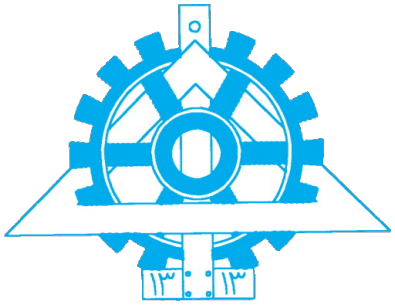


دانشگاه تهران
پردیس دانشکده‌های فنی
دانشکده مهندسی برق و کامپیوتر

توضیح خطا در شبکه‌های مبتنی بر نرم‌افزار با استفاده از استدلال مبتنی بر علیت

پایان‌نامه برای دریافت درجهٔ کارشناسی ارشد در رشتهٔ مهندسی کامپیوتر
گرایش نرم‌افزار

امیرحسین صیحانی

استاد راهنما

دکتر حسین حجت

استاد مشاور

دکتر محمدرضا موسوی

شهریور ۱۴۰۱

تعهدنامهٔ اصالت اثر

باسمه تعالی

اینجانب امیرحسین صیحانی تأیید می‌کنم که مطالب مندرج در این پایان‌نامه حاصل کار پژوهشی اینجانب است و به دستاوردهای پژوهشی دیگران که در این نوشته از آن‌ها استفاده شده است مطابق مقررات ارجاع گردیده است. این پایان‌نامه قبلاً برای احراز هیچ مدرک هم‌سطح یا بالاتری ارائه نشده است.

نام و نام خانوادگی دانشجو: امیرحسین صیحانی

تاریخ و امضای دانشجو:

چکیده

جایگزینی شبکه‌های کامپیوتری سنتی با شبکه‌ها مبتنی بر نرم‌افزار[1] باعث شده است تا استفاده از روش‌ها و ابزارهای مبتنی بر روش‌های صوری[2] برای درستی‌سنجی[3] این شبکه‌ها تسهیل شود. با اینکه درستی‌سنجی لازمه‌ی رفع‌ایراد در سیستم‌ها است، اما پس از مشخص شدن وجود خطا در سیستم، پیدا کردن دلیل این مساله که چرا سیستم دچار خطا شده است همچنان بر عهده‌ی کاربر است و لازم است که او با تحلیل و بررسی سیستم علت مشکل را پیدا کند و ایراد سیستم را بر طرف کند. ابزارهای درستی‌سنجی در صورتی که سیستم مطابق انتظار رفتار نکند یک مثال‌نقض یا گواهی برای اثبات این موضوع به کاربر ارائه می‌کنند اما این مدارک به تنهایی و بدون پردازش بیشتر اطلاعات کافی از چرایی مشکل در اختیار نمی‌گذارند.

توضیح پدیده‌ها در متون فلسفه قرن‌ها مورد مطالعه قرار گرفته است و نتایج این مطالعات در قالب اصول استدلال مبتنی بر خلاف واقع[4] تجمیع شده است. هالپرن[5] و پرل[6] یک فرمولاسیون ریاضی برای پیدا کردن علت واقعی[7] بر اساس استدلال مبتنی بر خلاف واقع ارائه کرده‌اند که در پژوهش‌های متعددی برای ارائه توضیح در مورد خطای رخ داده در سیستم و پیدا کردن علت واقعی آن مورد استفاده قرار گرفته است.

در این پژوهش از مفهوم علت واقعی ارائه شده توسط هالپرن و پرل برای توضیح خطا در شبکه‌های مبتنی بر نرم‌افزار استفاده می‌شود. به صورت دقیق‌تر در این پژوهش یک مدل علّی[8] ارائه می‌شود که با استفاده از آن می‌توان در مورد ساختارهای شبکه، مانند وجود هم‌روندی یا ترتیب میان به‌روز رسانی‌های شبکه، برای پیدا کردن علت واقعی رفتار نا امن شبکه استدلال کرد.

در این پژوهش برای توصیف نرم‌افزار شبکه از زبان نت‌کت پویا[9] استفاده می‌شود. نت‌کت پویا یک سطح بالا برنامه نویسی شبکه است که بر پایه نت‌کت[10] بنا شده و با وجود اینکه مینیمال بودن آن را حفظ کرده امکان توصیف به‌روز رسانی‌های پویای شبکه را فراهم می‌کند. در این پژوهش از ساختمان رویداد[11] به عنوان مدل

[1] Software-Defined Network
[2] Formal Methods
[3] Verification
[4] Counterfactual Reasoning
[5] Joseph Y. Halpern
[6] Judea Pearl
[7] Actual Cause
[8] Casual Model
[9] DyNetKAT
[10] NetKAT
[11] Event Structure

معنایی[12] برنامه‌های نت‌کت پویا استفاده می‌شود. ساختمان رویداد امکان توصیف صریح هم‌روندی را فراهم می‌کند که این موضوع سبب می‌شود چنین روابطی میان پردازه‌ها را هم بتوان به عنوان علت خطا در نظر گرفت، امری که با استفاده از مدل‌های برگ‌برگ شده[13] امکان پذیر نیست. روش ارائه شده در این پژوهش برای پیدا کردن علت نقض چند ویژگی مطرح شبکه، مثلا نبود دور، مورد استفاده قرار گرفته است و بررسی این مساله‌ها نشان می‌دهد که علت‌های پیدا شده با شهود موجود از علت خطا در سیستم تطابق دارند.

واژگان کلیدی استدلال مبتنی بر علیت، ساختمان رویداد، درستی‌سنجی، شبکه‌های مبتنی بر نرم‌افزار

[12] Semantic Model
[13] Interleaving

فهرست مطالب

فصل ۱

مقدمه

در شبکه‌های کامپیوتری رفتار اجزای شبکه را می‌توان در یکی از این دو دسته قرار داد: سطح کنترل[1] و سطح داده[2]. در سطح کنترل تصمیم‌گیری در مورد چگونگی رسیدگی به ترافیک شبکه انجام می‌شود، مثلا چه پورت‌هایی باید باز شوند یا چه نوع بسته‌هایی اجازه‌ی عبور دارند. در سطح داده، رفتارهایی که در سطح کنترل در مورد آن‌ها تصمیم‌گیری شده‌است صرفا اجرا می‌شوند. مثلا باز کردن پورت‌ها یا عبور دادن بسته‌هایی از یک نوع خاص رفتارهایی هستند که در سطح داده طبقه‌بندی می‌شوند. در شبکه‌های کامپیوتری فعلی رفتارهای این دو سطح در اجزای شبکه تجمیع شده‌اند. به همین دلیل یک شبکه‌ی کامپیوتری عملا یک سیستم توزیع شده شامل برنامه‌هایی است که برای هر یک از اجزای شبکه به شکل مجزا نوشته شده است و این مساله باعث پیچیدگی شبکه و مدیریت آن می‌شود [۲۴]. شبکه‌های مبتنی بر نرم‌افزار[3] برای حل این مشکل از یک نرم‌افزار متمرکز برای کل شبکه استفاده می‌کنند. به طور دقیق‌تر، در شبکه‌های مبتنی بر نرم‌افزار، رفتارهای سطح کنترل و داده از یکدیگر جدا می‌شوند. در نتیجه‌ی این جداسازی اجزای شبکه مانند سوییچ‌ها یا روترها دستگاه‌های ساده‌ای در نظر گرفته می‌شوند که تنها رفتارهای سطح داده دارند و رفتارهای سطح کنترل توسط یک نرم‌افزار متمرکز انجام می‌شود. بنابراین، در یک شبکه‌ی مبتنی بر نرم‌افزار، مدیر شبکه یک برنامه برای مدیریت کل شبکه می‌نویسد و دیگر نیازی به برنامه‌نویسی برای تک تک اجزای شبکه ندارد.

با توجه به نقش حیاتی شبکه‌ها در سیستم‌های کامپیوتری، اطمینان از عملکرد درست آن‌ها از اهمیت بالایی

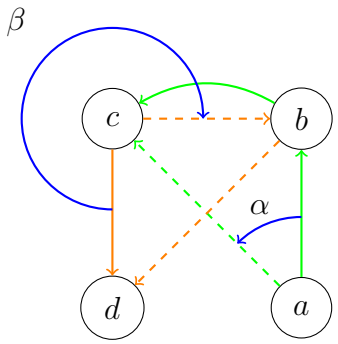
[1] Control Plane
[2] Data Plane
[3] Software Defined Network

برخوردار است [۱۴]. روش‌های صوری[۴] مجموعه‌ای از زبان‌های مبتنی بر ریاضی، تکنیک‌ها و ابزارهایی برای توصیف و درستی‌سنجی سیستم‌های سخت‌افزاری و نرم‌افزاری هستند [۱۲]. شبکه‌های مبتنی بر نرم‌افزار با متمرکز کردن رفتار کنترل‌کننده‌ی شبکه و ساده‌تر کردن اجزای دیگر شبکه امکان به کار گیری چنین روش‌هایی را تسهیل کرده‌اند. روش‌های متعددی مانند [۱، ۲۱، ۳۱، ۳۶] برای درستی‌سنجی شبکه‌های مبتنی بر نرم‌افزار ارائه شده‌اند.

OpenFlow [۲۷] مطرح‌ترین رابط برنامه‌نویسی[۵] برای شبکه‌های مبتنی بر نرم‌افزار است. اما برنامه‌های نوشته شده با OpenFlow معمولا سطح پایین هستند و کار کردن با آن‌ها برای کاربر معمولا دشوار است. به همین دلیل زبان‌های برنامه‌نویسی متعددی مانند [۱۵، ۳۳، ۲۸، ۳۴، ۲۹، ۲] ارائه شده‌اند که با استفاده از OpenFlow امکان برنامه‌نویسی برای شبکه‌های مبتنی بر نرم‌افزار در سطح بالاتر را فراهم می‌کنند. نت‌کت یکی از این زبان‌ها است[۶] [۲] که بر پایه‌ی KAT [۲۳] بنا شده است. استفاده از KAT و داشتن یک سیستم معادلاتی صحیح[۷] و کامل[۸] باعث می‌شود تا اثبات درستی برنامه‌ها در نت‌کت را بتوان با روش‌های جبری و اثبات تساوی برنامه‌های مختلف توصیف شده در این زبان انجام داد. نت‌کت پویا[۹][۷] برای بهبود برخی از قابلیت‌های نت‌کت ارائه شده است که از جمله این قابلیت‌ها می‌توان به امکان توصیف به‌روز رسانی‌های شبکه و استدلال در مورد چندین بسته در شبکه اشاره کرد.

در درستی‌سنجی نرم‌افزار با روش‌های صوری یک مدل از سیستم و رفتار مورد انتظار آن در قالب یک مدل ریاضی توصیف می‌شود و با روش‌هایی مبتنی بر الگوریتم، مانند وارسی مدل[۱۰] [۱۱]، می‌توان ثابت کرد که سیستم با رفتار مورد انتظار تطابق دارد یا خیر. یکی از مهم‌ترین ویژگی‌های الگوریتم‌های درستی‌سنجی امکان تولید مثال‌نقض[۱۱] یا گواهی[۱۲] برای اثبات نقض رفتار مورد انتظار توسط سیستم است. این مثال‌نقض یا گواهی‌ها با اینکه می‌توانند در مورد رفتار سیستم توضیح دهند ولی درک درستی از این که چرا ویژگی مورد نظر در سیستم نقض شده است به دست نمی‌دهند. به دست آوردن چنین درکی از اینکه چرا سیستم به درستی و مطابق انتظار کار نمی‌کند به آنالیز و تحلیلی فراتر نیاز دارد. استفاده از علیت[۱۳] و پیدا کردن علت خطا یکی از راهکارها برای به دست

[4] Formal Methods
[5] Application Programming Interface
[6] NetKAT
[7] Sound
[8] Complete
[9] DyNetKAT
[10] Model Checking
[11] Counterexample
[12] Certificate
[13] Causality



شکل ۱.۱: به‌روز رسانی α مسیر سبز پر رنگ را با مسیر خط‌چین جایگزین می‌کند. به‌روز رسانی β مسیر نارنجی پر رنگ را با مسیر خط‌چین جایگزین می‌کند.

آوردن درک بیشتر از مشکل سیستم است. مفهوم علیت و مبانی آن قرن‌ها در متون فلسفه مورد مطالعه قرار گرفته و استدلال مبتنی بر خلاف واقع[۱۴] روشی است که در نهایت برای پیدا کردن علت واقعی مورد استفاده قرار گرفته است. با وجود اینکه چنین نظریه‌ای مدت‌ها پیش مورد توافق قرار گرفته است، فرمولاسیون دقیق ریاضی آن در سال‌های اخیر توسط هالپرن[۱۵] و پرل[۱۶] در [۱۸] ارائه شده است [۴]. این مدل از علت واقعی در چندین پژوهش مانند [۶، ۹، ۲۵، ۵] مورد استفاده قرار گرفته است تا علت واقعی خطا در سیستم پیدا شود. هدف پژوهش جاری استفاده از این مدل علیت برای پیدا کردن علت نقض ویژگی در برنامه‌های توصیف شده با زبان نت‌کت پویا است. به عنوان مثال شبکه‌ی شکل ۱.۱ را در نظر بگیرید. در این شبکه یک مسیر از a به d وجود دارد و نیاز است تا این مسیر به روز رسانی شود تا ابتدا از سوییچ c عبور کند. برای این منظور دو به روز رسانی α و β در شبکه انجام می‌شوند که به ترتیب مسیرهای سبز و نارنجی پر رنگ را با مسیرهای خط‌چین جایگزین می‌کنند. پس از اجرای هر دو به‌روز رسانی مسیر جدیدی از a به d ایجاد می‌شود. فرض کنید که به‌روز رسانی‌ها به گونه‌ای انجام شوند که ابتدا β و سپس α انجام شود. در این حالت پس از اجرای اولین به‌روز رسانی یک دور[۱۷] شامل سوییچ‌های b و c به وجود می‌آید. نبود دور یکی از ویژگی‌های رایجی است که در شبکه‌های کامپیوتری مورد بررسی قرار می‌گیرد [۳۰]. بنابراین اگر برنامه‌ی این شبکه به گونه‌ای توصیف شده باشد که امکان انجام به‌روز رسانی‌ها به این شکل را داشته باشد، این شبکه ویژگی بدون دور بودن را نقض می‌کند. با توجه به ساده بودن این مثال در اینجا به سادگی می‌توان دریافت که انجام شدن β پیش α علت خطا بوده است. هدف پژوهش جاری پیدا کردن چنین عواملی به

[14] Counterfactual Reasoning
[15] Joseph Y. Halpern
[16] Judea Pearl
[17] Loop

عنوان علت خطا در شبکه‌های مبتنی بر نرم‌افزار است.

زبان نت‌کت پویا، چون بر پایه‌ی نت‌کت بنا شده‌است، در کنار حفظ ساختار مینیمال و ساده‌ی خود امکان توصیف به‌روز رسانی‌های شبکه را هم فراهم می‌کند و با توجه به اینکه به‌روز رسانی‌های شبکه منشا مهمی برای بروز خطا در شبکه هستند، از این زبان در این پژوهش استفاده شده است. در این پژوهش سعی شده است تا رویکرد متفاوتی نسبت به پژوهش‌هایی مانند [۲۵، ۹، ۸] اتخاذ شود. اولا در این پژوهش روابط ساختاری عملیات‌ها، مثلا هم‌روندی یا تقدم و تاخر آن‌ها، به عنوان علت در نظر گرفته می‌شوند. ثانیا در این پژوهش به صورت مستقیم از تعریف علت واقعی مطابق [۱۸] استفاده می‌شود. برای رسیدن به دو هدف ذکر شده از ساختمان رویداد[۱۸] [۳۵] به عنوان مدل معنایی برنامه‌های توصیف شده در نت‌کت پویا استفاده شده است. ساختمان رویداد یک مدل محاسباتی[۱۹] برای پردازه‌های هم‌روند است. در مدل‌های برگ‌برگ شده[۲۰] مانند سیستم انتقال[۲۱] هم‌روندی پردازه‌ها به صورت صریح توصیف نمی‌شود و با انتخاب غیرقطعی[۲۲] بین ترتیب‌های ممکن اجرای آن‌ها جایگزین می‌شود. اما ساختمان رویداد یک مدل غیر برگ‌برگ شده[۲۳] است که در آن هم‌روندی پردازه‌ها به صورت صریح توصیف می‌شود. استفاده از این مدل کمک می‌کند که هم‌روندی عملیات‌ها هم بتواند به عنوان علت خطا در نظر گرفته شود، امری که با استفاده از مدل‌های برگ‌برگ شده ممکن نیست.

به صورت خلاصه برای پیدا کردن علت خطا در یک برنامه‌ی نت‌کت پویا ابتدا، با استفاده از مدل معنایی، ساختمان رویداد معادل برنامه محاسبه می‌شود. سپس یک مدل علّی[۲۴] بر اساس معادلات ساختاری[۲۵] که در [۱۸] از آن استفاده شده است ساخته می‌شود. در نهایت با توصیف کردن رفتار نا امن[۲۶] در مدل علّی و با استفاده از تعریف علت واقعی هالپرن و پرل، علت واقعی رفتار نا امن پیدا می‌شود. در مثال شکل ۱.۱ با استفاده از این روش می‌توان نبود این شرط در سیستم که الزاما به‌روز رسانی β پس از α انجام شود را به عنوان علت واقعی به وجود آمدن دور در شبکه معرفی کرد.

[18] Event Structure
[19] Computational Model
[20] Interleaving
[21] Transition System
[22] Non-Deterministic Choice
[23] Non-Interleaving
[24] Causal Model
[25] Strucutral Equations
[26] Unsafe Behavior

۱.۱ ساختار فصل‌ها

در فصل دوم تعاریف و دانش پیش‌زمینه‌ی مورد نیاز برای بقیه فصول بیان می‌شود. در فصل سوم مروری بر کارهای پیشین و مرتبط با این پژوهش انجام می‌شود. فصل چهارم روش ساخت یک مدل علّی از نقض ویژگی در یک برنامه‌ی توصیف شده در زبان نت‌کت پویا بیان می‌شود. سپس به کار گیری روش ارائه شده در این پژوهش برای پیدا کردن علت خطا در چند دسته از ویژگی‌های رایج شبکه مورد بررسی قرار می‌گیرد. در این فصل بررسی می‌شود که علت واقعی پیدا شده تا چه میزان با شهود موجود از مساله تطابق دارد و این فرمولاسیون تا چه حد موفق عمل می‌کند. در نهایت فصل پنجم شامل جمع‌بندی کارهای انجام شده در این پژوهش و بحث در مورد کاستی‌های آن و کارهای پیش‌رو است.

فصل ۲

تعاریف و دانش پیش‌زمینه

۱.۲ مقدمه

در این فصل مفاهیم مورد نیاز و استفاده در این پروژه مورد بررسی قرار می‌گیرند. این فصل شامل ۵ بخش است. ابتدا مفاهیم کلی شبکه‌های مبتنی بر نرم‌افزار بررسی می‌شوند. سپس زبان‌های نت‌کت و نت‌کت پویا که زبان‌های مورد استفاده در این تحقیق هستند شرح داده می‌شوند. در ادامه تعاریف اولیه ساختمان‌رویداد[1] که به عنوان مدل معنایی در این تحقیق استفاده می‌شود شرح داده می‌شود. در بخش آخر مدل علّی[2] که در این تحقیق برای پیدا کردن علت واقعی خطا مورد استفاده قرار می‌گیرد توصیف شده است.

۲.۲ شبکه‌های مبتنی بر نرم‌افزار

شبکه‌های کامپیوتری یکی از زیرساخت‌های حیاتی سیستم‌های کامپیوتری هستند. با وجود اینکه نیازمندی‌های این شبکه‌ها بسیار بیشتر و پیشرفته‌تر نسبت به گذشته شده است تکنیک‌ها و متدهای مدیریت و ساخت آن‌ها همچنان مانند گذشته است. این مساله مدیریت آن‌ها را در استفاده‌های امروزی پیچیده و مستعد خطا می‌کند. حتی شرکت‌های بزرگی مانند Amazon ،Github یا GoDaddy مرتبا مشکلاتی در شبکه‌های خود پیدا می‌کنند

[1] Event Structure
[2] Causal Model

[۱۴] . شبکه‌های مبتنی بر نرم‌افزار یک پارادایم جدید برای طراحی و پیاده‌سازی شبکه‌های کامپیوتری هستند که علاوه بر اینکه مدیریت و درستی‌سنجی آن‌ها را با روش‌های اصولی‌تر امکان‌پذیر می‌کنند، انعطاف بالایی هم دارند. به صورت خلاصه در یک شبکه‌ی مبتنی بر نرم‌افزار رفتارهای کنترلی (تغییر و به‌روز رسانی قوانین ارسال[۳]) از عناصر شبکه مانند سوییچ‌ها یا روترها جدا می‌شوند و توسط یک کنترل‌کننده‌ی مرکزی انجام می‌شوند. به عنوان مثال در زبان OpenFlow [۲۷] رفتار سوییچ‌های شبکه تنها توسط تعدادی قانون به شکل تطبیق[۴] و اجرا[۵] توصیف می‌شود. قوانینی به این شکل ابتدا بررسی می‌کنند که بسته با قانون تطابق داشته باشد و اگر تطابق وجود داشت عملیات توصیف شده در قانون اجرا می‌شود. با ساده شدن عناصر شبکه، تمامی به‌روز رسانی‌ها و تغییرهای لازم در شبکه توسط یک کنترل کننده مرکزی انجام می‌شود. متمرکز شدن رفتار کنترلی سیستم باعث می‌شود تا استدلال و درستی سنجی در مورد رفتار شبکه آسان تر شود.

