $(C \cdot \bar{y})$ תפסב $\bar{y}$ (C) .

(מלבד כה אלא שאלו היו אלזי 'חיצונים'.

3.2 זאם הסקנו (לומר יס כולל) משתנה ואלחו, נלצור

3.3 (נצב) את ה"רמה" כ1. (כתר משתנה עסל שמופז

כפסוקית לאלזי, ונחסיס יו אכ חלזי: (ס אן 1). זאם הוצכו

$\lambda=1$ עסל קוצקז א אכ "א", אחרת "א". נרשס שנה

קוצקז "מחז", (לכור את הרמה שאל, ונלכ אן שאר הפסוקיות.

נכור אלזי 1.

$$\varphi = (\bar{x}_1 \vee x_2) \wedge (\bar{x}_2 \vee x_3 \vee x_4) \wedge (\bar{x}_2 \vee \bar{x}_5) \wedge (\bar{x}_4 \vee x_5 \vee x_6) \wedge (\bar{x}_7 \vee x_8) \wedge (\bar{x}_8 \vee \bar{x}_9) \wedge (x_9 \vee \bar{x}_{10}) \wedge (x_3 \vee \bar{x}_8 \vee x_{10})$$

3.3.1: אין תוצאות

3.3.2: דמה $1 \rightarrow$

3.3.3: נבחר $x_1 = 1$ נושא קונטרדיקציה מראה 1 (קונטרדיקציה מוחלטת)

3.3.1: לאחר שבחנו φ (עליו אפס), (x_2) יוצאון ולכן נסב $x_2 = 1$

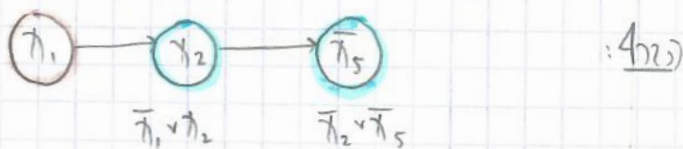
נושא 4 או קונטרדיקציה וקשה מ $\bar{x}_1$ (כי הווא אותו הפסוקית שהפכה לזיכרון)

(קב) $x_1 \rightarrow x_2$ אנכרר קונטרדיקציה x_2 את הפסוקית

שהפכה לזיכרון: $(\bar{x}_1 \vee x_2)$

באותו אופן אחר זכרון נסב $x_5 = 0$ ו $\bar{x}_5 = 1$ ונושא קונטרדיקציה

שומר את פסוקית $\bar{x}_2 \vee \bar{x}_5$, ולכן יש לו קשה משה $(\bar{x}_5)$



$$\varphi = (x_3 \vee x_4) \wedge (\bar{x}_4 \vee x_6) \wedge \dots$$

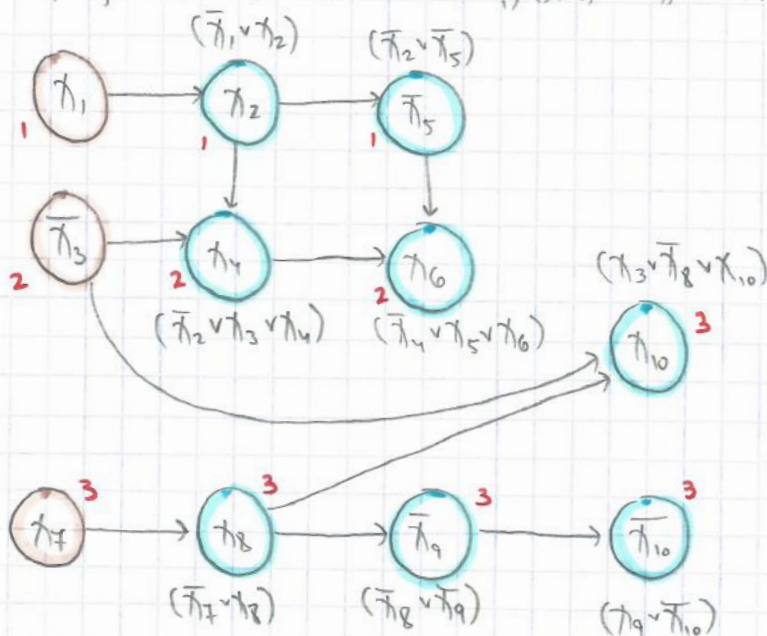
שורה שניה
שורה קטנה

הנוסחה נראית כזו:

אפס זכרים $x_3 \vee x_4$

נוצר מ $\bar{x}_2 \vee x_3 \vee x_4$

נתן מכאן לזכר אחר המצאת, והצגה ממשיכה על קבוצת הנושא 4:



- הסקט

- סחרט

5.1

קונטרדיקציה

כי הסקט

$x_{10}, \bar{x}_{10}$

* (הקדקדק) כתום (decision) עבור ס החלטה של השמה שיתנו לכוון
כרצונו. זאת הניסה להם היא ס, ויש אתה מה רמה (השמה ס)
* הקדקדק כתום (הוא מוסק (implied) מה הקדקדקם גם השם אלו
סוגר ואם הם שונים 1 אזי גם הוא שונה 1. הרמה שלו זה חלשה
הרמה (המקסימלית) של הקדקדק כתום 2 מכלל אלו.
אם מלאה השמה זה השתנים ולא קונליקטס, היא השמה מסתמך על
לכן 4 ספקה

* אם יש הקונסליקט, נראה בקרוב אים וטל בו ולמז מזנו כל איכות
באלון ליור את ס שאר ההצבות. (כזה איזומה, ראנו שם הקונסליקט אים
אין מלח מיד הקונסליקט, וזה אין טל שנסה ולמז את יד (כיתום)).

C. פול החומר C:

[illegible]

אנחנו (עבור את הודאת החתק כלהטא) ובהא מתקיים עבור S
 והרמה האחרונה n : היום קובצו יחיד ES מראה n , רק
 שהם yes לא $y \rightarrow a$. בהכרח (עבור, כי הקובצו הכתוב
 מראה n מתקיים אם זה (היאנו) שהוא אחרון זהו SP , כיצט הוא
 אחרון מראה n לא $y \rightarrow a$ עבור yes .)
 נטן את הקובצו a בו עצרנו UIP . קטרת שהקובצו הכתוב
 מראה n יכול להיות UIP , נשים סב שיש אף מומדים (קצרות)
 בגד הקובצו, אנו $S = \{a_{10}, \bar{a}_{10}, \bar{a}_9\}$, הקובצו a הוא UIP
 $UIP = \text{Unique Implication Point}$

חשבון דיפרנציאציה (אנליזה)

מכאן חתק S והקונקור UP. זאת נזיר את קבוצת המשפטים/הקונקורים
הכאן: $\exists y \in S \rightarrow \neg \exists x \in S$ או S הקונקורים A
השת יצרות שחורה את החתק. כחור ל מאוס הוצית A, אם נניח את
A עקב את S (כפרס קונסטיקס, חתק לא יתכן שכל ההשמות שקבלט
ב A מתקיימות. חתק נזיר את הפסוקים $\bigvee_{x \in A} \bar{x} = \top$, כלומר י
הצבה שבה כל אחד ב A נשם עם ש ספיקה אמת $\varphi \wedge \top$
ספיקה. חתק עולה את C לאוסף הפסוקים אלו. קטאים C
asserting clause כי (היו לא משפ ספיקות אלא רק לוצית חתק אומק
חסקות אובי ההצבות.

לדבר, אנו יודעים "כיצד" להשתמש בפסוקים (כך אנו יכולים את הבעיה
 לפתור מה שאנו יודעים בפסוקים (UIP) מהר מאוד (הייתכן).
 כמובן, את הבעיה המקסימלית של מפתח A אנו פותרים.
 נקרא $m < n$. (כיצד, הבעיה אחרת) (backtracking) כל הבעיה
 המקסימלית ככה יכולה את הבעיה של $m+1$, למעשה, נקרא אנו יודעים
 מה m בחירות (המאפשרות) (המאפשרות) את הבעיה של UIP (כיצד, פסוקים
 (כיצד, פסוקים) אנו יודעים את הבעיה.

תובנות כלליות:

* חשוב ביותר את ה UIP שהי יחידה זקוואלנטה ל C תורה
 (נצרכה ביותר לעומת יחסים יותר מוהיזכרה ל UIP .)
 * כאשר ה PSI קרוב יותר ל S קטנה יותר ונקרא AE (שקוואלנט
 בתחלה (קטנה) וקטנה יותר ולכן זה M . חשב M יהיה קטן כזו שיהיה
 יחסים מסתוות לכך בהתחלה.

שאלה: נסמן $k = (k_1, k_2, \dots, k_n)$ ונקרא שיתוף את k (מאות היתומים)
 כמות i : $(N$ זו כמות היתומים, k_i - כמות היתומים ביום i).
 אז k זה וקטור קוארדנאט באנדרים.
הבהרה: בהחירה של k , הופכים 0 ל 1 וכן k זה. (כך הקטנה)

הוכחה: הנדסה

כאשר מקדם אקונומיה n , אותו מספר בסדר חזקה $\lfloor$
 ומקדם backtracking כמה $n < m$. כי שינוי, מוז' לאחר
 לשנים backtracking אותו מספר או יוצא, קוט' כמה m
 מספר n , לכן נקרא לזה $n < m$ מתקיים $k_1 = 0$, ו m מתקיים
 $k_{m+1} \leftarrow k_m$, לומר כאלו את n ההחלטות והמספרות אחרי m
 בתורה למספר לשם כאלו m . לכן k זה הקטגוריה.

לכן, מהמספר שכן שם לא נמצא הסדר, האחרים שם (וזה)
 הקטגוריה) עד k זה מספר, לומר שכן שם מספרים (ד) ו (ה)
 וזה אקונומיה כמה 0 . כאלו זהו נקרא ש φ לא מספר.

הוכחה: כתיבה

ישן דברים רבות לאחר כך ראה באיזה מספר נכס 1 . אקונומיה:

1. אחרון במספר שספר ראה יותר מספרים.

2. אחרון במספר φ למספר את

$$\sum_{\substack{\varphi \in \mathbb{C} \\ \varphi \text{ מספרים}}} \frac{1}{2^{\varphi}}$$

כאשר $|\mathbb{C}|$ רמות והמספרים.

3. **VSIDS** Variable State Independent Decaying Sum

שם מתחמק יותר לכן מספר φ למספר φ $S(\varphi)$. $S(\varphi)$ מאותו

לחות רמות והמספרים למספר את φ . מספרים את $S(\varphi)$ 2 באופן

מתחמק: כאשר מספר מספרים חזקה, φ והמספרים בה מספרים 1 S שם.

שברים (נספחים)

שם לכן אנושים בהם מספרים φ לכן את האל' φ , ראו אקונומיה:

* סאותם את φ והחירות כאלו מספר (אחר שנתנו כמה מספרים חזקה)

* למחוק מספרים (כי φ מתחמק או φ חזקה)

* אכזרית מספר רמות מספרים φ זהו (יהו שם מספרים φ).

Certifying SAT Solvers

* אם אנו יוצאים למחר את SAT. הן אלוהים שמו סבוקה $\bar{x}$ הוצתו (המנה מסבוקה).

* אם נוסחה אינה סבוקה, קשה יותר לזהות שכן (המנה מסבוקה). כיצד נראה שנוסחה אינה סבוקה? נעשו זאת $\bar{x}$ Resolution

Resolution - כהיות שתי סבוקות $(C \vee x)$, $(\bar{C} \vee \bar{x})$, אנו יוצאים

שם שיתן מסבוקה אחרת $(C \vee \bar{C})$. זה נוסף לקבוצת שתי

סבוקות (כך Resolution אקראית סבוקות חדשה).

Col CNF אינה סבוקה אלא יש סבוקה Resolution לזכות את (הסבוקות החדשה)

(המנה) ישן (לסטאות) $\bar{x}$ הוכחות אחרות מאוד (אחר, שכן אין סבוקות).