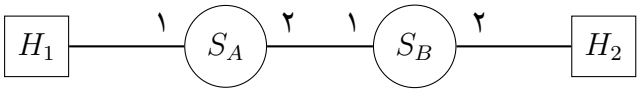
۳.۲ نت‌کت

نت‌کت ،یک زبان برای توصیف شبکه‌های مبتنی بر نرم‌افزار است [۲]. این زبان با وجود دستور زبان[۶] ساده‌ای که دارد، بر اساس KAT [۲۳] بنا شده و به همین دلیل یک سیستم معادلاتی صحیح و کامل[۷] دارد. این سیستم معادلاتی کمک می‌کند تا با استفاده از روش‌های جبری و اثبات تساوی برنامه‌های توصیف شده در این زبان بتوان در مورد آن‌ها استدلال کرد.

۱.۳.۲ دستور زبان نت‌کت

در نت‌کت هر بسته به عنوان یک نگاشت از یک مجموعه از فیلدهای $f_1, f_2, ..., f_n$ به اعداد طبیعی با تعداد ارقام ثابت در نظر گرفته می‌شود. آی‌پی[۸] های مبدا و مقصد، نوع بسته و پورت[۹] های مبدا و مقصد مثال‌هایی از

[3] Forwarding Rule
[4] Match
[5] Action
[6] Syntax
[7] Sound and Complete
[8] IP
[9] Port



شکل ۱.۲: مثال شبکه

این فیلدها هستند. دستور زبان نت‌کت به صورت زیر تعریف می‌شود:

$$a, b ::= 1 \mid 0 \mid f = n \mid a + b \mid a \cdot b \mid \neg a$$

$$p, q ::= a \mid f \leftarrow n \mid p + q \mid p \cdot q \mid p^* \mid dup$$

در این گرامر عبارت‌های a, b عملا معادل با تست‌های زبان کت[۱۰] هستند. عبارت‌های p, q عبارت‌های نت‌کت را تعریف می‌کنند که نسبت به دستور زبان کت جمله‌هایی به شکل dup و $f \leftarrow n$ به آن اضافه شده است. برای مثال شبکه‌ی ۱.۲ را در نظر بگیرید که شامل دو[۱۱] A و B و دو میزبان[۱۲] است. هر سوییچ دو پورت دارد که با شماره‌های ۱ و۲ مشخص شده‌اند. با استفاده از عبارت نت‌کت زیر می‌توانیم رفتار سوییچ‌های این شبکه را توصیف کنیم:

$$p \triangleq (dst = H_1 \cdot pt \leftarrow 1) + (dst = H_2 \cdot pt \leftarrow 2) \qquad (۱.۲)$$

این عبارت همه‌ی بسته‌هایی که مقصد آن‌ها میزبان ۱ باشد را به پورت ۱ و همه‌ی بسته‌هایی که مقصد آن‌ها میزبان ۲ باشد را به پورت شماره‌ی ۲ می‌فرستد.

۲.۳.۲ مدل معنایی نت‌کت

برای اینکه امکان استدلال در مورد مسیرهای طی شده توسط یک بسته در شبکه وجود داشته باشد،از مفهومی به نام تاریخچه‌ی بسته[۱۳] استفاده می‌شود. هر تاریخچه‌ی بسته، یک دنباله از بسته‌ها است که بسته نخست دنباله،

[10] KAT
[11] Switch
[12] Host
[13] Packet History

به عنوان بسته‌ی فعلی در نظر گرفته می‌شود. به صورت شهودی عبارت های ۱ و ۰ به ترتیب به معنای ارسال[۱۴] و رها کردن[۱۵] بدون شرط بسته هستند. عبارت $f = n$ در صورتی بسته را عبور می‌دهد که مقدار فیلد f آن برابر با n باشد. عبارت $f \leftarrow n$ مقدار n را به فیلد f بسته اختصاص می‌دهد. عبارت‌های dup باعث می‌شوند تا یک کپی از بسته‌ی فعلی ایجاد شود و به تاریخچه‌ی بسته‌ها اضافه شود. این عبارات در رفتار شبکه تاثیری ندارند اما امکان استدلال در مورد تمامی تغییرات ایجاد شده در حین جابه‌جایی بسته در شبکه را فراهم می‌سازند. به صورت دقیق، معنای هر عبارت[۱۶] نت‌کت با استفاده از معادلات زیر تعریف می‌شود:

$$[\![p]\!]H \in \mathcal{P}(H) \tag{۲.۲}$$

$$[\![1]\!]h \triangleq \{h\} \tag{۳.۲}$$

$$[\![0]\!]h \triangleq \{\} \tag{۴.۲}$$

$$[\![f = n]\!](pk :: h) \triangleq \begin{cases} \{pk :: h\} & \text{if } pk.f = n \\ \{\} & \text{otherwise} \end{cases} \tag{۵.۲}$$

$$[\![\neg a]\!]h \triangleq \{h\} \setminus ([\![a]\!]h) \tag{۶.۲}$$

$$\{f \leftarrow n\}(pk :: h) \triangleq \{pk[f := n] :: h\} \tag{۷.۲}$$

$$[\![p + q]\!]h \triangleq [\![p]\!]h \cup [\![q]\!]h \tag{۸.۲}$$

$$[\![p \cdot q]\!]h \triangleq ([\![p]\!] \bullet [\![q]\!])h \tag{۹.۲}$$

$$[\![p^*]\!]h \triangleq \bigcup_{i \in \mathbb{N}} F^i h \tag{۱۰.۲}$$

$$F^0 h \triangleq \{h\} \tag{۱۱.۲}$$

$$F^{i+1} h \triangleq ([\![p]\!] \bullet F^i)h \tag{۱۲.۲}$$

$$(f \bullet g)x \triangleq \bigcup \{g(y) | y \in f(x)\} \tag{۱۳.۲}$$

$$[\![dup]\!](pk :: h) \triangleq \{pk :: (pk :: h)\} \tag{۱۴.۲}$$

[14] Forward
[15] Drop
[16] Expression

در معادلات بالا فرض می‌شود که H مجموعه‌ی تمامی تاریخچه‌های ممکن است. معادله‌ی ۲.۲ بیان می‌کند که معنی هر عبارت نت‌کت روی یک تاریخچه‌ی بسته یک مجموعه از تاریخچه‌ی بسته‌های حاصل از اعمال این عبارت روی تاریخچه‌ی ورودی است. معادله‌ی ۳.۲ بیان می‌کند که عبارت ۱ بسته را بدون شرط عبور می‌دهد. در مقابل معادله‌ی ۴.۲ رها شدن بسته را با خروجی یک مجموعه‌ی خالی مدل می‌کند. معادله‌ی ۵.۲ بسته‌ی نخست ورودی را بررسی می‌کند و اگر مطابق با عبارت نبود بسته رها می‌شود. نقیض یک فیلتر در معادله‌ی ۶.۲ توصیف شده است. معادله‌ی ۷.۲ مقدار n را به فیلد f بسته‌ی نخست تاریخچه اختصاص می‌دهد. معادله‌ی ۸.۲ جمع دو جمله را به صورت اجتماع تاریخچه‌های حاصل از اعمال هر یک از عملوندها توصیف می‌کند. در معادله‌ی ۹.۲ ترکیب متوالی دو جمله را به صورت ترکیب Kleisli دو جمله که به شکل زیر تعریف می‌شود توصیف می‌کند:

$$(f \bullet g)x \triangleq \bigcup\{g\, y \mid y \in f\, x\}$$

در معادله‌ی ۱۰.۲ حاصل اپراتور ستاره‌ی کلینی[17] معادل با اجتماع اعمال تابع‌های F_i روی تاریخچه‌ی ورودی در نظر گرفته شده است که تابع F_i حاصل i بار ترکیب Kleisli عبارت p است. در نهایت معادله‌ی ۱۴.۲ یک کپی از بسته‌ی نخست ورودی را به ابتدای خروجی اضافه می‌کند.

نت‌کت علاوه بر اصول موضوعه‌ی[18] KAT اصول موضوعه‌ی زیر را هم شامل می‌شود تا دستگاه معادلاتی

[17] Kleene Star
[18] Axiom

صحیح و کامل[19] داشته باشد:

$$f \leftarrow n \cdot f' \leftarrow n' \equiv f' \leftarrow n' \cdot f \leftarrow n, \text{ if } f \neq f' \quad (۱۵.۲)$$

$$f \leftarrow n \cdot f' = n' \equiv f' = n' \cdot f \leftarrow n, \text{ if } f \neq f' \quad (۱۶.۲)$$

$$dup \cdot f = n \equiv f = n \cdot dup \quad (۱۷.۲)$$

$$f \leftarrow n \cdot f = n \equiv f \leftarrow n \quad (۱۸.۲)$$

$$f = n \cdot f \leftarrow n \equiv f = n \quad (۱۹.۲)$$

$$f \leftarrow n \cdot f \leftarrow n' \equiv f \leftarrow n' \quad (۲۰.۲)$$

$$f = n \cdot f = n' \equiv 0, \text{ if } n \neq n' \quad (۲۱.۲)$$

$$\Sigma_i f = i \equiv 1 \quad (۲۲.۲)$$

اصل‌های ۱۵.۲، ۱۶.۲، ۱۷.۲ خواص جابه‌جایی[20] عملیات‌ها را بیان می‌کنند. اصل ۱۸.۲ بیان می‌کند که اختصاص مقدار n به یک فیلد و سپس فیلتر کردن بر روی این فیلد با همین مقدار معادل با عملیات اختصاص[21] به تنهایی است. مشابه همین اصل برای یک فیلتر و سپس یک اختصاص هم در اصل ۱۹.۲ مشخص شده. اصل ۲۰.۲ بیان می‌کند که در دنباله‌ای از اختصاص مقادیر به یک فیلد مشخص، تنها آخرین اختصاص تاثیر دارد. در اصل ۲۱.۲ مشخص شده است که مقدار یک فیلد نمی‌تواند دو مقدار متفاوت داشته باشد. در نهایت اصل ۲۲.۲ بیان می‌کند که عملیات مجموع فیلترها به ازای هر مقدار ممکن برای یک فیلد مشخص برابر عنصر همانی[22] است.

۳.۳.۲ توصیف رفتار شبکه با نت‌کت

در ادامه فرض کنید که بخواهیم شبکه‌ای مانند شکل ۱.۲ را توصیف کنیم که در آن بسته‌هایی که از نوع SSH هستند اجازه‌ی عبور نداشته باشند. همچنان می‌توانیم از سیاست توصیف شده توسط ۱.۲ برای توصیف رفتار سوییچ‌ها استفاده کنیم. در ادامه می‌توان با اضافه کردن یک فیلتر به این عبارت، ویژگی دسترسی کنترل[23] را به این

[19] Sound and Complete
[20] Commutative
[21] Assignment
[22] Identity
[23] Access Control

سیاست اضافه کرد تا همه‌ی بسته‌های از نوع SSH را رها کند:

$$p_{AC} \triangleq \neg(typ = SSH) \cdot p$$

اما استفاده از عبارت بالا به تنهایی برای توصیف رفتار شبکه شکل ۱.۲ کافی نیست. برای تکمیل این عبارت لازم است تا رفتار توپولوژی[۲۴] شبکه هم به آن افزوده شود. در نت‌کت توپولوژی شبکه به عنوان یک گراف جهت‌دار در نظر گرفته می‌شود و رفتار آن در قالب اجتماع رفتار هر یک از پیوندهای[۲۵] آن توصیف می‌شود. برای شبکه‌ی شکل ۱.۲ می‌توان از عبارت زیر برای توصیف توپولوژی شبکه استفاده کرد:

$$\begin{aligned} t \triangleq & (sw = A \cdot pt = 2 \cdot sw \leftarrow B \cdot pt \leftarrow 1) + \\ & (sw = b \cdot pt = 1 \cdot sw \leftarrow A \cdot pt \leftarrow 2) + \\ & (sw = b \cdot pt = 2) \end{aligned}$$

در نت‌کت در صورتی که سیاست و توپولوژی شبکه در قالب عبارت‌هایی توصیف شده‌باشند، رفتار کل شبکه در واقع دنباله‌ای از اعمال این عبارت‌ها به صورت یکی در میان است. به عنوان مثال در شکل ۱.۲ یک بسته از میزبان ۱ ابتدا توسط سوییچ A پردازش شده، سپس روی لینک بین دو سوییچ جا به جا می‌شود و در نهایت توسط سوییچ B پردازش می‌شود. در نت‌کت می‌توان این رفتار را به صورت $p_{AC} \cdot t \cdot p_{AC}$ توصیف کرد. با استفاده از همین شهود، رفتار کل شبکه را می‌توان در قالب عبارت زیر توصیف کرد:

$$(p_{AC} \cdot t)^*$$

در توصیف بالا فرض شده است که بسته‌ها می‌توانند به هر طریق ممکن وارد شبکه و از آن خارج شوند، اما این رفتار همیشه مورد قبول نیست. به عنوان مثال در شبکه شکل ۱.۲ اگر مکان‌های ورودی و خروجی شبکه را در

[24] Topology
[25] Link

قالب عبارت زیر توصیف کنیم:

$$e \triangleq sw = A \cdot port = 1 \vee sw = B \cdot port = 2$$

می‌توانیم رفتار انتها به انتهای[۲۶] شبکه را به شکل زیر توصیف کنیم:

$$p_{net} \triangleq e \cdot (p_{AC} \cdot t)^* e$$

در حالت کلی‌تر، نیازی به توصیف ورودی و خروجی‌های شبکه در قالب یک عبارت نیست. پس اگر فرض شود که مکان‌های ورودی شبکه توسط عبارت in و مکان‌های خروجی شبکه در قالب عبارت out توصیف شده باشند، رفتار یک شبکه در نت‌کت به صورت زیر تعریف می‌شود:

$$in \cdot (p \cdot t)^* \cdot out$$

که عبارت p سیاست شبکه و عبارت t توپولوژی شبکه است.

۴.۳.۲ درستی‌سنجی برنامه‌های نت‌کت

درستی‌سنجی یک شبکه و بررسی خواص آن در نت‌کت با استفاده از بررسی تساوی عبارت یک شبکه با عبارت‌های دیگر انجام می‌شود. به عنوان مثال در شبکه‌ی شکل ۱.۲ برای بررسی اینکه همه‌ی بسته‌ها با نوع SSH از میزبان ۱ رها می‌شوند کافی است تا تساوی زیر را ثابت کنیم:

$$\begin{pmatrix} type = SSH \cdot sw = A \cdot pt = 1 \cdot \\ (p_{AC} \cdot t)^* \cdot \\ sw = B \cdot pt = 2 \end{pmatrix} \equiv 0$$

[26] End to End

از طرفی برای بررسی یک خاصیت در شبکه، مثلا امکان فرستاده شدن همه‌ی بسته‌هایی که از نوع SSH نیستند از میزبان ۱ به میزبان ۲ می‌توان به جای بررسی تساوی دو عبارت از نامساوی $p \leq q$ استفاده کرد. این نامساوی که خلاصه شده‌ی تساوی $p+q \equiv q$ است بیان می‌کند که رفتار عبارت p بخشی از رفتار عبارت q است. بنابراین برای بررسی این مساله که شبکه‌ی شکل ۱.۲ بسته‌های غیر SSH از میزبان ۱ را عبور می‌دهد کافی است تا درستی نامعادله‌ی زیر را بررسی کرد:

$$\begin{pmatrix} \neg(type = SSH) \cdot sw = A \cdot pt = 1 \cdot \\ sw \leftarrow B \cdot pt \leftarrow 2 \end{pmatrix} \leq (p_{AC} \cdot t)^*$$

اصول موضوعه‌ی نت‌کت یک سیستم اثبات[۲۷] را تشکیل می‌دهند که امکان اثبات این معادله یا نامعادله‌ها را فراهم می‌کنند. مثلا فرض کنید که سیاست دسترسی‌کنترل برای رها کردن بسته‌های SSH ۱.۲ را برای افزایش کارایی فقط در سوییچ A انجام دهیم:

$$p_A \triangleq (sw = A \cdot \neg(typ = \texttt{SSH}) \cdot p) + (sw = B \cdot p)$$

به طریق مشابه می‌توانیم این کار را در سوییچ B هم انجام دهیم:

$$p_B(sw = A \cdot p) \triangleq (sw = B \cdot \neg(typ = \texttt{SSH}) \cdot p)$$

فرض کنید مکان‌های ورودی و خروجی به صورت زیر تعریف شده باشند:

$$in \triangleq (sw = A \cdot pt = 1)$$
$$out \triangleq (sw = B \cdot pt = 2)$$

اثبات معادل بودن دو سیاست p_A و p_B بر اساس این ورودی و خروجی در شکل ۲.۲ ذکر شده است.

[27] Proof System

$$
\begin{aligned}
& in \cdot \text{SSH} \cdot (p_A \cdot t)^* \cdot out \\
\equiv & \{ \text{KAT-Invariant, definition } p_A \} \\
& in \cdot \text{SSH} \cdot ((a_A \cdot \neg\text{SSH} \cdot p + a_B \cdot p) \cdot t \cdot \text{SSH})^* \cdot out \\
\equiv & \{ \text{KA-Seq-Dist-R} \} \\
& in \cdot \text{SSH} \cdot (a_A \cdot \neg\text{SSH} \cdot p \cdot t \cdot \text{SSH} + a_B \cdot p \cdot t \cdot \text{SSH})^* \cdot out \\
\equiv & \{ \text{KAT-Commute} \} \\
& in \cdot \text{SSH} \cdot (a_A \cdot \neg\text{SSH} \cdot \text{SSH} \cdot p \cdot t + a_B \cdot p \cdot t \cdot \text{SSH})^* \cdot out \\
\equiv & \{ \text{BA-Contra} \} \\
& in \cdot \text{SSH} \cdot (a_A \cdot 0 \cdot p \cdot t + a_B \cdot p \cdot t \cdot \text{SSH})^* \cdot out \\
\equiv & \{ \text{KA-Seq-Zero/Zero-Seq, KA-Plus-Comm, KA-Plus-Zero} \} \\
& in \cdot \text{SSH} \cdot (a_B \cdot p \cdot t \cdot \text{SSH})^* \cdot out \\
\equiv & \{ \text{KA-Unroll-L} \} \\
& in \cdot \text{SSH} \cdot (1 + (a_B \cdot p \cdot t \cdot \text{SSH}) \cdot (a_B \cdot p \cdot t \cdot \text{SSH})^*) \cdot out \\
\equiv & \{ \text{KA-Seq-Dist-L, KA-Seq-Dist-R, definition } out \} \\
& in \cdot \text{SSH} \cdot a_B \cdot a_2 + \\
& in \cdot \text{SSH} \cdot a_B \cdot p \cdot t \cdot \text{SSH} \cdot (a_B \cdot p \cdot t \cdot \text{SSH})^* \cdot a_B \cdot a_2 \\
\equiv & \{ \text{KAT-Commute} \} \\
& in \cdot a_B \cdot \text{SSH} \cdot a_2 + \\
& in \cdot a_B \cdot \text{SSH} \cdot p \cdot t \cdot \text{SSH} \cdot (a_B \cdot p \cdot t \cdot \text{SSH})^* \cdot a_B \cdot a_2 \\
\equiv & \{ \text{Lemma 1} \} \\
& 0 + 0 \\
\equiv & \{ \text{KA-Plus-Idem} \} \\
& 0 \\
\equiv & \{ \text{KA-Plus-Idem} \} \\
& 0 + 0 \\
\equiv & \{ \text{Lemma 1, Lemma 2} \} \\
& in \cdot a_B \cdot \text{SSH} \cdot a_2 + \\
& in \cdot \text{SSH} \cdot (a_A \cdot p \cdot t \cdot \text{SSH})^* \cdot p \cdot \text{SSH} \cdot a_A \cdot t \cdot out \\
\equiv & \{ \text{KAT-Commute, definition } out \} \\
& in \cdot \text{SSH} \cdot out + \\
& in \cdot \text{SSH} \cdot (a_A \cdot p \cdot t \cdot \text{SSH})^* \cdot a_A \cdot p \cdot t \cdot \text{SSH} \cdot out \\
\equiv & \{ \text{KA-Seq-Dist-L, KA-Seq-Dist-R} \} \\
& in \cdot \text{SSH} \cdot (1 + (a_A \cdot p \cdot t \cdot \text{SSH})^* \cdot (a_A \cdot p \cdot t \cdot \text{SSH})) \cdot out \\
\equiv & \{ \text{KA-Unroll-R} \} \\
& in \cdot \text{SSH} \cdot (a_A \cdot p \cdot t \cdot \text{SSH})^* \cdot out \\
\equiv & \{ \text{KA-Seq-Zero/Zero-Seq, KA-Plus-Zero} \} \\
& in \cdot \text{SSH} \cdot (a_A \cdot p \cdot t \cdot \text{SSH} + a_B \cdot 0 \cdot p \cdot t)^* \cdot out \\
\equiv & \{ \text{BA-Contra} \} \\
& in \cdot \text{SSH} \cdot (a_A \cdot p \cdot t \cdot \text{SSH} + a_B \cdot \neg\text{SSH} \cdot \text{SSH} \cdot p \cdot t)^* \cdot out \\
\equiv & \{ \text{KAT-Commute} \} \\
& in \cdot \text{SSH} \cdot (a_A \cdot p \cdot t \cdot \text{SSH} + a_B \cdot \neg\text{SSH} \cdot p \cdot t \cdot \text{SSH})^* \cdot out \\
\equiv & \{ \text{KA-Seq-Dist-R} \} \\
& in \cdot \text{SSH} \cdot ((a_A \cdot p + a_B \cdot \neg\text{SSH} \cdot p) \cdot t \cdot \text{SSH})^* \cdot out \\
\equiv & \{ \text{KAT-Invariant, definition } p_B \} \\
& in \cdot \text{SSH} \cdot (p_B \cdot t)^* \cdot out
\end{aligned}
$$

□

شکل ۲.۲: اثبات معادل بودن p_A و p_B [۲]

۴.۲ نت‌کت پویا

نک‌کت پویا[۲۸] برای رفع برخی از کاستی‌های نت‌کت ارائه شده است [۷]. به صورت دقیق‌تر نت‌کت پویا، امکان توصیف به‌روزرسانی سیاست‌های شبکه و همچنین رفتار شبکه در مقابل چندین بسته را ممکن می‌سازد.