(הוכחה אמרנו קטגורי הכיות)

$PH_n - PH_n$ כן ה CNF (המנה) באופן הבא:

$$PH_n = \left(\bigwedge_{j=1}^n (\bigvee_{i=1}^n x_{i,j}) \right) \wedge \left(\bigwedge_{j=1}^n (\bigwedge_{i=1}^n (\bar{x}_{i,j} \vee \bar{x}_{n,j})) \right)$$

Col סבוקה Resolution שמותיה אחרת הסבוקות PH_n (היא באורק) $2^{n/2}$ זמן

הקשר בין Resolution ו Conflict Clause

באילו CDCL הסבוקות נמצאות א סטק קונפליקטים. הן סבוקות כן

ניתן להסבוק $\bar{x}$ Resolution $\bar{x}$ הסבוקות (השירות) קונפליקט. באופן פרטי, במקום

חברתו את החתם $\bar{x}$ הפתח UIP להסבוקה סבוקות חדשה, ישנו חתמה

אחרת החתם המקורי $\bar{x}$, $\bar{x} = \bar{x}$, אחרת.

* נעשו Resolution בין שתי הסבוקות הנוכחיות (כאלה הימיון - שתי

הסבוקות) $\bar{x}$ הקונפליקטים $(\bar{x}, \bar{x})$.

* מהותית שם הקונפליקט אחרת, כך שאין (המנה) חוזרת יוצאת ממנו.

* מהותית את הסבוקות $\bar{x}$ הקונפליקט הנוסף לזכר הסבוקות שמותם

* שמותם (לשם הימיון)

כך כן כשם שם Resolution $\bar{x}$ סבוקות $\bar{x}$ הקונפליקט, $\bar{x}$ סבוקות

הפסוקים והחציה (Asserting clause) משק באופן הזה חזרו אל
פסוקים א וקצת (ד), (ה) ואם נכנס Resolution וקצת הפסוק
החזרה

Solving SAT

Conjunctive Normal Form

CNF

CNF is a form of logical expression (אחר נוסחה) that is a conjunction of disjunctions (conjunction of disjunctions).

CNF is a conjunction of disjunctions, where each disjunction is a clause (כליזה).

A clause is a disjunction of literals (ליתר) and is written as $x \vee y \vee z$.

Literals are variables or their negations (משתנים או שלילם).

$$(x_1 \vee x_2) \wedge (\bar{x}_1 \vee x_3 \vee \bar{x}_4 \vee x_5) \wedge (x_2 \vee \bar{x}_3 \vee x_5)$$

צורה

SAT is the decision problem: given a CNF formula, is it satisfiable?

SAT

It is the decision problem: given a CNF formula, is it satisfiable?

$$P = NP \iff SAT \in P$$

For a given CNF formula, the SAT problem is NP-complete (בעיות הפסוקיות).

k-SAT is a generalization of SAT, where each clause has at most k literals.

k-SAT is NP-complete (או שפסוקיות).

$$(x_1 \vee x_2 \vee x_4) \wedge (\bar{x}_1 \vee x_3 \vee \bar{x}_4) \wedge (x_2 \vee \bar{x}_3 \vee x_5)$$

3-SAT is a special case of SAT where each clause has exactly 3 literals. It is NP-complete (היא בעיה קשה).

$$3\text{-SAT} \in NP$$

$$2\text{-SAT} \in P$$

Resolution is a rule for deriving new clauses from existing ones (הקשר).

$$\neg, \vee, \wedge, \rightarrow$$

$$x_1 \wedge (x_1 \rightarrow ((\bar{x}_2 \vee x_3) \rightarrow x_4))$$

צורה

SAT is the decision problem: given a CNF formula, is it satisfiable?

SAT

For a given CNF formula, the SAT problem is NP-complete (בעיות הפסוקיות).

ב עוסקת באינר ניק אומיר אצות CNF

1: $A \rightarrow B \equiv \bar{A} \vee B$

2: נכתב את הקשר הלאה "אם", כיצד זה נראה? כיצד זה נראה?

כחוק זה מוכח, נראה כפלה:

$\bar{\bar{A}} \equiv A$
 $\overline{A \vee B} \equiv \bar{A} \wedge \bar{B}$
 $\overline{A \wedge B} \equiv \bar{A} \vee \bar{B}$

3: נשתמש בחוק הפלט כדי להקטין ויפוך זה על משתנים

(דלדלס):
 $A \wedge (B \wedge C) \equiv (A \wedge B) \wedge (A \wedge C)$

(חוק הפלט הזה נוסד מחוק הפלט הזה)

ההמרה הזו אינה פולינומית. ניק להוכיח באינדוקציה כי בעזרת האלגוריתם

הזה, העוסקת $\bigvee_{i=1}^n (x_i \wedge \dots \wedge x_i)$ מומרת בצורת CNF

2ⁿ בסוקות, אם נאלץ לזכור $O(2^n)$ כי בכל צעד מוספים

אל היותר 2 בסוקות.