۱.۴.۲ دستور زبان نت‌کت پویا

در نت‌کت پویا، از رفتار انتها به انتها[۲۹] ی توصیف‌های شبکه در قالب عبارت‌های نت‌کت استفاده می‌شود. به این معنا که در نت‌کت پویا تنها خروجی حاصل از اعمال عبارات نت‌کت روی بسته‌ها اهمیت دارد و مسیری که طی شده است در نظر گرفته نمی‌شود. به همین منظور دستور زبان نت‌کت پویا به صورت زیر تعریف می‌شود:

$$N ::= \mathrm{NetKAT}^{-dup}$$

$$D ::= \bot \mid N; D \mid x?N; D \mid x!N; D \mid D \parallel D \mid D \oplus D \mid \delta_{\mathcal{L}}(D) \mid X$$

$$X \triangleq D, \mathcal{L} = \{c \mid c ::= x?N \mid x!N\}$$

در سینتکس بالا NetKAT^{-dup} قسمتی از زبان نت‌کت است که عبارت‌های dup از آن حذف شده است. عبارت‌های dup در توصیف‌های نت‌کت تاثیری در رفتار یک عبارت ندارند و هدف از استفاده از آن‌ها ثبت یک اثر از هر بسته پس از پردازش توسط یکی از عناصر شبکه است و امکان استدلال بر روی رفتار شبکه را ممکن می‌سازد. با توجه به این که در نت‌کت پویا رفتار انتها به انتهای یک عبارت نت‌کت مورد استفاده است، عبارت dup از دستور زبان کنار گذاشته شده است. نت‌کت‌پویا یک لیست از بسته‌های ورودی را پردازش می‌کند و یک لیست از مجموعه‌ی بسته‌های خروجی تولید می‌کند. اپراتور ترکیب متوالی[۳۰] $N; D$ باعث می‌شود که یک بسته از لیست بسته‌های ورودی توسط سیاست N پردازش شود و سپس این بسته توسط عبارت D پردازش شود. در نت‌کت پویا امکان ارتباط توسط عبارت‌هایی به شکل $x!N$ و $x?N$ توصیف می‌شوند که به ترتیب ارسال و دریافت یک عبارت نت‌کت را روی کانال x توصیف می‌کنند. ترکیب موازی[۳۱] دو عبارت توسط $D \parallel D$ توصیف

[28] DyNetKAT
[29] End to End
[30] Sequential Composition
[31] Parallel Composition

می‌شود. رفتارهای غیرقطعی[۳۲] توسط عبارت‌هایی به شکل $D \oplus D$ توصیف می‌شوند. عملگر $\delta_{\mathcal{L}}$ باعث می‌شود تا از اجرای عملیات‌های غیر مجاز، که با مجموعه‌ی $\mathcal{L}$ مشخص می‌شوند، جلوگیری شود.

۲.۴.۲ معنای عملیاتی نت‌کت پویا

معنای عملیاتی[۳۳] نت‌کت پویا با استفاده از عبارت‌هایی به شکل (d, H, H') تعریف می‌شوند که d عبارت نت‌کت پویا فعلی است، H لیست بسته‌هایی که در ادامه باید پردازش شوند و H' لیست بسته‌هایی است که به صورت موفقیت‌آمیز توسط شبکه پردازش شده‌اند. در اینجا فرض می شود که $F = \{f_1, ..., f_n\}$ یک مجموعه از فیلدهای بسته‌ها است. یک بسته به شکل یک تابع $F \to \mathbb{N}$ توصیف می‌شود. برای یک بسته مانند σ تساوی $\sigma(f_i) = v_i$ بیان می‌کند که مقدار فیلد f_i در بسته‌ی σ برابر با v_i است. یک لیست خالی از بسته‌ها با $\langle\rangle$ نمایش داده می‌شود. اگر l یک لیست از بسته‌ها باشد $e :: l$ لیستی است که حاصل از اضافه کردن بسته σ به ابتدای لیست به دست می‌آید. برچسب هر قانون که با γ مشخص می‌شود به صورت یکی از شکل‌های $(\sigma, \sigma'), x!q, x?q$ یا $rcfg(x, q)$ تعریف می‌شود که $rcfg(x, q)$ به معنی انجام شدن $x!q$ و $x?q$ به صورت همگام[۳۴] است. قوانین

[32] Non-Deterministic
[33] Operational Seamntic
[34] Synchronized

زیر معنای عملیاتی نت‌کت پویا را تعریف می‌کنند:

$$(cpol^{\checkmark}_{\_;})\frac{\sigma' \in [\![p]\!](\sigma :: \langle\rangle)}{(p;q,\sigma :: H, H') \xrightarrow{(\sigma,\sigma')} (q, H, \sigma' :: H')} \tag{۲۳.۲}$$

$$(cpol_X)\frac{(p,H_0,H_1) \xrightarrow{\gamma} (p',H_0',H_1')}{(X,H_0,H_1) \xrightarrow{\gamma} (p',H_0',H_1')} X \triangleq p \tag{۲۴.۲}$$

$$(cpol_{\_\oplus})\frac{(p,H_0,H_0') \xrightarrow{\gamma} (p',H_1,H_1')}{(p \oplus q,H_0,H_0') \xrightarrow{\gamma} (p',H_1,H_1')} \tag{۲۵.۲}$$

$$(cpol_{\oplus\_})\frac{(q,H_0,H_0') \xrightarrow{\gamma} (q',H_1,H_1')}{(p \oplus q,H_0,H_0') \xrightarrow{\gamma} (p',H_1,H_1')} \tag{۲۶.۲}$$

$$(cpol_{\_\|})\frac{(p,H_0,H_0') \xrightarrow{\gamma} (p',H_1,H_1')}{(p \parallel q,H_0,H_0') \xrightarrow{\gamma} (p' \parallel q,H_1,H_1')} \tag{۲۷.۲}$$

$$(cpol_{\|\_})\frac{(q,H_0,H_0') \xrightarrow{\gamma} (q',H_1,H_1')}{(p \parallel q,H_0,H_0') \xrightarrow{\gamma} (p \parallel q',H_1,H_1')} \tag{۲۸.۲}$$

$$(cpol_{?})\frac{}{(x?p;q,H,H') \xrightarrow{x?p} (q,H,H')} \tag{۲۹.۲}$$

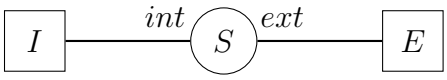
$$(cpol_{!})\frac{}{(x!p;q,H,H') \xrightarrow{x!p} (q,H,H')} \tag{۳۰.۲}$$

$$(cpol_{!?})\frac{(q,H,H') \xrightarrow{x!p} (q',H,H')(s,H,H') \xrightarrow{x?p} (s',H,H')}{(q \parallel s,H,H') \xrightarrow{rcfg(x,p)} (q' \parallel s',H,H')} \tag{۳۱.۲}$$

$$(cpol_{?!})\frac{(q,H,H') \xrightarrow{x?p} (q',H,H')(s,H,H') \xrightarrow{x!p} (s',H,H')}{(q \parallel s,H,H') \xrightarrow{rcfg(x,p)} (q' \parallel s',H,H')} \tag{۳۲.۲}$$

$$(\delta)\frac{(p,H_0,H_1) \xrightarrow{\gamma} (p',H_0',H_1')}{(\delta_{\mathcal{L}}(p),H_0,H_1) \xrightarrow{\gamma} (\delta_{\mathcal{L}}(p',H_0',H_1'))} \gamma \notin \mathcal{L} \tag{۳۳.۲}$$

قانون ۲۳.۲ انجام یک عملیات مانند (σ,σ') که به معنای پردازش بسته‌ی ابتدایی لیست ورودی توسط عبارت p و افزودن خروجی حاصل از آن مانند σ' به لیست خروجی است را مشخص می‌کند. قانون ۲۴.۲ بیان می‌کند که رفتار متغیر X که برابر با عبارت p است معادل با رفتار عبارت p است. قوانین ۲۵.۲ و ۲۶.۲ رفتار غیرقطعی را توصیف می‌کنند که در آن یکی از عملوندها انتخاب شده و عملیات γ را انجام می دهد. قوانین ۲۷.۲ و ۲۸.۲ رفتار دو عبارت موازی را توصیف می‌کنند که در آن امکان اجرای عملیات توسط هر یک از عملوندها وجود دارد. قوانین ۲۹.۲ و ۳۰.۲ مشخص می‌کنند که ارسال یا دریافت پیام در نت‌کت پویا پردازشی روی بسته‌ها انجام نمی‌دهد.



شکل ۳.۲: مثال دیوار آتش

در نهایت همگام‌سازی[۳۵] ارسال و دریافت پیام در پردازه‌های موازی توسط قوانین ۲۹.۲ و ۳۰.۲ توصیف شده است که در آن دو یکی از پردازه‌ها امکان ارسال و دیگری امکان دریافت پیام را دارد و در نتیجه در پردازه حاصل از توازی آن‌ها امکان انجام یک عملیات هنگام از نوع $rcfg$ وجود دارد که معادل همگام‌سازی عملیات‌های ارسال و دریافت پیام است. قانون ۳۳.۲ محدود کردن پردازه توسط یک مجموعه $\mathcal{L}$ از عملیات‌های غیرمجاز را توصیف می‌کند که در آن $\mathcal{L}$ شامل عملیات‌هایی به فرم $x?N$ یا $x!N$ است.

۳.۴.۲ توصیف برنامه‌ها در نت‌کت پویا

در ادامه چگونگی توصیف یک دیوار آتش[۳۶] حالت‌دار[۳۷] با استفاده از نت‌کت پویا بیان می‌شود. شبکه‌ی شکل ۳.۲ را در نظر بگیرید. در این شبکه هدف این است که امکان ارتباط از داخل شبکه به بیرون فراهم باشد ولی امکان ارسال بسته از خارج شبکه ممکن نباشد. اما زمانی که یک بسته به خارج شبکه ارسال شد، دیوار آتش باید اجازه‌ی عبور بسته‌ها از بیرون را بدهد تا پاسخ بسته‌ها دریافت شوند. برای توصیف این شبکه می‌توان از

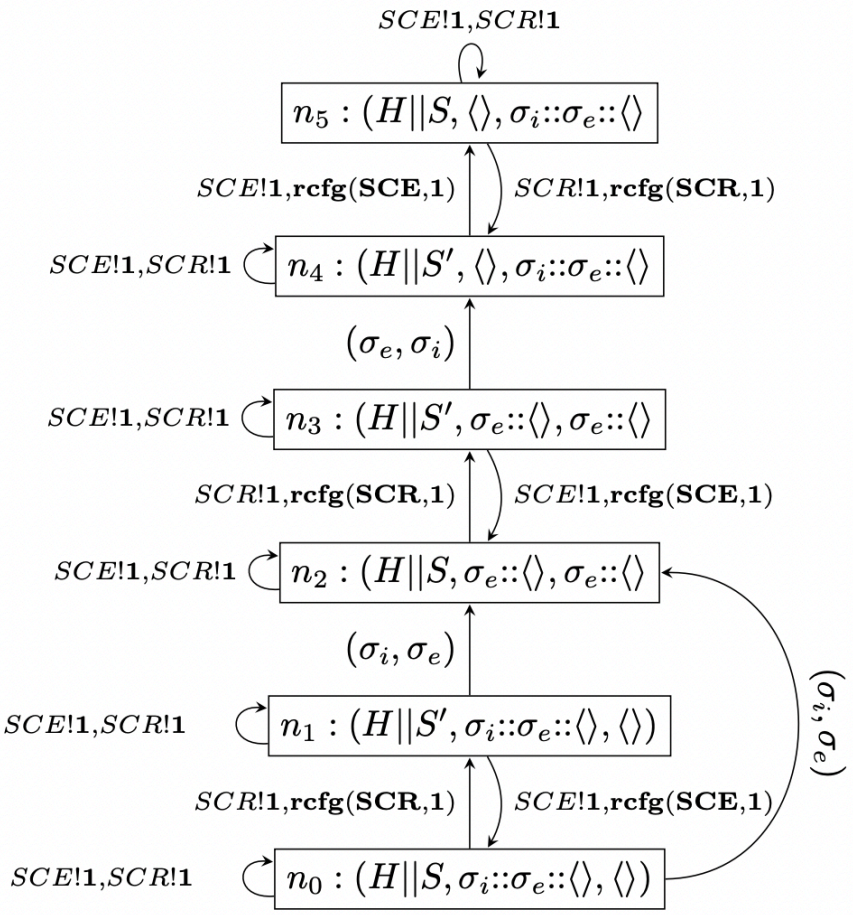
[35] Synchronization
[36] Firewall
[37] Stateful

عبارت نت‌کت پویای زیر استفاده کرد:

$$
\begin{aligned}
Host &\triangleq secConReq!1; Host \oplus secConEnd!1; Host \\
Switch &\triangleq (port = int) \cdot (port \leftarrow ext); Switch \oplus \\
&\quad (port = ext) \cdot 0; Switch \oplus \\
&\quad secConReq?1; Switch' \\
Switch' &\triangleq (port = int) \cdot (port \leftarrow ext); Switch' \oplus \\
&\quad (port = ext) \cdot (port \leftarrow int); Switch' \oplus \\
&\quad secConEnd?1; Switch \\
Init &\triangleq Host \parallel Switch
\end{aligned}
$$

در این توصیف عملیات $secConReq$ برای شروع ارتباط امن و $secConEnd$ برای خاتمه‌ی ارتباط امن در نظر گرفته شده‌است. بنابراین برنامه‌ی سوییچ پس از دریافت پیام برای شروع ارتباط امن تبدیل به برنامه‌ی $Switch'$ می‌شود که در آن اجازه‌ی ارسال بسته از پورت خارجی به پورت داخلی را می‌دهد. پس از دریافت پیام برای خاتمه‌ی ارتباط امن، برنامه به حالت اولیه‌ی خود بر می‌گردد و دوباره تمامی بسته‌های ورودی از پورت خارجی را رها می‌کند. در نهایت رفتار کل شبکه با استفاده از ترکیب موازی یک میزبان و یک سوییچ در حالت اولیه خود توصیف می‌شود. نمودار نمایش داده شده در شکل ۴.۲ سیستم انتقال برچسب‌دار[۳۸] این شبکه را در حالتی که یک بسته روی پورت ورودی و یک بسته روی پورت خروجی شبکه وجود دارد نشان می‌دهد. همانطور که در نمودار مشخص است، عملیات (σ_e, σ_i) که به معنای ارسال بسته از پورت ورودی به پورت خروجی است تنها در قسمتی از این سیستم انتقال قابل دسترسی است که پیش از آن یکی از عملیات‌های $SCR?1$ یا $rcfg(SCR, 1)$ انجام شده باشند. بنابراین در این حالت شبکه تنها در صورتی که بسته خارجی را به داخل ارسال می‌کند که پیش از آن پیام آغاز ارتباط امن دریافت کرده باشد.

[38] Labeled Transition System



شکل ۴.۲: سیستم انتقال برچسب‌دار برای شبکه‌ی دیوار آتش [۷]

۵.۲ ساختمان رویداد

ساختمان رویداد[۳۹] [۳۵] یک مدل محاسباتی[۴۰] غیربرگ‌برگ شده[۴۱] برای پردازه‌های هم‌روند[۴۲] است. در این مدل، برخلاف مدل‌های برگ‌برگ شده[۴۳] مانند سیستم‌انتقال که هم‌روندی پردازه‌های موازی با انتخاب غیرقطعی مدل می‌شود، هم‌روندی پردازه‌ها به صورت صریح در مدل توصیف می‌شوند [۳۲].

تعریف ۱.۵.۲. ساختمان رویداد یک ساختمان رویداد یک سه‌تایی $(E, \#, \vdash)$ است که در آن:

[39] Event Structure
[40] Computational Model
[41] Non-Interleaving
[42] Concurrent
[43] Interleaving

۱. E یک مجموعه از رویدادها است

۲. $\#$ رابطه‌ی تعارض[۴۴] ، یک رابطه‌ی دودویی متقارن و غیربازتابی بر روی مجموعه‌ی E است

۳. $\vdash \subseteq Con \times E$ رابطه‌ی فعال سازی[۴۵] است که شرط زیر را برقرار می‌کند:

$$(X \vdash e) \wedge (X \subseteq Y \in Con) \Rightarrow Y \vdash e$$

در رابطه‌ی بالا Con (مخفف Consistent)، زیرمجموعه‌ای از مجموعه‌ی توانی رویدادها است که اعضای آن فاقد تعارض باشند. به صورت دقیق‌تر داریم:

$$Con = \{X \subseteq E \mid \forall e, e' \in X. \neg(e \# e')\}$$

تعریف ۲.۵.۲. به ازای هر ساختمان رویداد، می‌توانیم رابطه‌ی فعال‌سازی مینیمال را به صورت زیر تعریف کنیم:

$$X \vdash_{min} e \iff X \vdash e \wedge (\forall Y \subseteq X. Y \vdash e \Rightarrow Y = X)$$

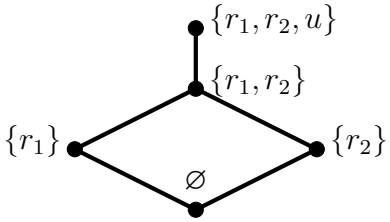
همچنین در هر ساختمان رویدادی شرط زیر برقرار است:

$$Y \vdash e \Rightarrow \exists X \subseteq Y. X \vdash_{min} e$$

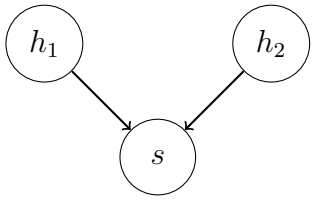
برای مشخص کردن وضعیت یک سیستم در هر لحظه از مفهومی به نام پیکربندی[۴۶] استفاده می‌شود و و یک مجموعه شامل رویدادهایی است که تا آن لحظه در سیستم رخ داده‌اند.

تعریف ۳.۵.۲. اگر $\mathrm{E} = (E, \#, \vdash)$ یک ساختمان رویداد باشد، یک پیکربندی آن یک زیرمجموعه از رویدادها $x \subseteq E$ است که شرایط زیر را داشته باشد:

[44] Conflict
[45] Enabling
[46] Configuration



شکل ۵.۲: نمودار هسه پیکربندی‌ها



شکل ۶.۲: مثال شبکه

۱. $x \in Con$

۲. $\forall e \in x. \exists e_0, ..., e_n \in x. e_n = e \ \wedge \forall i \leq n. \{e_0, ..., e_{i-1}\} \vdash e_i$

مجموعه‌ی همه‌ی پیکربندی‌های یک ساختمان رویداد مانند E با $\mathcal{F}(\mathrm{E})$ نمایش داده می‌شود.

شبکه‌ی موجود در شکل ۶.۲ را در نظر بگیرید. در این شبکه دو میزبان ۱ و ۲ به صورت هم‌روند یک بسته را به سوییچ ارسال می‌کنند. این بسته‌ها شامل اطلاعات برای به روزرسانی مسیرهای دیگر در شبکه هستند، بنابراین سوییچ پس از دریافت هر دوی این بسته‌ها آن ها را پردازش کرده و مسیرهای خود را به روزرسانی می‌کند. فرض کنید رویدادهای r_1 و r_2 به ترتیب مشخص کننده دریافت یک بسته از میزبان ۱ و ۲ باشند و رویداد u به‌روز رسانی سوییچ را مشخص کنند. برای مدل کردن این شبکه می‌توانیم از یک ساختمان رویداد به صورت زیر استفاده کنیم:

$$\mathrm{E} = (\{r_1, r_2, u\}, \varnothing, \{(\varnothing, r_1), (\varnothing, r_2), (\{r_1, r_2\}, u)\})$$

یکی از روش‌های رسم نمودار برای ساختمان رویداد، رسم نمودار هسه[۴۷] برای مجموعه‌ی پیکربندی‌های این ساختمان رویداد بر اساس رابطه‌ی زیرمجموعه است. برای مثالی که بیان شد می‌توان نموداری مطابق شکل ۵.۲ را رسم کرد.

[47] Hasse

۶.۲ مدل علّی

پیدا کردن تعریفی برای علت واقعی[۴۸] مبحثی است که مورد مطالعه و تحقیق بسیاری قرار گرفته است. این مساله به طور خاص در متون فلسفه مورد توجه قرار گرفته است. یکی از تعاریف علت واقعی که مورد توجه بسیاری قراری گرفته است، تعریفی مبتنی بر وابستگی خلاف واقع[۴۹] است. مطابق این تعریف، رویداد الف علت رویداد ب است اگر در شرایطی که رویداد الف اتفاق نیافته باشد، رویداد ب هم اتفاق نیافتند. در اینجا اتفاق نیفتادن رویداد الف خلاف واقع است، چون در سناریوی واقعی (سناریو ای که واقعا اتفاق افتاده و مشاهده شده است) رویداد الف اتفاق افتاده است و در نظر گرفتن شرایطی که در آن رویداد الف اتفاق نیفتاده باشد بر خلاف واقعیت موجود است. اما این مدل به تنهایی امکان پیدا کردن علت مناسب را در همه‌ی موارد ندارد. به عنوان مثال سناریوی زیر را در نظر بگیرید که در آن سارا و بهرام هر کدام یک سنگ را برداشته و به سمت یک بطری شیشه‌ای پرتاب می‌کنند. در این سناریو، سنگ سارا زودتر از سنگ بهرام به بطری برخورد کرده و در نتیجه آن را می‌شکند. در این سناریو واضح است که پرتاب سنگ توسط سارا علت شکسته شدن بطری است. فرض کنید بخواهیم از علیت مبتنی بر خلاف واقع برای پیدا کردن این علت استفاده کنیم. بنابراین باید شرایطی را در نظر بگیریم که سارا سنگ خود را پرتاب نکند. اما مشکل اینجاست که در این شرایط همچنان بطری شکسته می‌شود، چون اگر سارا سنگ خود را پرتاب نکند، بهرام همچنان سنگ خود را پرتاب می‌کند و در نتیجه این بار سنگ بهرام به بطری برخورد کرده و آن را می‌شکند. بنابراین در این سناریو امکان تعریف پرتاب سنگ توسط سارا به عنوان علت شکسته شدن بطری با استفاده از استدلال مبتنی بر خلاف واقع وجود ندارد. هالپرن[۵۰] و پرل[۵۱] برای حل کردن مشکلاتی از این دست، تعریف جدیدی از علت واقعی [۱۸] ارائه کردند. مدل ارائه شده توسط آن‌ها به دلیل اینکه مبنای ریاضی دارد امکان استفاده از آن را در آنالیز و تحلیل سیستم‌های محاسباتی فراهم می‌کند. به همین دلیل این تعریف در مقالات زیادی در حوزه‌ی دانش کامپیوتر مورد استفاده قرار گرفته است. برای تعریف علت واقعی ابتدا برخی مفاهیم اولیه مورد استفاده در این تعریف توضیح داده می‌شوند. به صورت کلی فرض می‌شود که دنیای مورد تحلیل توسط تعدادی متغیر تصادفی مدل شده است. اگر X یک متغیر تصادفی باشد، یک رویداد به شکل $X = x$ تعریف می‌شود. برخی از این متغیرها بر روی یکدیگر تاثیر گذارند. این وابستگی‌ها

[48] Actual Cause
[49] Counterfactual
[50] Halpern
[51] Pearl

در قالب مجموعه‌ای از معادلات ساختاری[۵۲] مدل می‌شوند. هر یک از این معادلات در واقع یک مکانیزم یا قانون مشخص در این دنیا را مدل می‌کنند. متغیرها به دو دسته درونی[۵۳] و برونی[۵۴] تقسیم می‌شوند. متغیرهای برونی متغیرهایی در نظر گرفته می‌شوند که مقدار آن‌ها توسط عواملی که درون مدل نیستند تعیین می‌شوند. بنابراین در یک مدل علی فرض می‌شود که مقدار این متغیرها از قبل مشخص است. اما متغیرهای درونی متغیرهایی هستند که مقدار آن‌ها بر اساس معادلات ساختاری تعیین می‌شود. به صورت دقیق‌تر، امضای[۵۵] یک مدل یک سه‌تایی $\mathcal{S} = (\mathcal{U}, \mathcal{V}, \mathcal{R})$ است که در آن $\mathcal{U}$ مجموعه‌ی متغیرهای بیرونی $\mathcal{V}$ مجموعه‌ی متغیرهای درونی و $\mathcal{R}$ دامنه‌ی مقادیر ممکن برای هر یک از متغیرها را مشخص می‌کند. در این مدل فرض می‌شود که مجموعه‌ی متغیرهای درونی محدود است. مدل علّی بر روی یک امضای $\mathcal{S}$ یک دوتایی $\mathcal{M} = (\mathcal{S}, \mathcal{F})$ است که در آن $\mathcal{F}$ به هر متغیر داخلی $X \in \mathcal{V}$ یک تابع $F_X : \times_{Z \in ((\mathcal{U} \cup \mathcal{V}) \setminus \{X\})} R(Z) \rightarrow \mathcal{R}(X)$ اختصاص می‌دهد. نشانه‌گذاری $\times_{Z \in ((\mathcal{U} \cup \mathcal{V}) \setminus \{X\})}$ ضرب خارجی[۵۶] مجموعه‌های $\mathcal{R}(Z)$ را به ازای تمام متغیرهایی مانند Z در $(\mathcal{U} \cup \mathcal{V}) \setminus \{X\} = \{Z_1, ..., Z_k\}$ مشخص می کند. بنابراین اگر فرض کنیم $((U) \cup \mathcal{V}) \setminus \{X\}$ ، آنگاه $\times_{Z \in ((\mathcal{U} \cup \mathcal{V}) \setminus \{X\})} \mathcal{R}(Z)$ متشکل از چندتایی‌هایی به شکل $(z_1, ..., z_k)$ است که به ازای $i = 1, ..., k$ هر z_i یک مقدار ممکن برای متغیر Z_i است. هر تابع، معادله‌ی یک متغیر را به ازای مقادیر تمام متغیرهای دیگر مشخص می‌کند. به عنوان مثال اگر فرض کنیم $F_X(Y, Z, U) = Y + U$ اگر داشته باشیم $Y = 3, U = 2$ آنگاه مقدار X برابر ۵ خواهد شد. این معادلات امکان تفسیر آن‌ها بر اساس شرایط خلاف واقع را می‌دهند. به عنوان مثال در همین مدل اگر فرض کنیم که $U = u$ می‌توانیم نتیجه بگیریم که اگر مقدار متغیر Y برابر ۴ باشد آنگاه مستقل از اینکه مقدار بقیه‌ی متغیرها در دنیای واقعی چه مقداری دارند، مقدار متغیر X برابر $u + 4$ خواهد بود که به صورت $(M, u) \vDash [Y \leftarrow 4](X = u + 4)$ نوشته می‌شود. توابع ذکر شده فقط برای متغیرهای درونی تعریف می‌شوند و همانطور که پیش‌تر اشاره شد، برای متغیرهای بیرونی تابعی تعریف نمی‌شود و فرض می‌شود که مقدار آن‌ها از قبل مشخص شده است [۱۷].

مثال ۱.۶.۲. یک جنگل را در نظر بگیرید که می‌تواند توسط رعد و برق یا یک کبریت رها شده دچار آتش سوزی شود. برای مدل کردن این سناریو از سه متغیر بولی[۵۷] استفاده می‌کنیم:

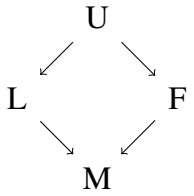
[52] Structural Equations
[53] Endogenous
[54] Exogenous
[55] Signature
[56] Cross-Product
[57] Boolean

- متغیر F که اگر جنگل دچار آتش سوزی شود مقدار آن درست است و در غیر این صورت مقدار آن غلط است
- متغیر L که اگر رعد و برق اتفاق افتاده باشد مقدار آن درست است و در غیر این صورت غلط است
- متغیر M که اگر یک کبریت در جنگل رها شده باشد مقدار آن درست است و در غیر این صورت غلط است

در این مثال فرض می کنیم که مقادیر متغیرهای برونی به گونه‌ای است که تمام شرایط لازم برای آتش سوزی جنگل در صورتی که رعد و برق اتفاق بیافتد یا کبریتی در جنگل رها شود را دارد (به عنوان مثال درختان جنگل به اندازه‌ی کافی خشک هستند و اکسیژن کافی در هوا وجود دارد). در این مدل تابع متغیر F را به گونه‌ای تعریف می‌کنیم که داشته باشیم: $F_F(\vec{u}, L, M) = L \vee M$. همانطور که پیش‌تر بیان شد، این مدل علّی امکان بررسی معادلات بر اساس شرایط خلاف واقع را می‌دهد. به صورت دقیق‌تر اگر $M = (\mathcal{S}, \mathcal{F})$ یک مدل علی، $\vec{X}$ یک بردار از متغیرهای درونی و $\vec{x}, \vec{u}$ برداری از مقادیر متغیرهای $\vec{X}, \mathcal{U}$ باشند مدل $M_{\vec{X}\leftarrow\vec{x}}$ را با امضای $S_{\vec{X}} = (\mathcal{U}, \mathcal{V} - \vec{X}, \mathcal{R}|_{\mathcal{V}\setminus\vec{X}})$ یک زیرمدل[58] از M تعریف می‌کنیم که در آن $\mathcal{R}|_{\mathcal{V}\setminus\vec{X}}$ محدود کردن $\mathcal{R}$ به متغیرهای داخل $\mathcal{V} \setminus \vec{X}$ است. به صورت شهودی این مدل حاصل مداخله[59] ای در مدل M است که در آن مقادیر $\vec{x}$ را به متغیرهای $\vec{X}$ اختصاص داده‌ایم. به صورت دقیق‌تر تعریف می‌کنیم $M_{\vec{X}\leftarrow\vec{x}} = (\mathcal{S}_{\vec{X}}, \mathcal{F}^{\vec{X}\leftarrow\vec{x}})$ که $F_Y^{\vec{X}\leftarrow\vec{x}}$ از تابع F_Y که در آن مقادیر $\vec{x}$ را به متغیرهای $\vec{X}$ اختصاص داده‌ایم به دست می‌آید. به عنوان مثال اگر M مدل مثال ۱.۶.۲ باشد آنگاه در مدل $M_{L\leftarrow\text{False}}$ معادله‌ی متغیر F به $F = M$ تبدیل می‌شود. این معادله دیگر به متغیر L وابسته نیست بلکه با توجه به مقدار آن که در اینجا غلط است معادله‌ی جدیدی دارد. علاوه براین توجه کنید که در مدل $M_{L\leftarrow\text{False}}$ دیگر معادله‌ای برای متغیر L وجود ندارد. توجه کنید که در حالت کلی ممکن است یک بردار یکتا از مقادیر متغیرها برای یک مدل وجود نداشته باشد که همزمان تمامی معادلات را حل کند. در مدل علّی یک بردار از مقادیر متغیرهای برونی $\vec{u}$ یک هم‌بافت[60] نامیده می‌شود. در مدل‌های بازگشتی به ازای یک هم‌بافت مشخص همیشه یک راه‌حل یکتا برای تمامی معادلات مدل وجود دارد. در ادامه فرض می‌شود که مدل‌ها بازگشتی هستند. تعمیم مدل علّی برای مدل‌های غیربازگشتی در [۱۸] توضیح داده است. برای یک مدل می‌توان یک شبکه‌ی علّی ترسیم کرد. این شبکه یک گراف جهت‌دار است که به ازای هر متغیر یک گره در آن وجود دارد و

[58] Sub-Model
[59] Intervention
[60] Context

یک یال بین دو گره وجود دارد اگر تابع متغیر دوم به متغیر اول وابسته باشد. به عنوان مثال شکل زیر شبکه‌ی علّی مثال ۱.۶.۲ را نشان می‌دهد:



در ادامه برای سادگی رسم شبکه‌ی علی، متغیرهای برونی را از آن‌ها حذف می‌کنیم.

۱.۶.۲ علت واقعی

در ادامه فرمول‌های لازم برای تعریف علت واقعی توصیف می‌شوند. اگر $\mathcal{S} = (\mathcal{U}, \mathcal{V}, \mathcal{R})$ یک امضا باشد فرمول $X = x$ یک رویداد بدوی[۶۱] نامیده می‌شود که $X \in \mathcal{V}, x \in \mathcal{R}(X)$. فرمول $[Y_1 \leftarrow y_1, ..., Y_k \leftarrow y_k]\varphi$ یک فرمول علّی پایه[۶۲] نامیده می‌شود که در آن:

- φ یک ترکیب بولی از رویدادهای بدوی است
- $Y_1, ..., Y_k$ متغیرهای متمایز در $\mathcal{V}$ هستند
- $y_i \in \mathcal{R}(Y_i)$

این فرمول به صورت خلاصه به شکل $[\vec{Y} \leftarrow \vec{y}]\varphi$ نوشته می‌شود و اگر $k = 0$ باشد آنگاه به صورت φ نوشته می‌شود. به صورت شهودی یک فرمول به شکل $[\vec{Y} \leftarrow \vec{y}]\varphi$ بیان می‌کند که در شرایط خلاف واقع ای که در آن مقادیر $\vec{y}$ به متغیرهای $\vec{Y}$ اختصاص داده شده است فرمول φ برقرار است. یک فرمول علّی به صورت یک ترکیب بولی از فرمول‌های علّی پایه تعریف می‌شود. برقراری فرمول علی ψ در مدل M تحت هم‌بافت $\vec{u}$ را به صورت $(M, \vec{u}) \models \psi$ نشان می‌دهیم. به عنوان مثال $(M, \vec{u}) \models [\vec{Y} \leftarrow \vec{y}](X = x)$ برقرار است اگر مقدار متغیر X در راه حل معادلات مدل $M_{\vec{Y} \leftarrow \vec{y}}$ تحت هم‌بافت $\vec{u}$ برابر x باشد.

[61] Prime Event
[62] Basic Causal Formula

تعریف ۲.۶.۲. فرمول $\vec{X} = \vec{x}$ علت واقعی φ (که تاثیر[۶۳] نامیده می‌شود) در $(M, \vec{u})$ است اگر شرایط زیر برای آن برقرار باشد:

۱. $(M, \vec{u}) \vDash (\vec{X} = \vec{x}) \wedge \varphi$

۲. یک افراز مانند $(\vec{Z}, \vec{W})$ از مجموعه‌ی متغیرهای $\mathcal{V}$ با شرط $\vec{X} \subseteq \vec{Z}$ و مقادیر $(\vec{x}, \vec{w}')$ برای متغیرهای $(\vec{X}, \vec{W})$ وجود داشته باشد که داشته باشیم $(M, \vec{u}) \vDash \vec{Z} = \vec{z}^*$ و شرایط زیر را برآورده کند:

(آ) $(M, \vec{u}) \vDash [\vec{X} \leftarrow \vec{x}', \vec{W} \leftarrow \vec{w}']\neg\varphi$

(ب) $\forall \vec{W}' \subseteq \vec{W}, \vec{Z}' \in \vec{Z}. (M, \vec{u}) \vDash [\vec{X} \leftarrow \vec{x}, \vec{W}' \leftarrow \vec{w}', \vec{Z}' \leftarrow \vec{z}^*]\varphi$

۳. $\vec{X}$ مینیمال باشد.

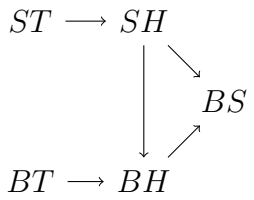
در این تعریف شرط اول بیان می‌کند که علت و تاثیر هر دو در شرایط واقعی برقرار هستند. شرط دوم به دنبال پیدا کردن شرایطی است که تحت آن تاثیر به صورت غیر واقع به علت وابسته باشد. این شرایط متغیرهای $\vec{W}$ و مقادیری مانند $\vec{w}'$ برای آن‌ها هستند. شرط ۲.آ بررسی می‌کند که تحت شرایطی که توسط $\vec{W} \leftarrow \vec{w}'$ به وجود می‌آید اگر علت مقداری متفاوت از مقدار خود در هم‌بافت واقعی داشته باشد اثر در مدل دیده نمی‌شود. شرط ۲.ب بررسی می‌کند که شرایط استفاده شده در ۲.آ عامل از بین رفتن اثر در ۲.آ نباشند. برای این منظور در شرایطی که علت مقدار واقعی خود را دارد در تمامی حالت‌هایی که متغیرهای شرایط می‌توانند داشته باشند بررسی می‌شود که اثر همچنان برقرار باشد. شرط سوم در واقع بیان می‌کند که زیرمجموعه‌ای از علت وجود نداشته باشد که همزمان شرایط ۱ و ۲ را برقرار کند. در تعریف بالا $(\vec{W}, \vec{w}', \vec{x}')$ یک شاهد[۶۴] بر اینکه $\vec{X} = \vec{x}$ علت φ است تعریف می‌شود.

۲.۶.۲ پیدا کردن علت واقعی در مسائل

در ادامه مثال سارا و بهرام که در ابتدای این بخش ذکر شده بود را بررسی می‌کنیم.

برای مدل کردن این مساله متغیرهای زیر را در نظر می‌گیریم:

[63] Effect
[64] Witness



شکل ۷.۲: شبکه‌ی علی مدل شکسته شدن بطری

- BT: پرتاب سنگ توسط بهرام
- BH برخورد سنگ بهرام به بطری
- ST: پرتاب سنگ توسط سارا
- SH: برخورد سنگ سارا به بطری
- BS: شکسته شدن بطری

ابتدا فرض می‌کنیم که متغیرهای BT, ST تنها به متغیرهای برونی وابسته‌اند. بطری در صورتی شکسته می‌شود که هر یک از سنگ‌های سارا یا بهرام با آن برخورد کنند. بنابراین برای شکسته شدن بطری معادله‌ی $BS = BH \vee SH$ را در نظر می‌گیریم. نکته‌ی اصلی در این مساله این است که سنگ سارا زودتر از سنگ بهرام به شیشه برخورد می‌کند، به همین دلیل لازم است تا این موضوع در مدل لحاظ شود. یک راه برای مدل کردن این مساله این است که معادله‌ی برخورد سنگ بهرام به شیشه را به گونه‌ای تعریف کنیم که تنها در صورتی که سنگ سارا به بطری برخورد نکرده باشد آنگاه سنگ بهرام به بطری برخورد کند. بنابراین می‌توانیم معادله‌ی $BH = BT \wedge \neg SH$ را تعریف کنیم. علاوه بر این معادله‌ی برخورد سنگ سارا را بدون وابستگی به برخورد سنگ بهرام تعریف می‌کنیم: $SH = ST$. با توجه به این تعاریف برای معادلات می‌توانیم گراف علّی شکل ۷.۲ را برای این مدل رسم کنیم در این مدل می‌توانیم $ST = \text{True}$ را به عنوان علت $BS = \text{True}$ تعریف کنیم. برای برقراری شرط ۲ در تعریف علت واقعی شرایط $\vec{W} = \{BT\}$ و $w' = \text{False}$ را در نظر می‌گیریم. در این شرایط چون مقدار BH برابر False می‌شود، مقدار BS تنها وابسته به مقدار SH و در نتیجه ST می‌شود. همچنین در این مدل $BT = \text{True}$ علت شکسته شدن شیشه نیست. مثلا فرض کنید که شرایط $\vec{W} = \{ST\}, w' = \text{False}$ را در نظر بگیریم. در این شرایط اگر مقدار BT را به False تغیر دهیم مقدار BS هم غلط می‌شود. بنابراین شرط ۲.آ برقرار است. اما به ازای $\vec{Z}' = \{BH\}$ شرط ۲.ب برقرار نمی‌شود. در این

حالت داریم: $(M, \vec{u}) \models [BT \leftarrow \text{True}, ST \leftarrow \text{False}, BH \leftarrow F]BS = \text{False}$ توجه کنید با وجود اینکه مقدار درست به BT اختصاص یافته اما چون مقدار BH به مقدار آن در هم‌بافت واقعی برگردانده می‌شود در نتیجه مقدار BS همچنان غلط می‌ماند.

مثال بالا نشان می‌دهد که این تعریف از علت واقعی برخی از مشکلات موجود در تعاریف ساده مبتنی بر خلاف واقع را برطرف می‌کند و می‌تواند توضیح مناسبی در برخی از این مثال‌ها پیدا کند. نکته‌ای که باید به آن توجه شود این است که هنوز روش یا معیاری برای این که چه تعریفی از علت واقعی تعریف مناسب است وجود ندارد. تنها روش ممکن مقایسه تعاریف مختلف استفاده از آن‌ها در مساله‌ها و سناریوهای مختلف و بررسی تطابق علت به دست آمده با استفاده از این تعریف‌ها با شهود موجود از مساله است.

۳.۶.۲ مدل تعمیم‌یافته

مدل علّی تعمیم یافته[۶۵] یک سه‌تایی $(\mathcal{S}, \mathcal{F}, \mathcal{E})$ است که $(\mathcal{S}, \mathcal{F})$ یک مدل علّی است و $\mathcal{E}$ یک مجموعه از مقداردهی‌های مجاز[۶۶] برای متغیرهای درونی است. به صورت دقیق‌تر اگر متغیرهای درونی $X_1, ..., X_n$ باشند آن‌گاه $(x_1, ..., x_n) \in \mathcal{E}$ اگر $X_1 = x_1, ..., X_n = x_n$ یک مقداردهی مجاز است. یک مقداردهی دلخواه به یک زیرمجموعه از متغیرهای درونی مجاز است اگر امکان تعمیم به یک مقداردهی مجاز در $\mathcal{E}$ را داشته باشد. هدف از این تعریف جلوگیری از در نظر گرفتن علت‌هایی است که شرایط رخ دادن آن‌ها غیر محتمل است. با توجه به تعریف مقداردهی مجاز، علت واقعی در یک مدل تعمیم یافته به گونه‌ای تعریف می‌شود که در شرط ۲ فقط امکان مقداردهی‌های مجاز وجود داشته باشد. در [۱۸] تعریف دقیق علت واقعی در مدل تعمیم یافته بیان نشده است. در بخش بعدی تعریفی از علت واقعی در مدل تعمیم یافته ارائه می‌شود.