נראה למצוא דמיון עוסקת בצורת CNF בעזרת פולינומית. נסביר כי נסביר כי

Tseting encoding: הקידוד מוסד אמצעים (משתנים) לעומת, אם חוסך

בין כתובת ההמרה אל עוסקת א CNF.

הקידוד הזה (שידור כהמשק) ממוקד אל עוסקת אצות CNF שבה

בניין פולינומית.

1: נראה להמרה המקורית, נשים אל הקשר $\rightarrow$ והסקאות

$A \rightarrow B \equiv \bar{A} \vee B$. מוכח שיש אל היותר ימות אטורית אל הקשר

$\rightarrow$, הלאה הזה מוכח:

2: נכתב הקשר הלאה "אם", כיצד זה נראה? כיצד זה נראה?

נראה כיצד זה נראה אל היותר אטור אל הקשר $\vee$, כיצד זה נראה?

אם נראה זה אומדן כיצד:

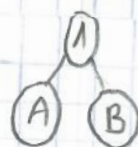
3: נראה לעומת **Parse Tree**. כיצד זה נראה?

ההקשר הוא צומת, והבנים שלו הם חת העוסקאות בעזרת הוא מקשר

ואם משתנה (או אמצעי) הוא אמצעי אטור $A \wedge B$ (נראה כיצד)

, וזה אטור $\vee$, ראש $(A), (B)$ הם יוצרים והמחממים

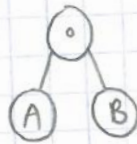
חתי העוסקאות A, B בהתאמה.



שאלה 4: עבור ϕ ציטוט של ϕ שני ϕ נציג משתנה חדש. נציג

אוסף משתנות (עוסקת רק ציטוט), באופן הבא:

עבור הציטוט ϕ , נציג ϕ מהוסד ϕ או $\neg \phi$.



נוסף לאוסף ϕ אנו מוסיפים את הנוסחה $\phi_1 \leftrightarrow \phi_2 \wedge \phi_3$ כאשר ϕ_1 הציטוט

(החדש שהוצגנו לציטוט), ϕ_2 הציטוט של הציטוט ϕ , ϕ_3 הציטוט

של הציטוט ϕ . אם ϕ הוא A או B הם העצמים משתנים או עצמים,

נציג $\phi_2 = A$ או $\phi_3 = B$ (בהתאמה). נוסף לאוסף את הנוסחה ϕ

יש כמות קטנית של ציטוטים וזה לא זה לטור: הבורר.

שאלה 5: נניח ϕ נוסחה באוסף הנוסחות ϕ לציטוט CNF, ואם נציג

את ϕ הנוסחות כחצי של הציטוט ϕ . מכיוון של הנוסחות באוסף ϕ

ההצורה $\phi_1 \leftrightarrow \phi_2 \wedge \phi_3$ או $\phi_1 \leftrightarrow \phi_2 \vee \phi_3$ אנו יכולים במידה קבוע

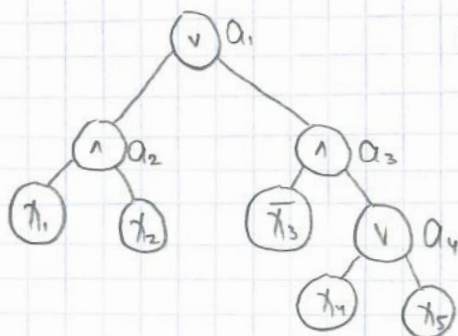
להמיר אותן לציטוט CNF לכן זה לא זה לטור (ישנן כמות

הנוסחות, וזה לטור: באורך הנוסחה (המקוריות).

אנו שומרים על כמות (לומר שהיא לא הולכת על הנוסחה המקורית). נראה צוואה:

צוואה: נניח את הציטוט ϕ הנוסחה $(\neg x_1 \vee x_2) \wedge (\neg x_3 \vee x_4 \vee x_5)$ (א)

השלים הציטוטים החדשים, (כך חיונו אחרים בהתאמה (הקוצצות).