[65] Extended Causal Model
[66] Allowable Settings

۴.۶.۲ علت واقعی بدون شرط

فرض کنید که $\vec{X} = \vec{x}$ یک علت واقعی برای φ در $(M, \vec{u})$ با استفاده از شاهد $(\varnothing, \varnothing, \vec{x}')$ باشد. با توجه به اینکه در اینجا $\vec{W}$ یک بردار خالی است پس عملا شرط ۲.ب به بررسی شرط زیر تبدیل می‌شود:

$$\forall \vec{Z}' \in \vec{Z}.(M, \vec{u}) \vDash [\vec{X} \leftarrow \vec{x}, \vec{Z}' \leftarrow \vec{z}^*]\varphi$$

با دقت در شرط بالا می‌توان دریافت که مقدار متغیرها در فرمول‌های $[\vec{X} \leftarrow \vec{x}, \vec{Z}' \leftarrow \vec{z}^*]\varphi$ با مقدار متغیرها در هم‌بافت اولیه تفاوتی ندارد زیرا مقدار آن‌ها به مقداری که در هم‌بافت اولیه داشته‌اند برگردانده می‌شود. بنابراین در شرط بالا می‌توان نتیجه گرفت:

$$(M, \vec{u}) \vDash [\vec{X} \leftarrow \vec{x}, \vec{Z}' \leftarrow \vec{z}^*]\varphi \iff (M, \vec{u}) \vDash \varphi$$

بنابراین شرط ۲.ب معادل با شرط ۱ می‌شود. با توجه به این موضوع می‌توان گزاره زیر را نتیجه گرفت:

گزاره ۳.۶.۲. اگر $\vec{X} = \vec{x}$ در $(M, \vec{u})$ با شاهدی به شکل $(\varnothing, \varnothing, \vec{x}')$ شرط‌های ۱، ۲.آ و ۳ در تعریف ۲.۶.۲ را برای φ برآورده کند آنگاه $\vec{X} = \vec{x}$ یک علت واقعی برای φ در $(M, \vec{u})$ است.

فصل ۳

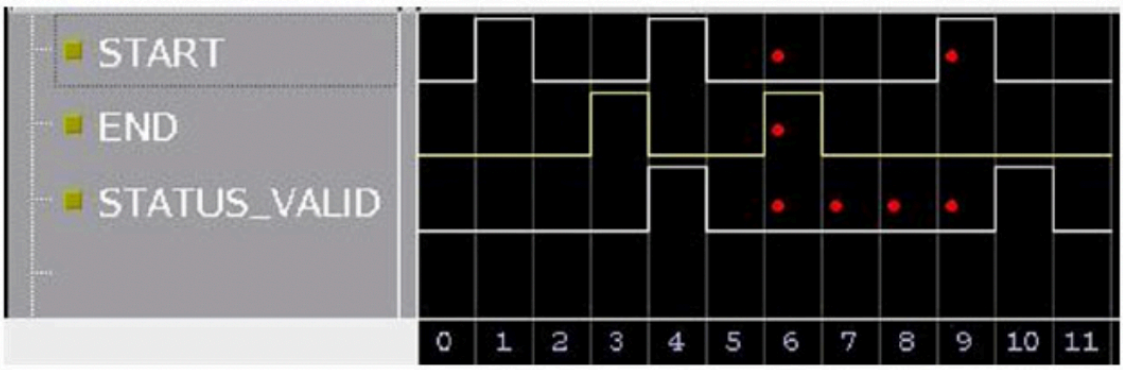
مروری بر کارهای پیشین

ابزارهای درستی‌سنجی مشخص می‌کنند که آیا سیستم مطابق انتظار رفتار می‌کند یا خیر و در صورتی که ویژگی مورد انتظار توسط سیستم نقض شود این ابزارها می‌توانند مدرکی برای اثبات این مساله، مثل یک مثال نقض، تولید کنند. اما چنین مدارکی پاسخی به این سوال که چرا سیستم درست کار نمی‌کند نمی‌دهند. در نتیجه برای دست یافتن به درک بهتری از اینکه چرا سیستم مطابق انتظار رفتار نمی‌کند طیف وسیعی از پژوهش‌ها برای پیدا کردن علت خطا انجام شده‌اند. استدلال مبتنی بر خلاف واقع که توسط لوئیس در [۲۶] ارائه شده است مبنای پیدا کردن علت پدیده‌ها در متون فلسفه است. هالپرن و پرل در [۱۸] فرمولاسیون ریاضی برای علت واقعی را ارائه کردند که مدلی برای به کارگیری استدلال مبتنی بر خلاف واقع برای پیدا کردن علت در سیستم‌های کامپیوتری را فراهم کرد. در ادامه پژوهش‌هایی در حوزه درستی‌سنجی که از تعریف هالپرن و پرل برای پیدا کردن علت خطا استفاده کرده‌اند را مورد بررسی قرار می‌دهیم.

۱.۳ علت خطا در مثال نقض

در [۵] نویسندگان سیستم را به صورت یک سیستم انتقال[1] در نظر می‌گیرند که در آن هر حالت یک نگاشت از یک مجموعه‌ی متغیرهای بولی به مقادیر درست و غلط است. در این پژوهش با استفاده از تعریف علت واقعی در

[1] Transition System



شکل ۱.۳: رابط کاربری ابزار PE RuleBase

یک مثال نقض یک ویژگی توصیف شده در LTL[۲] یک دوتایی متغیر و حالت به عنوان علت واقعی در نظر گرفته می‌شود. در همین پژوهش یک الگوریتم تقریبی برای پیدا کردن همه‌ی علت‌ها در یک مثال نقض داده شده ارائه شده است و ابزاری برای نمایش این علت‌ها به صورت گرافیکی به کاربر توسعه داده شده و در ابزار درستی‌سنجی PE RuleBase متعلق به IBM گنجانده شده است. برای مثال سیستمی را در نظر بگیرید که در آن زمانی که تراکنش شروع شود سیگنال START و زمانی که خاتمه یابد سیگنال END منتشر می‌شود. مدتی پس از اتمام یک تراکنش سیگنال STATUS_VALID به معنی تایید تراکنش منتشر می‌شود. فرض کنید نیازمندی سیستم به گونه‌ای است که تراکنش جدید نباید قبل از تایید تراکنش قبلی شروع شود. این نیازمندی را می‌توانیم در قالب ویژگی LTL زیر توصیف کنیم:

$$\mathbf{G}((\neg\texttt{START} \wedge \neg\texttt{STATUS\_VALID} \wedge \texttt{END}) \rightarrow [\neg\texttt{START}\ \mathbf{U}\ \texttt{STATUS\_VALID}])$$

تصویر ۱.۳ رابط کاربری ابزار PE RuleBase را پس از پیدا کردن یک مثال نقض برای این ویژگی نشان می‌دهد.

در این تصویر نقاط قرمز علت‌های واقعی هستند که با الگوریتم تقریبی پیاده‌سازی شده پیدا شده‌اند. این پژوهش یکی از کاربردی‌ترین استفاده‌ها از توضیح خطا و پیدا کردن علت خطا را نشان می‌دهد. در این پژوهش سعی شده است تا علت خطا در یک مثال نقض پیدا شود و به همین دلیل مقدار متغیرها در حالت‌ها به عنوان علت پیدا می‌شوند در حالی که در پژوهش جاری هدف پیدا کردن علت خطا در کل سیستم است و در واقع ساختارهای سیستم، مثلا وجود یا عدم وجود روابط تعارض یا فعال‌سازی به عنوان علت خطا پیدا می‌شوند. اما

[2] Linear Temporal Logic

همانند پژوهش جاری در این پژوهش هم به شکل مستقیم و بدون تغییر از تعریف HP استفاده شده است.

۲.۳ علت خطا در سیستم‌های قابل تنظیم

سیستم‌های قابل تنظیم[۳] سیستم‌هایی هستند که با امکان افزودن یا کم‌کردن خصیصه[۴] های مختلف با تغییر تنظیمات[۵] آن‌ها وجود دارد. رفع‌اشکال در این سیستم‌ها چالش بر انگیز است چون تعداد سیستم‌های ممکن با افزایش تعداد خصیصه‌ها به صورت نمایی زیاد می‌شود. پیدا کردن علت خطا در چنین سیستم‌هایی کمک می‌کند که توسعه‌دهندگان صرفا برای رفع‌ایراد سیستم صرفا روی خصیصه‌ای تمرکز کنند که به عنوان علت خطا پیدا شده است و علاوه بر این به آن‌ها کمک می‌کند تا روش تنظیم‌مجدد[۶] مناسب که منجر به خطا نشود را پیدا کنند. در [۳] وجود یا عدم وجود خصیصه‌ها در تنظیمات یک سیستم به عنوان متغیرها در نظر گرفته شده است و مطابق با تعریف هالپرن و پرل وجود یا عدم وجود خصیصه‌ها به عنوان علت رخداد رفتارهای قابل مشاهده در سیستم در نظر گرفته می‌شوند.

۳.۳ علت خطا در پروتکل‌های امنیتی

در [۱۳] یک مدل برای توصیف برنامه‌های هم‌روند و پیدا کردن علت واقعی رخ دادن خطا در آن‌ها با استفاده از تعریف هالپرن و پرل ارائه شده است. در این روش مجموعه‌ای از برنامه‌ها که با یکدیگر ارتباط دارند در نظر گرفته می‌شوند که اجرای منجر به خطای آن‌ها به شکل یک لاگ[۷] ذخیره شده است. سپس یک زیرمجموعه از عملیات‌های این برنامه‌ها به عنوان علت خطا در نظر گرفته می‌شود. این روش برای پیدا کردن علت خطا در پروتکل‌های امنیتی مورد بررسی قرار گرفته است و توانسته است ضعف‌هایی را در زیرساخت صدور گواهی[۸] های جاری بر اساس کلید عمومی[۹] پیدا کند. در این پژوهش بر خلاف پژوهش جاری عملیات‌های سیستم به عنوان

[3]Configurable
[4]Feature
[5]Configuration
[6]Reconfiguraton
[7]Log
[8]Certification
[9]Public Key

علت خطا در نظر گرفته می‌شوند.

۴.۳ چک کردن علیت

در پژوهش [۲۵] نویسندگان تعریفی از علت واقعی که الهام گرفته از تعریف HP است ارائه می‌کنند و الگوریتم آن‌ها بر اساس این تعریف در حین اجرای فرآیند وارسی مدل[۱۰] علت‌ها را پیدا کرده و در نتیجه در انتهای وارسی مدل اگر سیستم ویژگی مورد نظر را نقض کرد به جای برگرداندن یک مثال نقض، رویدادهایی که علت رخداد خطا بوده‌اند را بر می‌گرداند. در این پژوهش یک منطق برای توصیف یک دنباله از رویداد عملیات‌های سیستم ارائه شده است و فرمول‌های این منطق به عنوان علت خطا در نظر گرفته می‌شوند. این پژوهش هم همانند [۵] سعی بر پیدا کردن همه‌ی علت‌های بروز خطا دارد و علت‌ها عملا دنباله‌هایی از اجرای سیستم هستند. تفاوت اصلی این کار با پژوهش جاری در این است که در این پژوهش علت خطا در رفتارهای سیستم جستجو می‌شود در حالی که در پژوهش جاری علت خطا در میان عناصر ساختاری سیستم جستجو می‌شود. این روش تنها برای ویژگی‌های دسترس‌پذیری ارائه شده است. در [۶] نویسندگان این روش را برای ویژگی‌های دلخواه توصیف شده توسط LTL تعمیم دادند.

۵.۳ علت واقعی در خودکاره‌های زمان‌دار

در [۲۲] نویسندگان از تعریف HP برای پیدا کردن علت خطا در خودکاره‌های زمان‌دار[۱۱] استفاده کرده‌اند. در درستی‌سنجی خودکاره‌های زمان‌دار یک ابزار وارسی مدل بلا درنگ نقض ویژگی را در قالب یک رد تشخیصی زمان‌دار [۱۲] که در واقع یک مثال‌نقض است بر می‌گرداند. یک TDT در واقع یک دنباله متناوب از انتقال تاخیر[۱۳] و انتقال عملیات[۱۴] ها است که در آن مقدار تاخیرها به صورت سمبلیک مشخص شده‌اند. هدف این پژوهش پیدا کردن مقادیری یا دامنه‌ای از مقادیر برای این تاخیرهای سمبلیک است که بروز خطا را اجتناب ناپذیر می‌کنند یا

[10] Model Checking
[11] Timed Automata
[12] Timed Diagnostic Trace
[13] Transition Delay
[14] Delay Transition

به عبارت دیگر علت واقعی هستند. در این پژوهش اما به صورت مستقیم از تعریف HP استفاده نشده است و بر اساس آن تعریفی برای علت واقعی نقض ویژگی در یک TDT بیان شده است.

۶.۳ چارچوب علیت بر اساس رد سیستم

در [۱۶] نویسندگان این مساله را مطرح می‌کنند که تعریف ارائه شده توسط هالپرن و پرل ذاتا یک مدل بر اساس منطق گزاره‌ای[15] است و به همین دلیل برای درستی‌سنجی پردازه‌ها ایده‌آل نیست. در این پژوهش یک فرمالیسم و تعریف جدید برای علیت بر اساس تعریف HP ارائه می‌شود که در آن از رد[16] های سیستم به جای متغیرها در مدل HP استفاده می‌شود و امکان ترکیب[17] چند مدل با یکدیگر را فراهم می‌کند.

۷.۳ استدلال مبتنی بر علیت در HML

در [۸] نویسندگان از مفهوم استدلال مبتنی در سیستم‌انتقال برچسب‌دار[18] و HML[19] [۲۰] استفاده کرده‌اند. در این پژوهش سیستم با استفاده از یک سیستم انتقال برچسب‌دار مدل می‌شود و رفتار ناامن توسط یک فرمول در قالب HML توصیف می‌شود. سپس یک تعریف جدید که برگرفته شده از تعریف HP است با استفاده از این مدل‌ها برای علت واقعی بیان می‌شود. در این تعریف از مفهومی به نام عدم‌وقوع[20] رویدادها که پیش‌تر در [۲۵] مطرح شده بود استفاده می‌شود. شهود کلی مفهوم عدم‌وقوع در علیت این است که در کنار اینکه رخ‌دادن برخی از رویدادها منجر به خطا می‌شود، رخ ندادن رویدادها هم می‌تواند به عنوان علت در نظر گرفته شود. در تعریف ارائه شده در این پژوهش مجموعه‌ای از محاسبه[21] های سیستم به عنوان علت برقراری یک فرمول HML در سیستم که رفتار نا امن[22] را توصیف می‌کند تعریف می‌شود. هر محاسبه شامل یک دنباله از عملیات‌های سیستم در کنار تعدادی عملیات دیگر، که عدم وقوع آن‌ها هم جزئی از علت است، در نظر گرفته می‌شود. به

[15] Propositional Logic
[16] Trace
[17] Composition
[18] Labeled Transition System
[19] Hennesy Milner Loigc
[20] Non-Occurrence
[21] Computation
[22] Unsafe Behavior

عبارت دیگر یک محاسبه را می‌توان شامل دو جز در نظر گرفت. جز اول یک اجرای سیستم است که منجر به خطا می‌شود. جز دوم مجموعه‌ای از اجراهای سیستم است که منجر به خطا نمی‌شوند و حاصل برگ‌برگ شدن[۲۳] برخی از عملیات‌ها در جز اول این محاسبه هستند. عملیات‌های برگ‌برگ شده عملیات‌هایی هستند که عدم وقوع آن‌ها به عنوان علت بروز خطا در نظر گرفته می‌شود. در این تعریف علت واقعی به گونه‌ای تعریف شده است که محاسباتی که منجر به فعال شدن فرمول HML در سیستم می‌شوند به عنوان علت در نظر گرفته می‌شوند. در این تعریف شروطی مشابه با شروط موجود در تعریف HP در نظر گرفته شده است. در [۹] نویسندگان تعریف خود را بهبود دادند تا تطابق بیشتری با تعریف HP داشته باشد. علاوه بر این در این پژوهش ثابت شده است که این تعریف از علت در سیستم‌هایی که ارتباط همگام[۲۴] شده دارند قابل ترکیب نیست ولی در حالتی که سیستم‌ها ارتباط همگام نداشته باشند امکان ترکیب یا شکستن آن وجود دارد. نتایج حاصل از این پژوهش یکی از انگیزه‌های اصلی پژوهش جاری بود برای اینکه با انتخاب یک مدل معنایی یا تعریف علیت متفاوت امکان ترکیب آن برای سیستم‌های همگام شده بررسی شود. در ادامه به بررسی شباهت‌ها و تفاوت‌های این پژوهش و پژوهش جاری می‌پردازیم اولا در این پژوهش تعریف جدیدی از علت واقعی ارائه شده است در حالی که در پژوهش جاری مستقیما از تعریف ارائه شده در [۱۸] استفاده شده است. در پژوهش جاری تمرکز بر پیدا کردن یک علت برای بروز خطا در سیستم است در حالی که در این پژوهش همه‌ی علل خطا مورد بررسی قرار می‌گیرند. پژوهش جاری علل خطا را در ساختارهای سیستم جستجو می‌کند در حالی که این پژوهش در میان رفتارهای سیستم به دنبال علل خطا می گردد.

۸.۳ جمع‌بندی

همان طور که بررسی شد پژوهش‌های متعددی در زمینه‌ی توضیح خطا ارائه شده است که نشان از اهمیت این مساله در فرآیند درستی‌سنجی و اشکال‌زدایی دارد. همچنین تعریف HP هم مورد توجه زیادی برای پیدا کردن علت خطا قرار گرفته است. یکی از مهم‌ترین تمایزهای پژوهش جاری با پژوهش‌های پیشین در المان‌هایی است که در آن علت خطا پیدا می‌شود. همانطور که بررسی شد در تمامی پژوهش‌های پیشین در این زمینه علت خطا در میان رفتارهای سیستم جستجو می‌شود. اما در پژوهش جاری رویکردی متفاوت استفاده شده است و علت

[23] Interleaving
[24] Synchronized

خطا در میان ساختارهای سیستم، مثلا هم‌روند بودن یا نبودن پردازه، انجام می‌شود. مساله‌ی دیگری که باید به آن اشاره شود این است که در پژوهش جاری همانند [۵، ۱۰] به شکل مستقیم و بدون تغییر از تعریف HP استفاده می‌شود.

فصل ۴

روش و راه‌حل پیشنهادی

۱.۴ مقدمه

در این فصل روش پیدا کردن علت خطا در یک برنامه‌ی توصیف شده در نت‌کت پویا توضیح داده می‌شود. در بخش اول مدل معنایی عبارات نت‌کت پویا با در قالب ساختمان رویداد تعریف می‌شود. در بخش دوم یک مدل علّی برای توصیف ساختمان رویداد مطرح می‌شود. در نهایت در بخش سوم شامل استفاده از این چگونگی ترکیب این دو روش برای توضیح خطا در یک برنامه نت‌کت پویا توضیح داده می‌شود..

۲.۴ مدل معنایی عبارات نت‌کت پویا در قالب ساختمان رویداد

در این بخش ابتدا انواع ترکیب و محدودسازی ساختمان‌های رویداد تعریف می‌شود. سپس با استفاده از این تعاریف یک مدل معنایی برای عبارات نت‌کت پویا ارائه می‌شود.

تعریف ۱.۲.۴. فرض کنید $\mathrm{E} = (E, \#, \vdash)$ یک ساختمان رویداد باشد. به ازای یک مجموعه‌ی $A \subseteq E$،

محدودیت[1] E به A یک ساختمان رویداد به شکل زیر است:

$$\mathrm{E}\lceil A = (A, \#_A, \vdash_A)$$

که اگر Con_A مجموعه‌ی تمامی زیرمجموعه‌های بدون تعارض A در $\mathrm{E}\lceil A$ باشد آنگاه داشته باشیم:

$$X \subseteq Con_A \iff X \subseteq A \wedge X \in Con$$
$$X \vdash_A e \iff X \subseteq A \wedge e \in A \wedge X \vdash e$$

تعریف ۲.۲.۴. فرض کنید $\mathrm{E} = (E, \#, \vdash)$ یک ساختمان رویداد و a یک رویداد باشد. ساختمان رویداد $a\mathrm{E} = (E', \#', \vdash')$ که به معنای افزودن رویداد a به عنوان پیشوند به E است به گونه‌ای تعریف می‌شود که داشته باشیم:

$$E' = \{(0, a)\} \cup \{(1, e) | e \in E\},$$
$$e'_0 \#' e'_1 \iff \exists e_0, e_1 . e'_0 = (1, e_0) \wedge e'_1 = (1, e_1) \wedge e_0 \# e_1$$
$$X \vdash' e' \iff e' = (0, a) \text{ or } [e' = (1, e_1) \wedge (0, a) \in X \wedge \{e | (1, e) \in X\} \vdash e_1]$$

تعریف ۳.۲.۴. یک ساختمان رویداد برچسب‌دار[2] یک پنج‌تایی به شکل $(E, \#, \vdash, L, l)$ است که در آن $(E, \#, \vdash)$ یک ساختمان رویداد، L یک مجموعه از برچسب‌ها (فاقد عنصر * [3]) و l یک تابع به فرم $l : E \to L$ است که به هر رویداد یک برچسب اختصاص می‌دهد. یک ساختمان رویداد برچسب‌دار را به اختصار به صورت (E, L, l) نشان می‌دهیم.

تعریف ۴.۲.۴. در یک ساختمان رویداد رابطه‌ی $\Cup$ را به صورت زیر تعریف می‌کنیم:

$$e \Cup e' \iff e \# e' \vee e = e'$$

[1] Restriction
[2] Labeled Event Structure
[3] در ادامه از * برای مشخص کردن رویدادهای ناهمگام استفاده می‌کنیم. به همین دلیل این عنصر را به عنوان یک برچسب خاص از مجموعه‌ی برچسب‌های ممکن کنار می‌گذاریم.