שאלה 3: נניח את הציטוט (המקוריות) הנוסחה:

שאלה 4: נציג ϕ ציטוט שני ϕ

משתנה חדש, ונציג אוסף

נוסחות:

$$\phi_1 \leftrightarrow \phi_2 \vee \phi_3$$

$$\phi_2 \leftrightarrow x_1 \wedge x_2$$

$$\phi_3 \leftrightarrow \neg x_3 \wedge \phi_4$$

$$\phi_4 \leftrightarrow x_4 \vee x_5$$

ϕ_1

שאלה 5: ϕ נוסחה מקוצצת $\phi \leftrightarrow \psi \vee \chi$ (נניח לציטוט CNF) ואם נציג $\neg \phi$

של ϕ (זה סתם ארוך ומ"על)

צורת CNF של $x \leftrightarrow y \vee z$:

$$\begin{aligned} x \leftrightarrow y \vee z &\equiv (x \rightarrow y \vee z) \wedge (y \vee z \rightarrow x) \equiv \\ &\equiv (\bar{x} \vee y \vee z) \wedge (\bar{y} \vee \bar{z} \vee x) \equiv (\bar{x} \vee y \vee z) \wedge ((\bar{y} \wedge \bar{z}) \vee x) \equiv \\ &\equiv (\bar{x} \vee y \vee z) \wedge ((\bar{y} \vee x) \wedge (\bar{z} \vee x)) \equiv \\ &\equiv (\bar{x} \vee y \vee z) \wedge (\bar{y} \vee x) \wedge (\bar{z} \vee x) \end{aligned}$$

צורת CNF של $x \leftrightarrow y \wedge z$:

$$\begin{aligned} x \leftrightarrow y \wedge z &\equiv \bar{x} \leftrightarrow \overline{y \wedge z} \equiv \bar{x} \leftrightarrow \bar{y} \vee \bar{z} \equiv \uparrow \\ &\equiv (\bar{\bar{x}} \vee \bar{y} \vee \bar{z}) \wedge (\bar{\bar{y}} \vee \bar{x}) \wedge (\bar{\bar{z}} \vee \bar{x}) \equiv \\ &\equiv (x \vee \bar{y} \vee \bar{z}) \wedge (y \vee \bar{x}) \wedge (z \vee \bar{x}) \end{aligned}$$

ראו
דוג

הצגות האלו מספקות עמדה אחת או שתי מהדעות. ניתן לראות באמצעות

אנדרטת צורת הטריות, שאם האנדרטת נכון אז הבנייה של הצורה, האנדרטת

נכון גם היא. (ההוכחה הפורמלית היא אחרת, אך לא מסובכת).

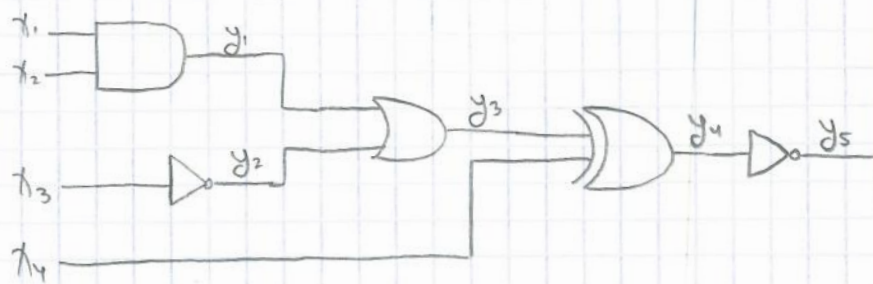
הנכונות של הבנייה האנדרטת היא "צורת עמדה" **אנדרטת** ב-CNF.

היא משמשת כל שלב הוא הקשר (או צורת) parse tree, ו-CNF

כל הן המשמשת הנדסה שלביות אחרת.

הצגות, אנדרטת, $((x_1 \wedge x_2) \vee \bar{x}_3) \oplus x_4$, מתאים המה

הקשר, $\vee$ או $\wedge$ הנדסה



מתאים האנדרטת

$$y_5 \wedge \begin{cases} y_1 \leftrightarrow x_1 \wedge x_2 \\ y_2 \leftrightarrow \bar{x}_3 \\ y_3 \leftrightarrow y_1 \vee y_2 \\ y_4 \leftrightarrow y_3 \oplus x_4 \\ y_5 \leftrightarrow \bar{y}_4 \end{cases}$$

שיעור 6 SAT

1. בדיקת שקילות של מודלים בלוגיקה בהינתן שני מודלים בלוגיקה

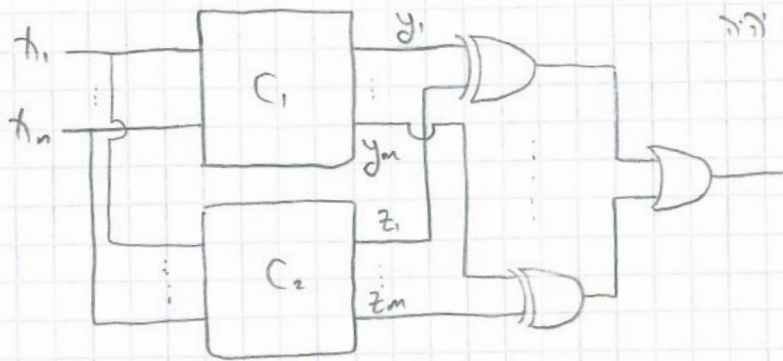
n חתמים ו- m פתחים בלוגיקה, עם נכונות המודלים להיות

הם SAT (מודלים שקולים אם הם מוכיחים את זה). אם נכון

$$C(x_1, \dots, x_n) = \bigvee_{i=1}^m (y_i \oplus z_i) \quad \text{כאשר}$$

$C_1(x) = y$ $C_2(x) = z$ כאשר C_1, C_2 המודלים.

לומר המודל הנכונות



והמודל הנכונות ספק אמת וקיים $y_i \oplus z_i = 1$ לומר

$C_1 \neq C_2$ לומר קיים ספק אמת

Bounded Model Checking 2.

(תוכנית)

* אנוני מוכיחים. לכן מוכיח מודל n בסיס $\{x_i\}_{i=1}^n$

* יחס P אל המוכיחים. $P(x, y)$ אומר שניתן לפתור מוכיח x

סמל y כצד אחד.

* תכונה P אל המוכיחים.

נכונה לבדוק (ראו, עבור מוכיח מסוים $k \in \mathbb{N}$, יש מסלול באורך k)

שזה k מ"ד סמל אחד שמוקם תכונה P .

מכיוון שמוכיחים מודלים n בסיס, עם זרמים את $P(x, y)$

כפונקציה (עמדה אודית) אל (בסיס) y, x . ונכונה את $P(x)$ נוסחה

אודית (חלופה רק בסיס) x . נקרא שם מסלול k מ"ד אמת

$$\left(\bigwedge_{i=0}^{k-1} P(x^i, x^{i+1}) \right) \wedge \left(\bigvee_{i=0}^k P(x^i) \right)$$

העמדה (כאורה ספקיה): x^i אל המודל x^0 מהם x^k בסיס

יצאם מראש.

3. צבוע צדפים G וחסר $k \in \mathbb{N}$ נרצה לבנות האם הדרגה k

צבוע. נסמן ב k את כמות הקונקציות. הדרגה k - צבוע k נקרא

הנוסחה היא ספקיה: $A \wedge B \wedge C$ כאשר:

* $A = \bigwedge_{i=1}^n \left(\bigvee_{j=1}^n \chi_{i,j} \right)$ סומר לכל קונקציה i צבוע

* $B = \bigwedge_{i=1}^n \left(\bigwedge_{t=1}^{n-1} \bigwedge_{s=t+1}^n (\overline{\chi_{i,t}} \vee \overline{\chi_{i,s}}) \right)$ סומר אין קונקציה i שני צבועים.

* $C = \bigwedge_{(i,j) \in E} \left(\bigwedge_{c=1}^k \overline{\chi_{i,c}} \vee \overline{\chi_{j,c}} \right)$ סומר לכל שני שברים i ו j צבוע, אחר מקניהם לא צבוע הדרגה k אין זרים צבוע צורה

כאשר המשתנה $\chi_{i,j}$ "נ"צ" האם קונקציה i צבוע צבוע j .