تعریف ۵.۲.۴. فرض کنید (E, L, l) یک ساختمان رویداد برچسب‌دار و α یک برچسب باشد. $\alpha(\mathrm{E}, L, l)$ را به صورت یک ساختمان رویداد برچسب‌دار به شکل $(\alpha\mathrm{E}, L', l)$ تعریف می‌کنیم که در آن $L' = \{\alpha\} \cup L$ و به ازای هر $e' \in E'$ داشته باشیم:

$$l'(e') = \begin{cases} \alpha & \text{if } e = (0, \alpha) \\ l(e) & \text{if } e = (1, e) \end{cases}$$

تعریف ۶.۲.۴. فرض کنید $\mathrm{E}_0 = (E_0, \#_0, \vdash_0, L_0, l_0)$ و $\mathrm{E}_1 = (E_1, \#_1, \vdash_1, L_1, l_1)$ دو ساختمان رویداد برچسب‌دار باشند. مجموع این دو ساختمان رویداد $\mathrm{E}_0+\mathrm{E}_1$ را به صورت یک ساختمان رویداد برچسب‌دار $(E, \#, \vdash, L, l)$ تعریف می‌کنیم که در آن داشته باشیم:

$$E = \{(0, e) | e \in E_0\} \cup \{(1, e) | e \in E_1\}$$

با استفاده از این مجموعه از رویدادها توابع $\iota_k : E_k \to E$ را به ازای $k = 0, 1$ به شکل زیر تعریف می‌کنیم:

$$\iota_k(e) = (k, e)$$

به صورت شهودی در ساختمان رویداد جدید روابط تعارض قبلی بین رویدادها حفظ می‌شود و علاوه بر آن بین هر دو رویدادی که یکی در E_0 و دیگری در E_1 بوده‌اند یک تعارض در نظر گرفته می‌شود. به صورت دقیق‌تر رابطه‌ی تعارض در این ساختمان رویداد به شکل زیر تعریف می‌شود:

$$\begin{aligned} e \# e' \iff & \exists e_0, e'_0 . e = \iota_0(e_0) \wedge e' = \iota_0(e'_0) \wedge e_0 \#_0 e'_0 \\ & \bigvee \exists e_1, e'_1 . e = \iota_1(e_1) \wedge e' = \iota_1(e'_1) \wedge e_1 \#_1 e'_1 \\ & \bigvee \exists e_0, e_1 . (e = \iota_1(e_0) \wedge e' = \iota_1(e_1)) \vee (e' = \iota_1(e_0) \wedge e = \iota_1(e_1)) \end{aligned}$$

رابطه‌ی فعال‌سازی در ساختمان رویداد جدید عملا حاصل اجتماع روابط فعال‌سازی هر یک از عملوندها است،

به صورت دقیق‌تر داریم:

$$X \vdash e \iff X \in Con \wedge e \in E \wedge$$
$$(\exists X_0 \in Con_0, e_0 \in E_0 . X = \iota_0 X_0 \wedge e = \iota_0(e_0) \wedge X_0 \vdash_0 e_0) \vee$$
$$(\exists X_1 \in Con_1, e_1 \in E_1 . X = \iota_1 X_1 \wedge e = \iota_1(e_1) \wedge X_1 \vdash_1 e_1)$$

مجموعه‌ی برچسب‌ها را به صورت $L = L_0 \cup L_1$ و تابع برچسب‌گذاری را به شکل تعریف می‌کنیم:

$$l(e) = \begin{cases} l_0(e_0) & \text{if } e = \iota_0(e_0) \\ l_1(e_1) & \text{if } e = \iota_1(e_1) \end{cases}$$

تعریف ۷.۲.۴. فرض کنید که $\mathrm{E}_0 = (E_0, \#_0, \vdash_0, L_0, l_0)$ و $\mathrm{E}_1 = (E_1, \#_1, \vdash_1, L_1, l_1)$ دو ساختار رویداد برچسب‌گذاری شده باشند. حاصلضرب آن‌ها $\mathrm{E}_0 \times \mathrm{E}_1$ را به صورت یک ساختمان رویداد برچسب‌گذاری شده $\mathrm{E} = (E, \#, \vdash, L, l)$ تعریف می‌کنیم که در آن رویدادها به صورت زیر تعریف می‌شوند:

$$E_0 \times_* E_1 = \{(e_0, *) | e_0 \in E_0\} \cup \{(*, e_1) | e_1 \in E_1\} \cup \{(e_0, e_1) | e_0 \in E_0 \wedge e_1 \in E_1\}$$

با توجه به این مجموعه رویدادها توابعی به شکل $\pi_i : E \to_* E_i$ تعریف می کنیم که به ازای $i = 0, 1$ داشته باشیم: $\pi_i(e_0, e_1) = e_i$. در اینجا رابطه‌ی تعارض را به کمک رابطه‌ی $\Cup$ که پیش‌تر تعریف شد، به شکل زیر به ازای تمامی رویدادهای $e, e' \in E$ توصیف می‌کنیم:

$$e \Cup e' \iff \pi_0(e) \Cup_0 \pi_0(e') \vee \pi_1(e) \Cup_1 \pi_1(e')$$

رابطه‌ی فعال‌سازی را به صورت زیر تعریف می‌کنیم:

$$X \vdash e \iff X \in Con \wedge e \in \mathcal{E} \wedge$$
$$(\pi_0(e) \text{ defined } \Rightarrow \pi_0 X \vdash_0 \pi_0(e)) \wedge (\pi_1(e) \text{ defined } \Rightarrow \pi_1 X \vdash_1 \pi_1(e))$$

مجموعه‌ی برچسب‌های حاصلضرب را به صورت زیر تعریف می‌کنیم:

$$L_0 \times_* L_1 = \{(\alpha_0, *) | \alpha_0 \in L_0\} \cup \{(*, \alpha_1) | \alpha_1 \in L_1\} \cup \{(\alpha_0, \alpha_1) | \alpha_0 \in L_0 \wedge \alpha_1 \in L_1\}$$

در انتها تابع برچسب‌گذاری را به صورت زیر تعریف می‌کنیم:

$$l(e) = (l_0(\pi_0(e)), l_1(\pi_1(e))))$$

تعریف ۸.۲.۴. فرض کنید که $\mathrm{E} = (E, \#, \vdash, L, l)$ یک ساختمان رویداد برچسب‌دار باشد. فرض کنید Λ یک زیرمجموعه از L باشد. محدودیت E به Λ را به صورت $\mathrm{E}\lceil\Lambda$ و به شکل یک ساختمان رویداد برچسب‌گذاری شده به شکل $(E', \#', \vdash', L \cap \Lambda, l')$ که در آن $(E', \#', \vdash') = (E, \#, \vdash)\lceil\{e \in E | l(e) \in \Lambda\}$ است و تابع برچسب‌گذاری معادل محدودسازی تابع l به دامنه‌ی $L \cap \Lambda$ است.

۱.۲.۴ معنای عبارات نت‌کت پویای نرمال

در ادامه ابتدا فرم نرمال عبارات نت‌کت پویا را تعریف می‌کنیم. فرض کنید که فیلدهای ممکن برای بسته‌ها $f_1, f_2, ..., f_k$ باشند. یک فیلتر کامل[۴] به صورت $\alpha = f_1 = n_1 ... f_k = n_k$ و یک اختصاص کامل[۵] به صورت $\pi = f_1 \leftarrow n_1 ... f_k \leftarrow n_k$ تعریف می‌شود. می‌گوییم یک عبارت q در $NetKAT^{-dup}$ به فرم نرمال است اگر به شکل $\Sigma_{\alpha \cdot \pi \in A} \alpha \cdot \pi$ باشد که داشته باشیم $\mathcal{A} = \{\alpha_i \cdot \pi_i | i \in I\}$. در عبارت قبل I مدل زبانی $NetKAT^{-dup}$ می‌باشد. بر اساس لم ۵ در [۷] به ازای هر عبارت p در $NetKAT^{-dup}$ یک عبارت p' به فرم نرمال وجود دارد که داشته باشیم: $p \equiv p'$.

[4] Complete Test
[5] Complete Assignment

تعریف ۹.۲.۴. فرض کنید که p یک عبارت نت‌کت پویا و X متغیری باشد که در p استفاده شده است. یک رخداد X در p محافظت شده [۶] است اگر و تنها اگر یکی از شروط زیر برقرار باشد:

- p جمله‌ای به شکل $p';t$ داشته باشد که در آن هیچ متغیری در p' استفاده نشده باشد یا X در t رخ داده باشد و رخداد تمامی متغیرهای دیگر در p' محافظت شده باشند.
- عبارت p به فرم یکی از عبارت‌های $y?X;t$ یا $y!X;t$ باشد.

تعریف ۱۰.۲.۴. یک عبارت نت‌کت پویا مانند p را محافظت شده می‌نامیم اگر همه‌ی رخدادهای تمامی متغیرها در آن محافظت شده باشند.

تعریف ۱۱.۲.۴. زبان نت‌کت پویا نرمال را با دستور زبان زیر تعریف می‌کنیم:

$$F ::= \alpha \cdot \pi$$

$$D ::= \bot | F; D | x?F; D | x!F; D | D \parallel D | D \oplus D$$

با استفاده از لم ۹ در [۷] ثابت شده است که به ازای هر عبارت محافظت شده p در نت‌کت پویا یک عبارت معادل آن به فرم نرمال وجود دارد که داشته باشیم: $p \equiv q$. بنابراین در نهایت می‌توانیم هر عبارت محافظت شده نت‌کت پویا را به فرم یک عبارت نرمال با توجه به تعریف ۱۱.۲.۴ بنویسیم. در ادامه فرض کنیم که $\mathcal{A}$ مجموعه‌ی الفبا شامل تمامی حروف به شکل $\alpha \cdot \pi, x?F, x!F$ باشد و داشته باشیم $\alpha \in \mathcal{A}, L \subseteq \mathcal{A}$. معنای عبارات نت‌کت پویای نرمال را با به صورت زیر تعریف می‌کنیم:

$$[\![\bot]\!] = (\varnothing, \varnothing)$$

$$[\![\alpha; t]\!] = \alpha([\![t]\!])$$

$$[\![t_1 \oplus t_2]\!] = [\![t_1]\!] + [\![t_2]\!]$$

$$[\![t_1 \parallel t_2]\!] = [\![t_1]\!] \times [\![t_2]\!]$$

$$[\![\delta_L(t)]\!] = [\![t]\!] \lceil \mathcal{A} \setminus L$$

[6] Guarded

سمت چپ معادلات بالا عبارات نت‌کت پویای نرمال و در سمت راست ساختمان رویداد معادل هر یک مشخص شده است. در معادلات بالا $(\varnothing, \varnothing)$ یک ساختمان رویداد که مجموعه‌ی رویدادها و مجموعه‌ی برچسب‌های آن تهی است را نشان می‌دهد.

۳.۴ مدل علّی برای ساختمان رویداد

در ادامه نحوه‌ی توصیف یک ساختمان رویداد در قالب یک مدل علّی مطابق تعریف HP را بیان می کنیم. فرض کنیم که $\mathrm{E} = (E, \#, \vdash)$ یک ساختمان رویداد باشد. مدل علّی این ساختمان رویداد را به صورت $\mathcal{M} = (\mathcal{S}, \mathcal{F}, \mathcal{E})$ تعریف می‌کنیم که در آن $\mathcal{S} = (\mathcal{U}, \mathcal{V}, \mathcal{R})$. در این مدل فرض می‌کنیم همه‌ی متغیرها از نوع بولی هستند. همچنین در این مدل متغیر برونی در نظر نمی‌گیریم بنابراین داریم $\mathcal{U} = \varnothing$. اگر فرض کنیم مجموعه رویدادها به صورت $E = \{e_1, e_2, ..., e_n\}$ باشد مجموعه‌ی متغیرهای درونی را به صورت زیر تعریف می‌کنیم:

$$\begin{aligned}\mathcal{V} =& \{C_{e_i,e_j} \mid 1 \le i < j \le n. e_i \in E \wedge e_j \in E\} \\ & \cup \{EN_{s,e} \mid s \in \mathcal{P}(E), e \in E. e \notin s\} \\ & \cup \{M_{s,e} \mid s \in \mathcal{P}(E), e \in E. e \notin s\} \cup \{PV\}\end{aligned}$$

به صورت شهودی به ازای هر عضو از رابطه‌های $\#, \vdash, \vdash_{min}$ یک متغیر درونی در نظر می‌گیریم که درست بودن این متغیر به معنای وجود عنصر متناظر با آن در رابطه است.

به ازای $x, y \in \mathcal{P}(E)$ پوشیده شدن[۷] x توسط y را که با $x \prec y$ نمایش می‌دهیم به صورت زیر تعریف می‌کنیم:

$$x \subseteq y \wedge x \neq y \wedge (\forall z. x \subseteq z \subseteq y \Rightarrow x = z \text{ or } y = z)$$

همچنین به ازای هر متغیر $X \in \mathcal{V}$ بردار $\vec{V}_X$ را بردار شامل همه‌ی متغیرهای درونی به غیر از X تعریف می‌کنیم.

[7] Covering

با استفاده از این تعاریف توابع متغیرهای درونی را به صورت زیر تعریف می‌کنیم:

$$F_{C_{e,e'}}(\vec{V}_{C_{e,e'}}) = \begin{cases} true & \text{if } e\#e' \\ false & \text{otherwise} \end{cases}$$

$$F_{M_{s,e}}(\vec{V}_{M_{s,e}}) = \begin{cases} Min(s,e) \wedge Con(s) & \text{if } s \vdash_{min} e \\ false & \text{otherwise} \end{cases}$$

$$F_{EN_{s,e}}(\vec{V}_{EN_{s,e}}) = \left(M_{s,e} \vee \left(\bigvee_{s' \prec s} EN_{s',e} \right) \right) \bigwedge Con(s)$$

که در آن‌ها داریم:

$$Con(s) = \left(\bigwedge_{1 \leq j < j' \leq n \wedge e_j, e_{j'} \in s} \neg C_{e_j, e_{j'}} \right)$$
$$Min(s,e) = \left(\bigwedge_{s' \subseteq E.(s' \subset s \vee s \subset s') \wedge e \notin s'} \neg M_{s',e} \right)$$

فرض کنید که $\mathbb{E}$ مجموعه‌ی تمامی سه‌تایی‌ها به فرم $(E, \#', \vdash')$ باشد که داشته باشیم:

$$\#' \subseteq E \times E$$
$$\vdash' \subseteq \mathcal{P}(E) \times E$$

یک تابع به فرم $ES : \times_{V \in \mathcal{V} \setminus \{PV\}} \mathcal{R}(V) \to \mathbb{E}$ تعریف می‌کنیم که به صورت شهودی ساختمان رویداد حاصل از مقدار فعلی متغیرها در مدل علّی را به دست می‌دهد. فرض کنیم $\vec{v}$ برداری شامل مقادیر متغیرهای $\mathcal{V} \setminus \{PV\}$ باشد. به ازای هر متغیر مانند $V \in \mathcal{V}$ مقدار آن در $\vec{v}$ را با $\vec{v}(V)$ نمایش می‌دهیم. تابع ES را به گونه‌ای تعریف

می‌کنیم که اگر $ES(\vec{v}) = (E, \#', \vdash')$ آنگاه داشته باشیم:

$$\forall e, e' \in E. e\#'e' \wedge e'\#'e \iff \vec{v}(C_{e,e'}) = \text{True}$$
$$\forall s \in \mathcal{P}(E), e \in E. s \vdash' e \iff \vec{v}(EN_{s,e}) = \text{True}$$

در ادامه فرض می‌کنیم که رفتار نا امن[8] سیستمی که در قالب ساختمان رویداد مدل شده است، در قالب تابع متغیر PV توصیف شده است و در صورتی که رفتار نا امن در سیستم وجود داشته باشد مقدار آن درست و در غیر این صورت غلط است. در نهایت مقداردهی‌های مجاز $\mathcal{E}$ را مجموعه‌ی مقداردهی‌هایی مانند $\vec{v}$ در نظر می‌گیریم که خروجی تابع ES به ازای آن‌ها یک ساختمان رویداد باشد.

برای پیدا کردن علت واقعی در این مدل از تعریف زیر که در واقع سازگار شده‌ی تعریف ۲.۶.۲ برای مدل علّی تعمیم یافته است، استفاده می‌کنیم:

تعریف ۱.۳.۴. اگر $M = (\mathcal{S}, \mathcal{F}, \mathcal{E})$ یک مدل علّی تعمیم یافته و $\vec{V}$ برداری از متغیرهای $\mathcal{V} \setminus PV$ باشد، فرمول $\vec{X} = \vec{x}$ علت واقعی φ در $(M, \vec{u})$ است اگر شرایط زیر برای آن برقرار باشد:

۱. $(M, \vec{u}) \models (\vec{X} = \vec{x}) \wedge \varphi$

۲. یک افراز مانند $(\vec{Z}, \vec{W})$ از مجموعه‌ی متغیرهای $\mathcal{V}$ با شرط $\vec{X} \subseteq \vec{Z}$ و مقادیر $(\vec{x}, \vec{w}')$ برای متغیرهای $(\vec{X}, \vec{W})$ وجود داشته باشد که داشته باشیم $(M, \vec{u}) \models \vec{Z} = \vec{z}^*$ و شرایط زیر را برآورده کند:

(آ) $(M, \vec{u}) \models [\vec{X} \leftarrow \vec{x}', \vec{W} \leftarrow \vec{w}']\neg\varphi \wedge \vec{V} = \vec{v} \wedge \vec{v} \in \mathcal{E}$

(ب) $\forall \vec{W}' \subseteq \vec{W}, \vec{Z}' \in \vec{Z}. (M, \vec{u}) \models [\vec{X} \leftarrow \vec{x}, \vec{W}' \leftarrow \vec{w}', \vec{Z}' \leftarrow \vec{z}^*]\vec{V} = \vec{v} \wedge \vec{v} \in \mathcal{E} \Rightarrow \varphi$

۳. $\vec{X}$ مینیمال باشد.

در این تعریف برای اینکه تنها مقداردهی‌های مجاز برای پیدا کردن علت واقعی در نظر گرفته شوند شرط ۲ تغییر یافته است. بند اضافه شده به شرط ۲.آ بیان می‌کند که تغییرات ایجاد شده در مدل یک مقدار دهی مجاز باشند. بند اضافه شده در ۲.ب باعث می‌شود این شرط تنها در حالت‌هایی بررسی شود که مقداردهی داده شده مجاز باشد.

[8] Unsafe Behavior

۴.۴ پیدا کردن علت خطا در نت‌کت پویا

با استفاده از تعاریف بخش‌های قبلی در این بخش به چگونگی پیدا کردن علت خطا در یک برنامه توصیف شده در نت‌کت پویا می‌پردازیم.

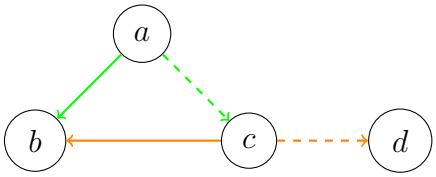
فرض می‌کنیم که یک عبارت نت‌کت پویا p در اختیار داریم. ابتدا عبارت p را به فرم نرمال مطابق تعریف ۱۱.۲.۴ در می‌آوریم. فرض کنیم عبارت q فرم نرمال عبارت p باشد. اکنون فرض کنیم $[\![q]\!]$ = E ساختمان رویداد معادل q باشد. اکنون مدل علّی $\mathcal{M}$ را بر اساس E می‌سازیم و رفتار نا امن را در قالب تابع متغیر PV این مدل و به شکل یک شرط بر روی مجموعه‌ی پیکربندی‌های مدل علّی توصیف می‌کنیم. در نهایت کافی است برای پیدا کردن علت واقعی رفتار نا امن، علت واقعی PV = True در $\mathcal{M}$ را بر اساس تعریف ۱.۳.۴ پیدا کنیم. توجه کنید که در اینجا محدودیتی برای چگونگی تعریف رفتار نا امن وجود ندارد و این تعریف می‌تواند هر شرطی بر روی مجموعه‌ی پیکربندی‌های مدل علّی باشد.

در این پژوهش دو روش برای توصیف رفتار نا امن مورد استفاده قرار می‌گیرد. در روش اول رفتار نا امن را به شکل مجموعه‌ای از پیکربندی‌های نا امن توصیف می‌کنیم. اگر مجموعه‌ی C شامل پیکربندی‌هایی از سیستم باشد که رفتار نا امن دارند رفتار نا امن سیستم را می‌توان در قالب تابع زیر تعریف کرد:

$$F_{PV}(\vec{V}_{PV}) = \bigvee_{c \in C} c \in \mathcal{F}(ES(\vec{v})) \qquad (۱.۴)$$

در روش دوم رفتار نا امن را وجود یک پیکربندی شامل رویدادی با برچسب نا امن در نظر می‌گیریم. برای این منظور فرض می‌کنیم که $U \subseteq L$ مجموعه‌ی برچسب‌های نا امن سیستم باشد که L مجموعه‌ی تمامی برچسب‌های ممکن است و رفتار نا امن را در قالب تابع زیر توصیف می‌کنیم:

$$F_{PV}(\vec{V}_{PV}) = \exists c \in \mathcal{F}(ES(\vec{v})).\exists e \in c.l(e) \in U$$



شکل ۱.۴: شبکه‌ی ناقض ویژگی لیست سیاه

۵.۴ بررسی چند ویژگی شبکه

در این فصل با استفاده از مدل علّی تعریف شده در بخش پیشین، علت نقض چند دسته از ویژگی‌های رایج در شبکه را مورد بررسی قرار می‌دهیم.

در ادامه فرض می‌کنیم که فیلد sw در همه‌ی توصیف‌های نت‌کت پویا وجود دارد. همچنین برای ساده‌تر شدن توصیف‌ها از اصل زیر استفاده می‌کنیم:

$$x \rightarrow y \triangleq sw = x \cdot sw \leftarrow y$$

۶.۴ لیست سیاه

در این ویژگی، یک لیست سیاه[9] از مکان‌هایی در شبکه وجود دارد که نباید در شبکه به آن‌ها دسترسی وجود داشته باشد [۳۰]. مهم‌ترین استفاده از لیست سیاه را می‌توان برای اعمال سیاست‌های کنترل دسترسی در نظر گرفت که مثلا برخی از میزبان‌ها که دارای اطلاعات حیاتی هستند در لیست سیاه قرار می‌گیرند تا از بیرون به آن‌ها دسترسی وجود نداشته باشد. به عنوان مثال دیگر ممکن است برخی از عناصر شبکه برای تعمیر برای مدتی کنار گذاشته شوند برای این منظور می‌توان آن‌ها را در لیست سیاه قرار داد تا دسترسی به آن‌ها سبب از دست رفتن بسته‌ها نشود.

برای پیدا کردن علت نقض شدن ویژگی لیست سیاه شبکه‌ی رسم شده در شکل ۱.۴ را در نظر بگیرید. در این شبکه سوییچ d در لیست سیاه قرار دارد، بنابراین در هیچ لحظه نباید از a که ورودی شبکه است در دسترس باشد. بنابراین در شبکه عدم دسترسی a به d را به عنوان ویژگی در نظر می‌گیریم. در شبکه‌ی بالا ابتدا مسیرهایی

[9] Blacklist

که با خط پررنگ مشخص شده‌اند وجود دارند. در ادامه هر یک از این مسیرها با مسیرهای خط‌چین جایگزین می‌شوند. فرض کنید به روز رسانی این مسیرها توسط دو پردازه هم‌روند انجام می‌شود. واضح است که اگر هر دوی این به‌روز رسانی‌ها انجام شوند دسترسی به سوییچی که در لیست سیاه قرار دارد ممکن می‌شود. اکنون فرض کنید که از عبارات زیر برای توصیف این شبکه در نت‌کت پویا استفاده کنیم:

$$P = p!1$$

$$Q = q!1$$

$$N = F \oplus p?1; N_p \oplus q?1; N_q$$

$$N_p = F_p \oplus q?1; F_{pq}$$

$$N_q = F_q \oplus p?1; F_{pq}$$

$$F = a \to b \oplus c \to b$$

$$F_p = a \to c \oplus c \to b \oplus a \to b$$

$$F_q = a \to b \oplus c \to d$$

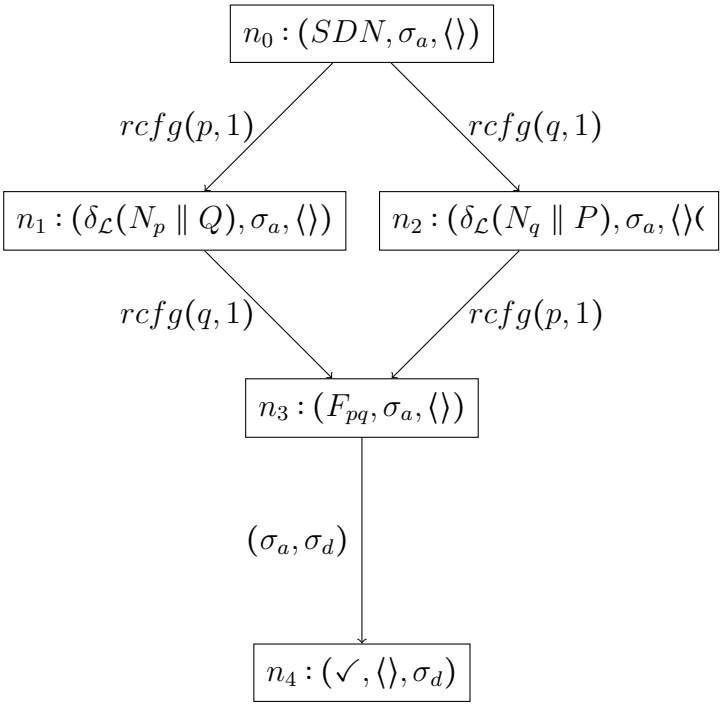
$$F_{pq} = a \to c \oplus c \to d \oplus a \to d$$

$$SDN = \delta_{\mathcal{L}}(N \parallel P \parallel Q)$$

$$\mathcal{L} = \{p!1, p?1, q?1, q?1\}$$

در توصیف بالا پردازه‌های P و Q به ترتیب وظیفه‌ای ارسال پیام برای به روز رسانی مسیرهای سبز و نارنجی را دارند. پردازه‌ی N رفتار ابتدایی شبکه و پردازه‌های N_p و N_q به ترتیب رفتار شبکه را پس از به روز رسانی مسیرهای سبز و نارنجی توصیف می‌کنند. پردازه های F, F_p, F_q, F_{pq} رفتارهای ارسالی[10] شبکه را توصیف می‌کنند. در نهایت رفتار کلی شبکه توسط پردازه‌ی SDN توصیف شده است که حاصل ترکیب موازی پردازه‌های N, P, Q و جلوگیری از اجرای عملیات‌های همگام نشده است. در توصیف بالا امکان اجرای هر دو به روز رسانی وجود دارد بنابراین شبکه این امکان را دارد که به حالتی برسد که مسیری از a به d در آن وجود داشته باشد. برای مثال فرض کنید که σ_a یک بسته وارد شده به شبکه باشد که داشته باشیم: $\sigma_a(sw) = a$. شکل ۲.۴ بخشی از نمودار سیستم انتقال این شبکه را زمانی که این بسته به شبکه وارد شود نشان می‌دهد. اگر فرض کنیم σ_d بسته‌ای باشد که $\sigma_d(sw) = d$ همانطور که در نمودار مشخص است دو مسیر به حالتی که بسته از سوییچ a به d برسد وجود دارد. به دلیل هم‌روندی پردازه‌های P و Q دو ترتیب برای اجرای این به‌روز رسانی‌ها وجود دارد و به همین دلیل دو مسیر منجر به خطا در این شبکه وجود دارد. اکنون می‌خواهیم علت بروز این خطا را پیدا کنیم. فرض کنید $\mathrm{E} = [\![SDN]\!]$ ساختمان رویداد این شبکه و $\mathcal{M}$ مدل علی E بر اساس مدل تعریف شده در ۳.۴ باشد. در این

[10] Forwarding

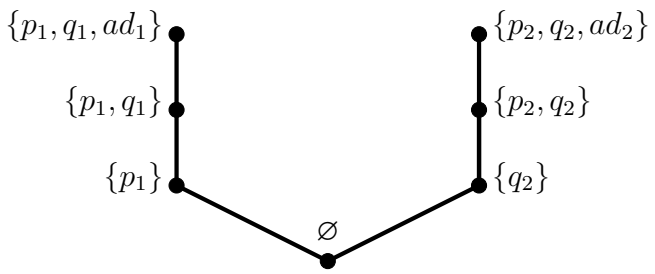


شکل ۲.۴: بخشی از سیستم انتقال SDN

مدل تابع متغیر PV را به صورت زیر تعریف می‌کنیم:

$$F_{PV}(\vec{V}_{PV}) = \exists c \in \mathcal{F}(ES(\vec{v})).\exists e \in c.l(e) = a \rightarrow d$$

تابع بالا رفتار نا امن را وجود پیکربندی‌ای که شامل رویدادی با برچسب $a \rightarrow d$ باشد توصیف می‌کند. با توجه به ترتیب اجرای به‌روزرسانی‌ها در شبکه دو رویداد برای هر یک از عملیات‌های $rcfg(p,1)$، $rcfg(q,1)$ و $a \rightarrow d$ در ساختمان رویداد وجود دارد. فرض کنید برای رویدادهای مرتبط با این عملیات‌ها شش رویداد



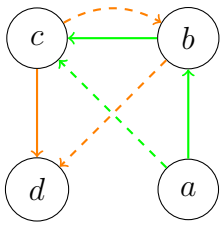
شکل ۳.۴: بخشی از پیکربندی‌های ساختمان رویداد SDN

$p_1, p_2, q_1, q_2, ad_1, ad_2$ وجود داشته باشد که برچسب آن‌ها به صورت زیر باشد:

$$l(p_1) = rcfg(p, 1)$$
$$l(p_2) = rcfg(p, 1)$$
$$l(q_1) = rcfg(q, 1)$$
$$l(q_2) = rcfg(q, 1)$$
$$l(ad_1) = a \to d$$
$$l(ad_2) = a \to d$$

شکل ۳.۴ قسمتی از نمودار ساختمان رویداد این شبکه را نشان می‌دهد که در آن تمام پیکربندی‌هایی که یکی از رویدادهای ad_1 یا ad_2 را داشته باشند قابل دسترس باشد. با استفاده از مدل علّی در این مثال می‌توانیم $C(p_1, q_1)$ = False را به عنوان یک علت برای نقض ویژگی لیست سیاه معرفی کنیم در صورتی که از $(C(p_2, q_2), \text{True}, \text{True})$ به عنوان شاهد استفاده کنیم. ابتدا با توجه به شکل ۳.۴ در E پیکربندی $\{p_1, q_1, ad_1\}$ قابل دسترسی است. بنابراین مقدار PV صحیح است. همچنین بین رویدادهای p_1 و q_1 تعارضی وجود ندارد پس داریم $C(p_1, q_1)$ = False. بنابراین شرط ۱ در تعریف ۱.۳.۴ برقرار است.

اکنون فرض کنید که مقدار $C(p_1, q_1)$ و $C(p_2, q_2)$ را برابر صحیح قرار دهیم. در این حالت هیچ یک از پیکربندی‌های $\{p_1, q_1, ad_1\}$ و $\{p_2, q_2, ad_2\}$ دیگر نمی‌توانند عضوی از پیکربندی‌های $ES(\vec{v})$ در $\mathcal{M}$ باشند زیرا با توجه به مقدار متغیرها بین رویدادهای p_1 و q_1 و همچنین بین رویدادهای p_2 و q_2 تعارض وجود دارد. پس تحت این شرایط مقدار PV غلط می‌شود بنابراین شرط ۲.آ هم برقرار می‌شود. برای بررسی برقراری شرط ۲.ب



شکل ۴.۴: شبکه‌ی ناقض ویژگی نبود دور

باید فرض کنیم که مقدار $C(p_1, q_1)$ غلط است. توجه کنید که در این شرایط پیکربندی $\{p_1, q_1, ad_1\}$ عضوی از پیکربندی‌های $ES(\vec{v})$ است و مقدار $C(p_2, q_2)$ روی این مساله تاثیری ندارد. همچنین برگرداندن مقادیر بقیه متغیرها به مقدار اولیه آن‌ها باعث حذف $\{p_1, q_1, ad_1\}$ از مجموعه‌ی پیکربندی‌ها نمی‌شود بنابراین شرط ۲.ب هم برقرار است. با توجه به اینکه علت تنها شامل یک جمله است بنابراین شرط مینیمال بودن هم برقرار است. بنابراین در نهایت می‌توان نتیجه گرفت که $C(p_1, q_1)$ یک علت واقعی برای بروز خطا در این شبکه است. در این مثال مشخص است که علت پیدا شده با علتی که به صورت شهودی باعث بروز خطا بوده است تطبیق دارد.

۷.۴ نبود دور

این ویژگی بیان می‌کند که شبکه نباید هرگز دارای دور باشد [۱۴]. وجود دور در شبکه می‌تواند باعث مشکلاتی مانند دور زدن یک بسته در شبکه بدون رسیدن به مقصد و در نتیجه کاهش کارایی شبکه شود. به عنوان مثال شبکه‌ی رسم شده در شکل ۴.۴ را در نظر بگیرید. در ابتدا مسیری از a به d وجود دارد. در این شبکه دو به روز رسانی بر روی سوییچ‌های a و c انجام می‌شود تا مسیر جدیدی از a به d ایجاد شود که اینبار ابتدا از c

عبور می‌کند. می‌توانیم از توصیف نت‌کت پویای زیر برای توصیف این شبکه استفاده کنیم:

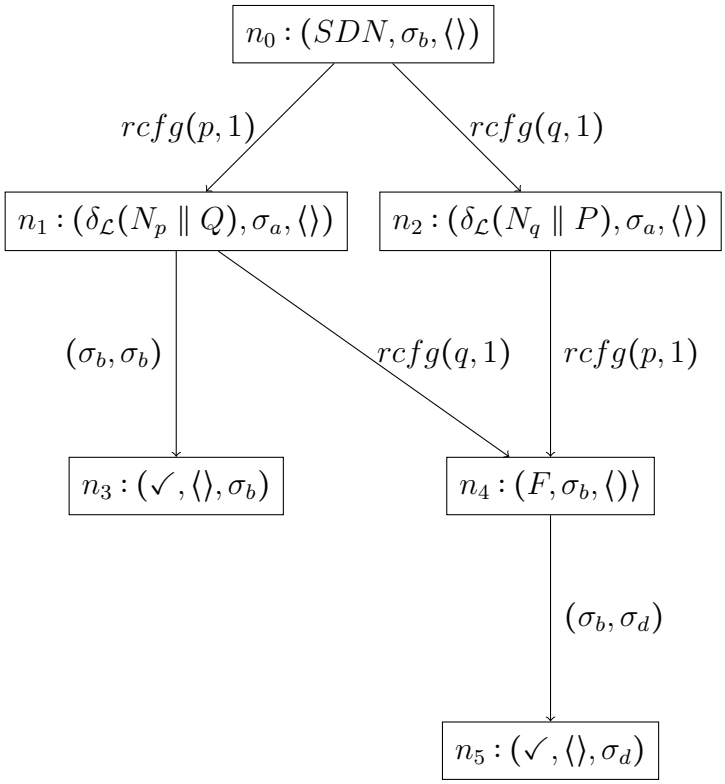
$$P = p!1$$
$$Q = q!1$$
$$N = F \oplus p?1; N_p \oplus q?1; N_q$$
$$N_p = F_p \oplus q?1; F$$
$$N_q = F_q \oplus p?1; F$$
$$SDN = \delta_{\mathcal{L}}(N \parallel P \parallel Q)$$
$$\mathcal{L} = \{p!1, p?1, q!1, q?1\}$$

$$F = a \to b \oplus a \to c \oplus a \to d \oplus b \to c \oplus b \to d \oplus c \to d$$
$$F_p = a \to c \oplus a \to d \oplus c \to d$$
$$F_q = a \to b \oplus a \to c \oplus a \to d \oplus b \to c \oplus b \to b \oplus b \to d \oplus c \to b \oplus c \to c \oplus c \to d$$

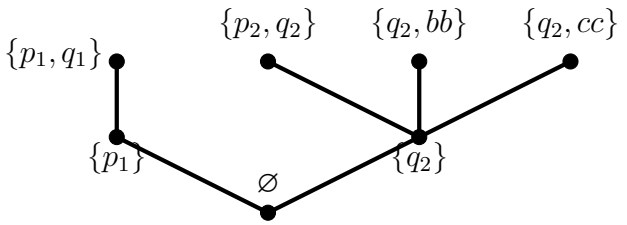
در توصیف بالا پردازه‌های P و Q به ترتیب وظیفه‌ای ارسال پیام برای به روز رسانی مسیرهای سبز و نارنجی را دارند. توجه کنید که در این توصیف پس از اجرای هر دو به روزرسانی رفتار ارسالی شبکه همانند رفتار اولیه خود می‌شود. همانطور که در شکل ۴.۴ مشخص است اگر به روز رسانی نارنجی پیش از به روز رسانی سبز انجام شود در شبکه یک دور شامل گره‌های c و b ایجاد می‌شود. شکل ۵.۴ قسمتی از سیستم انتقال برچسب‌دار شبکه را در حالتی که یک بسته ورودی روی سوییچ b وجود داشته باشد را نشان می‌دهد. همانطور که در شکل مشخص است پس از انجام به روز رسانی مسیر نارنجی امکان عملیاتی به شکل (σ_b, σ_b) وجود دارد که به معنی وجود حلقه در این شبکه است. اما اگر به روز رسانی مسیر سبز هم انجام شود تنها عملیات ممکن روی بسته ارسال آن به سوییچ d است. اکنون فرض کنید که $\mathrm{E} = [\![SDN]\!]$ ساختمان رویداد این شبکه و $\mathcal{M}$ مدل علی E بر اساس تعریف باشد. در این مدل تابع متغیر PV را به صورت زیر تعریف می‌کنیم:

$$F_{PV}(\vec{V}_{PV}) = \bigvee_{c \in C} c \in \mathcal{F}(ES(\vec{v}))$$
$$C = \{c \subset E | \exists e \in c.l(e) = b \to b \vee l(e) = c \to c\}$$

در این تابع رفتار نا امن وجود پیکربندی‌ای شامل یکی از برچسب‌های $b \to b$ یا $c \to c$ در شبکه است. همانند مثال قبل با توجه به ترتیب اجرای به‌روزرسانی‌ها در شبکه دو رویداد برای هر یک از عملیات‌های $rcfg(p,1)$ و $rcfg(q,1)$ در ساختمان رویداد وجود دارد. فرض کنید برای رویدادهای مرتبط با این عملیات‌ها چهار رویداد



شکل ۵.۴: بخشی از سیستم انتقال SDN



شکل ۶.۴: بخشی از پیکربندی‌های ساختمان رویداد SDN

p_1, p_2, q_1, q_2 وجود داشته باشد که برچسب آن‌ها به صورت زیر باشد:

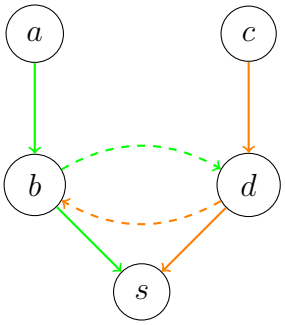
$$l(p_1) = rcfg(p, 1)$$
$$l(p_2) = rcfg(p, 1)$$
$$l(q_1) = rcfg(q, 1)$$
$$l(q_2) = rcfg(q, 1)$$

همچنین فرض کنید برچسب رویدادهای bb, cc به ترتیب $b \to b, c \to c$ باشد. شکل ۶.۴ قسمتی از نمودار ساختمان رویداد این شبکه را نشان می‌دهد که در آن تمام پیکربندی‌هایی وجود داشته باشد که یکی از رویدادهای bb یا cc قابل دسترس باشد.

در این مثال می‌توان $M_{\{p_2\},q_2} = \text{False}$ با در نظر گرفتن $(\varnothing, \varnothing, \text{True})$ به عنوان شاهد را یک علت واقعی وجود دور در این شبکه معرفی کرد. با توجه به تعریف مدل علّی در بخش ۳.۴ توابع متغیرهای $M_{\varnothing,q_2}$ و $EN_{\varnothing,q_2}$ به صورت زیر تعریف می‌شوند:

$$\begin{aligned} F_{M_{\varnothing,q_2}}(\vec{V}_{M_{\varnothing,q_2}}) &= Min(\varnothing, q_2) \wedge Con(\varnothing) \\ &= Min(\varnothing, q_2) \\ &= \bigwedge_{q_2 \notin s'} \neg M_{s',q_2} \\ F_{EN_{\varnothing,q_2}}(\vec{V}_{EN_{\varnothing,q_2}}) &= M_{\varnothing,q_2} \end{aligned}$$

با توجه به این توابع واضح است که اگر مقدار $M(\{p_2\}, q_2)$ را برابر صحیح قرار دهیم آنگاه مقدار $M(\varnothing, q_2)$



شکل ۷.۴: شبکه‌ی ناقض ویژگی نبود سیاه‌چاله

غلط شده و در نتیجه مقدار $EN(\varnothing, q_2)$ هم غلط می‌شود. برای اینکه هر کدام از مجموعه‌های شاخه‌ی راست شکل ۶.۴ عضوی از مجموعه‌ی پیکربندی‌های $ES(\vec{v})$ باشند باید داشته باشیم: $\varnothing \vdash q_2$ اما با توجه به این مقدار متغیر متناظر با این رابطه غلط شده است بنابراین این رابطه در $ES(\vec{v})$ وجود ندارد، پس هیچ کدام از این مجموعه‌ها عضوی از پیکربندی‌های $ES(\vec{v})$ نیستند. بنابراین در این شرایط مقدار متغیر PV غلط شده و شرط ۲.آ در تعریف ۱.۳.۴ برقرار می‌شود. با توجه به گزاره‌ی ۳.۶.۲ چون $\vec{W}$ در شاهد خالی است می‌توان نتیجه گرفت که $M(\{p_2\}, q_2) = \text{False}$ علت واقعی به وجود آمدن دور در این شبکه است.

۸.۴ نبود سیاه‌چاله

در یک شبکه سیاه‌چاله‌ها[11] عناصری در شبکه هستند که وظیفه ارسال بسته‌ها را دارند (مثلا سوییچ یا روتر) ولی برخی از بسته‌ها را پس از دریافت به جایی ارسال نمی‌کنند و در واقع مانند سیاه‌چاله این بسته‌ها در آن‌ها گم می‌شوند [۳۰]. در یک شبکه که مکان‌های ورودی و خروجی مشخص دارد عدم وجود سیاه‌چاله در شبکه را می‌توان معادل این ویژگی که همه‌ی بسته‌های ورودی به شبکه از آن خارج شوند دانست. به عنوان مثال شبکه‌ی موجود در شکل ۷.۴ را در نظر بگیرید. فرض کنید که در این شبکه a, c ورودی‌های شبکه و s خروجی شبکه باشد. در این شبکه دو به روز رسانی برای جایگزینی مسیر ds با db و مسیر bs با bd انجام می‌شود. در این شبکه در حالت ابتدایی و پس از انجام یکی از به روزرسانی‌ها ورودی‌ها به خروجی مسیر وجود دارد اما اگر هر دوی این به روز رسانی‌ها انجام شوند دیگر s قابل دسترسی نیست و عملا بسته‌های ورودی به شبکه به خروجی نمی‌رسند.

[11] Blackhole

این شبکه را می‌توانیم به فرم زیر در نت‌کت پویا توصیف کنیم:

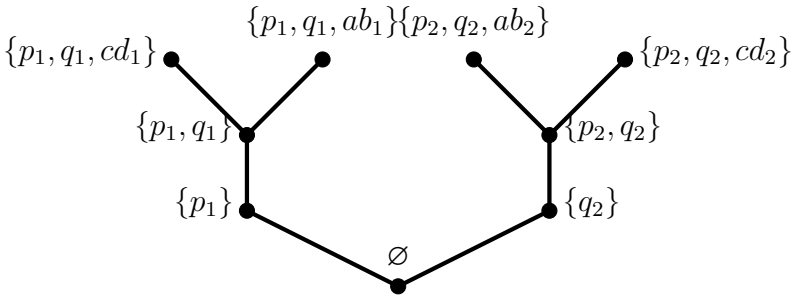
$$P = p!1$$
$$Q = q!1$$
$$N = F \oplus p?1; N_p \oplus q?1; N_q$$
$$N_p = F \oplus q?1; F_{pq}$$
$$N_q = F \oplus p?1; F_{pq}$$

$$F = a \to s \oplus c \to s$$
$$F_{pq} = a \to b \oplus c \to d$$
$$SDN = \delta_{\mathcal{L}}(N \parallel P \parallel Q)$$
$$\mathcal{L} = \{p!1, p?1, q?1, q?1\}$$

در ادامه فرض کنید که $\mathcal{M}$ مدل علّی این شبکه باشد. در این مدل تابع متغیر PV را به صورت زیر تعریف می‌کنیم:

$$F_{PV}(\vec{V}_{PV}) = \exists c \in \mathcal{F}(ES(\vec{v})), \exists e \in c.l(e) = \alpha \cdot \pi \wedge \pi(sw) \neq s$$

در تعریف این تابع رفتار نا امن وجود یک پیکربندی شامل رویدادی با برچسب از نوع $\alpha \cdot \pi$ یا به عبارت دیگر رویدادی از نوع ارسال بسته است که سوییچ مقصد ارسال آن سوییچ s نباشد. همانند مثال مربوط نبود دور در شبکه، در این مثال هم با توجه به ترتیب اجرای به روز رسانی‌ها دو رویداد برای هر یک از عملیات‌های $rcfg(p,1)$، $rcfg(q,1)$ و $a \to b, ac \to d$ وجود دارد. بنابراین فرض کنید که رویدادهای p_i, q_i, ab_i, cd_i



شکل ۸.۴: بخشی از پیکربندی‌های ساختمان رویداد SDN

به ازای $i = 1, 2$ در ساختمان رویداد این مدل وجود داشته باشند و برچسب‌گذاری آن‌ها به صورت زیر باشد:

$$l(p_1) = rcfg(p, 1)$$
$$l(p_2) = rcfg(p, 1)$$
$$l(q_1) = rcfg(q, 1)$$
$$l(q_2) = rcfg(q, 1)$$
$$l(ab_1) = a \to b$$
$$l(ab_2) = a \to b$$
$$l(cd_1) = c \to d$$
$$l(cd_2) = c \to d$$

پیکربندی‌هایی از این ساختمان رویداد که شامل رویدادی با برچسب $a \to b$ یا $c \to d$ باشند نقض شدن ویژگی نبود سیاه‌چاله را نشان می‌دهند. بنابراین تابع متغیر PV را به فرم زیر توصیف می کنیم:

$$F_{PV}(\vec{V}_{PV}) = \exists c \in \mathcal{F}(ES(\vec{v})), \exists e \in c.l(e) = \alpha \cdot \pi \wedge \pi(sw) \neq s$$

در این مدل هم همانند مثال نبود دور در شبکه عدم وجود تعارض بین رویدادهای p_1 و q_1 را می‌توان به عنوان علت واقعی نقض شدن ویژگی در نظر گرفت. برای این منظور از شاهد $(C_{p_2,q_2}, \text{True}, \text{True})$ استفاده می‌کنیم.

واضح است که اگر مقدار هر دو متغیر C_{p_1,q_1} و C_{p_2,q_2} را برابر غلط قرار دهیم آنگاه هیچ یک از پیکربندی‌های $\{p_1, q_1, cd_1\}, \{p_1, q_1, ab_1\}, \{p_2, q_2, ab_2\}, \{p_2, q_2, cd_2\}$ دیگر عضوی از پیکربندی‌های $ES(\vec{v})$ نیستند. از طرفی در شرایطی که C_{p_1,q_1} مقدار درست داشته باشد آنگاه پیکربندی‌های $\{p_1, q_1, ab_1\}, \{p_1, q_1, cd_1\}$ عضو $ES(\vec{v})$ هستند و مقدار متغیر C_{p_2,q_2} تاثیری روی این مساله ندارد بنابراین در نهایت می‌توان نتیجه گرفت که C_{p_1,q_1} = False علت واقعی نقض ویژگی است.

فصل ۵

پیاده‌سازی

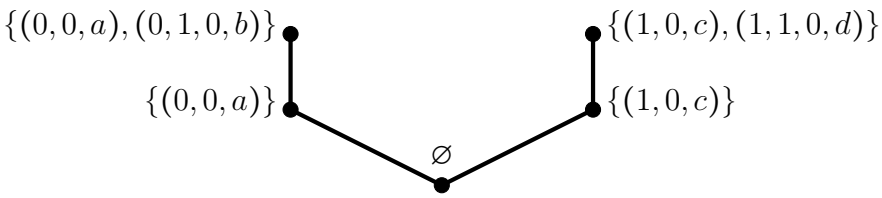
برای بررسی و امکان‌سنجی پیاده‌سازی روش ارائه شده در این پژوهش یک نمونه‌ی اولیه[1] از ابزار EStResT [2] پیاده‌سازی شده است.

این ابزار با استفاده از زبان پایتون نسخه ۳.۸ پیاده‌سازی شده است. در این پیاده‌سازی امکان توصیف یک ساختمان رویداد و سپس بررسی اینکه چه مقداری از متغیرها می‌توانند به عنوان علت خطا در نظر گرفته شوند وجود دارد. در این ابزار توصیف رفتارهای نا امن در یک ساختمان رویداد مطابق تابع ۱.۴ در نظر گرفته می‌شود.

چگونگی استفاده از این ابزار را با ذکر یک مثال بررسی می‌کنیم. برای سادگی فرض کنید a, b, c, d عملیات‌های زبان نت‌کت پویا باشند. E را ساختمان رویداد معادل برنامه‌ی نت‌کت پویای $a; b \oplus c; d$ در نظر می‌گیریم. پیکربندی‌های این ساختمان رویداد در شکل ۱.۵ مشخص شده است. فرض کنید در این ساختمان رویداد به دنبال پیدا کردن علت وجود پیکر بندی $\{(0,0,a),(0,1,0,b)\}$ در ساختمان رویداد باشیم. بنابراین می‌توانیم $C = \{\{(0,0,a),(0,1,0,b)\}\}$ را به عنوان مجموعه‌ی پیکربندی‌های نا امن در نظر بگیریم و مطابق تابع ۱.۴ رفتارهای نا امن را توصیف کنیم. در قطعه کد ۲.۵ چگونگی استفاده از ابزار EStResT برای بررسی علت‌های این مثال مشخص شده است.

در خطوط ۲ تا ۶ ساختمان رویداد معادل با E ساخته شده است. در خطوط ۸ تا ۱۱ برای خوانایی بیشتر کد، رویدادهای متناظر با هر یک از برچسب‌های a, b, c, d در ساختمان رویداد پیدا شده‌اند و به متغیرهای مناسب اختصاص داده شده‌اند. خطوط ۱۳ تا ۱۶ چگونگی بررسی یک علت را مشخص می‌کنند. ابتدا در

[1] Prototype
[2] https://github.com/seyhani/causality/tree/dev/estrest



شکل ۱.۵: نمودار پیکربندی‌های E

```
1   def test_es_expression(self):
2       ab = ValidEventStructureTerm(set()) \
3           .prefix('b').prefix('a')
4       cd = ValidEventStructureTerm(set()) \
5           .prefix('d').prefix('c')
6       es = ab.plus(cd)
7
8       a = es.find_events_by_label('a').pop()
9       b = es.find_events_by_label('b').pop()
10      c = es.find_events_by_label('c').pop()
11      d = es.find_events_by_label('d').pop()
12
13      cause = PrimitiveEvent(MinEnablingVar({b}, a), False)
14      witness = Witness(None, None, True)
15      checker = EventStructureCausalChecker(es, [{a, b}], cause, witness)
16      self.assertTrue(checker.is_cause())
17
18      cause = PrimitiveEvent(ConflictVar(a, b), False)
19      witness = Witness(None, None, True)
20      checker = EventStructureCausalChecker(es, [{a, b}], cause, witness)
21      self.assertTrue(checker.is_cause())
22
23      cause = PrimitiveEvent(MinEnablingVar({d}, c), False)
24      witness = Witness(None, None, True)
25      checker = EventStructureCausalChecker(es, [{a, b}], cause, witness)
26      self.assertFalse(checker.is_cause())
```

شکل ۲.۵: بررسی علت‌ها در EStResT

خط ۱۳، $M_{\{b\},a} = \text{False}$ به عنوان علت تعریف شده است. سپس شاهدی به شکل $(\varnothing, \varnothing, \text{True})$ در نظر گرفته شده است. در نهایت در خطوط ۱۵ و ۱۶ بررسی شده است که آیا $M_{\{b\},a} = \text{False}$ علت وجود $\{(0,0,a),(0,1,0,b)\}$ در پیکربندی‌های ساختمان رویداد است یا خیر. در اینجا EStResT شرط‌های علت واقعی را مطابق تعریف ۱.۳.۴ بررسی می‌کند و به درستی $M_{\{b\},a} = \text{False}$ به عنوان یک علت واقعی در نظر می‌گیرد. در ادامه‌ی این قطعه کد $C_{a,b} = \text{False}$ و $M_{\{d\},c} = \text{False}$ به عنوان علت مورد بررسی قرار گرفته‌اند. این قطعه کد به عنوان یک متد تست با استفاده از کتابخانه‌ی unittest در مجموعه‌ی تست‌های ابزار EStResT پیاده‌سازی شده است.

۱.۵ کبمودها و کارهای پیش‌رو

در این بخش چند مورد از کمبودهای این ابزار و گام‌های پیش‌رو برای توسعه آن را مورد بحث قرار می‌دهیم.

۱.۱.۵ ترجمه عبارت‌های نت‌کت پویا

در این نمونه‌ی اولیه امکان ترجمه‌ی یک رشته [۳] از عبارت‌های نت‌کت پویا وجود ندارد. این مساله سبب می‌شود که همانند قطعه کد ۲.۵، برای توصیف یک عبارت نت‌کت پویا نیاز به نوشتن کد و فراخوانی متد باشد. به همین دلیل افزودن امکان ترجمه‌ی مستقیم یک رشته شامل عبارت‌های نت‌کت پویا به ساختمان رویداد برای تسهیل استفاده آن برای کاربر یکی از گام‌های بعدی برای توسعه این ابزار است.

۲.۱.۵ بهینه‌سازی

در این نمونه‌ی اولیه از ابزار EStResT سعی شد تا پیاده‌سازی تا جای ممکن ساده و به دور از پیچیدگی باشد تا امکان توسعه و تغییر آن در صورت لزوم وجود داشته باشد. اما این مساله موجب می‌شود تا این پیاده‌سازی بهینه نباشد و استفاده از این ابزار، حتی برای ساختمان رویدادهای ساده‌ای مانند مثال‌های بخش ۵.۴ ، کاربردی

[3] String

نباشد. به همین دلیل در گام بعدی توسعه‌ی این ابزار لازم است که تا جای ممکن الگوریتم‌های بررسی علت و تولید ساختمان رویداد مورد بهینه‌سازی قرار گیرند.

فصل ۶

جمع‌بندی و کارهای آینده

۱.۶ جمع‌بندی کارهای انجام‌شده

در این پژوهش روشی برای استفاده از تعریف علت واقعی مطابق [۱۸] برای پیدا کردن علت خطا در برنامه‌های توصیف شده در زبان نت‌کت پویا ارائه شد.

برای امکان پذیر شدن استفاده از مدل علّی هالپرن و پرل از ساختمان رویداد به عنوان مدل معنایی برنامه‌های نت‌کت پویا استفاده شد. سپس یک مدل علّی برای توصیف ساختمان رویداد در قالب معادلات ساختاری مطابق [۱۸] بیان شد که در آن رفتار نا امن شبکه در قالب معادله‌ی یکی از متغیرها توصیف شده است. به صورت شهودی مدل علّی ساختمان رویداد این امکان را فراهم می‌کند که بتوان وجود رفتار نا امن را در ساختمان رویدادهایی که ناشی از اعمال تغییر در المان‌های ساختاری آن هستند را بررسی کرد، مثلا افزودن یک رابطه‌ی تعارض یا حذف یک رابطه‌ی فعال‌سازی. استفاده از این مدل معنایی همچنین این امکان را فراهم کرد که بتوان از تعریف علت واقعی ارائه شده توسط هالپرن و پرل به شکل مستقیم و بدون تغییر استفاده کرد. در نهایت با استفاده از روش ارائه شده چند نمونه از ویژگی‌های رایج شبکه مورد تحلیل قرار گرفتند تا علت واقعی نقض ویژگی در آن‌ها پیدا شود. همانطور که پیش‌تر در [۱۸] به آن اشاره شده، معیار مشخصی برای بررسی کیفیت یک فرمولاسیون علت واقعی وجود ندارد. به همین دلیل در این پژوهش هم صرفا میزان تطابق علت‌های پیدا شده با شهود موجود از مساله بررسی شد.

۲.۶ نوآوری‌ها و دستاوردها

۱.۲.۶ جستجو در ساختار

همانطور که پیش‌تر بیان شد یکی از تفاوت‌های اصلی این پژوهش با پژوهش‌های پیشین مانند [۲۵، ۵، ۹] در زمینه‌ی توضیح خطا، امکان معرفی ساختارهای سیستم، مثلا هم‌روند بودن دو عملیات، به عنوان علت خطا بوده است. اما در پژوهش‌های پیشین رفتارهای سیستم، مثلا یک دنباله از عملیات‌های سیستم، به عنوان علت خطا در نظر گرفته می‌شدند.

۲.۲.۶ استفاده از ساختمان رویداد به عنوان مدل معنایی

در این پژوهش به جای استفاده از سیستم انتقال برای مدل معنایی برنامه‌های نت‌کت پویا از ساختمان رویداد استفاده شد. ساختمان رویداد همانند سیستم انتقال یک مدل محاسباتی برای پردازه‌های هم‌روند است. اما بر خلاف سیستم انتقال که یک مدل برگ‌برگ شده است، ساختمان رویداد یک مدل غیر برگ‌برگ شده است. در مدل‌های برگ‌برگ شده، هم‌روندی پردازه‌ها با انتخاب غیرقطعی میان ترتیب‌های مختلف اجرای آن‌ها توصیف می‌شود. به عنوان مثال دو پردازه‌ی a و b را در نظر بگیرید که به ترتیب یک عملیات a و b انجام داده و متوقف می‌شوند. در مدل‌های برگ‌برگ شده رفتار $a \parallel b$ با رفتار $ab + ba$ معادل است، چون هم‌روندی پردازه‌ها صراحتا در مدل ذکر نمی‌شود. در طرف مقابل، در ساختمان رویداد این هم‌روندی به شکل صریح توصیف می‌شود. مثلا در مثال بالا نبود رابطه‌ی تعارض و فعال‌سازی بین رویدادهای a و b به معنای هم‌روندی آن‌ها است که صراحتا در مدل قید شده است. یک از مزیت‌های استفاده از ساختمان رویداد در پژوهش جاری این است که امکان تعریف هم‌روندی دو عملیات به عنوان علت واقعی را فراهم می‌کند.

۳.۲.۶ استفاده مستقیم از تعریف علت

بر خلاف کارهای پیشین مانند [۸، ۲۵، ۶، ۹] که در آن‌ها از تعریف جدیدی از علت واقعی بر اساس تعریف HP استفاده شده است، در پژوهش جاری سعی شد تا مستقیما و بدون تغییر از تعریف علت واقعی ارائه شده در [۱۸] استفاده شود. مزیت این رویکرد نسبت به استفاده از یک تعریف جدید این موضوع است که هنوز معیار

مشخصی برای مقایسه‌ی تعاریف علت واقعی وجود ندارد و به همین دلیل امکان ارزیابی تعریف جدید وجود ندارد. در پژوهش جاری با استفاده از تعریف یک مدل علّی در قالب معادلات ساختاری این امکان فراهم شد تا تعریف HP مستقیما مورد استفاده قرار گیرد.

۳.۶ محدودیت‌ها

۱.۳.۶ پیچیدگی زمانی

یک ساختمان رویداد با n رویداد را در نظر بگیرید. مدل علّی این ساختمان رویداد شامل $O(n2^n)$ متغیر است. برای پیدا کردن علت واقعی در این مدل و به طور خاص برای بررسی شرط ۲.ب لازم است تا تمامی زیر مجموعه‌های یک افراز از این متغیرها بررسی شود که در بهترین حالت پیچیدگی زمانی $O(2^{n2^n})$ دارد. بنابراین پیاده‌سازی این روش بدون بهینه‌سازی یا استفاده از روش‌های ابتکاری عملا ممکن نیست.

۲.۳.۶ توصیف خطا در سطح مدل علی

در روش ارائه شده در این پژوهش برای پیدا کردن علت خطا در یک برنامه توصیف شده در زبان نت‌کت پویا، لازم است تا رفتار نا امن در قالب یک تابع در مدل علّی و به عنوان یک شرط بر روی مجموعه‌ی پیکربندی‌های ساختمان رویداد منتج شده از آن توصیف شود. این مساله کار کردن با این روش را برای کاربر سخت می‌کند. راه حل مناسب ارائه یک منطق در سطح زبان است که به کاربر اجازه‌ی توصیف رفتار نا امن یا در روش بهتر اجازه‌ی توصیف ویژگی مورد نظر در قالب یک منطق را بدهد.

۳.۳.۶ استدلال در مورد یک علت

روش ارائه شده در این پژوهش می‌تواند برای اثبات اینکه چه ساختاری از برنامه علت خطا است به کار رود. ولی این مساله به تنهایی برای تسهیل فرآیند اشکال‌زدایی سیستم کافی نیست. برای اینکه علت خطا بتواند به شکل

کاربردی در فرآیند اشکال‌زدایی مورد استفاده قرار گیرد لازم است تا مشابه روش‌هایی مانند [۵] تمامی علت‌های ممکن برای خطا پیدا شوند و به کاربر نمایش داده شوند.

۴.۶ کارهای آینده

۱.۴.۶ ترکیب علت

در [۹] نویسندگان ثابت کرده‌اند که امکان ترکیب علت‌ها در اجزای یک پردازه برای پیدا کردن علت در آن پردازه در شرایطی که پردازه‌ها ارتباط همگام دارند وجود ندارد. قدم بعدی این پژوهش اثبات امکان ترکیب علت‌ها برای پیدا کردن علت در یک پردازه‌ی بزرگ‌تر است. این مساله اولا تفسیر علت به دست آمده را ساده‌تر می‌کند ثانیا می‌تواند باعث کاهش پیچیدگی زمانی پیدا کردن علت در یک پردازه‌ی مرکب شود.

۲.۴.۶ سنتز تعمیر

با توجه به اینکه علت‌های پیدا شده در این پژوهش المان‌های ساختاری سیستم هستند، مثلا وجود هم‌روندی میان دو عملیات، عملا این علت چگونگی رفع این مشکل در سیستم را نشان می‌دهد. مثلا اگر وجود هم‌روندی علت به وجود آمد خطا در یک سیستم باشد برای رفع آن می‌توان یک ترتیب میان دو عملیات ایجاد کرد. اگر چگونگی پیاده‌سازی این ترتیب در سطح زبان نت‌کت پویا مشخص شود عملا می‌توان برای از علت خطا برای سنتز خودکار تعمیر برنامه استفاده کرد.

۳.۴.۶ مقایسه و رتبه‌بندی علت‌ها

هالپرن و پرل در [۱۹] مفهوم مسئولیت[1] را در مدل علّی خود تعریف کرده‌اند. این مفهوم کمک می‌کند تا بتوان میان علت‌ها تمایز قائل شد و یک معیار کمی به دست می‌دهد که بتوان علت‌ها را با یکدیگر مقایسه کرد. به عنوان مثال یک انتخابات را در نظر بگیرید که در آن دو کاندیدا وجود دارد و کسی که اکثریت آرا از میان ۱۱ رای را

[1] Responsibility

کسب کند برنده انتخابات است. دو سناریو را در نظر بگیرید که در اولی نفر برنده با آرای ۶ به ۵ و در سناریوی دوم با آرای ۱۰ به ۱ برنده انتخابات می‌شود. واضح است که رای هر نفر به فرد برنده در سناریوی اول اهمیت بیشتری نسبت به سناریوی دوم دارد چون برگرداندن رای هر نفر در سناریوی اول می‌تواند نتیجه‌ی انتخابات را تغییر دهد. در [۱۹] مفهوم مسئولیت به گونه‌ای تعریف شده است که به رای هر فرد به نفر برنده در سناریوی اول مسئولیت بیشتری، که یک مقدار عددی است، اختصاص می‌دهد. برای کمک گرفتن از میزان مسئولیت در این پژوهش می‌توان پس از پیدا کردن چندین علت مختلف برای بروز خطا در یک شبکه، آن‌ها را بر اساس میزان مسئولیت شان مرتب کرد و سپس به کاربر نمایش داد تا کاربر راحت‌تر بتواند علت‌های مهم‌تر را شناسایی کند و از آن‌ها بهره ببرد.

مراجع

[1] Al-Shaer, Ehab and Al-Haj, Saeed. Flowchecker: Configuration analysis and verification of federated openflow infrastructures. In *Proceedings of the 3rd ACM workshop on Assurable and usable security configuration*, pages 37–44, 2010.

[2] Anderson, Carolyn Jane, Foster, Nate, Guha, Arjun, Jeannin, Jean-Baptiste, Kozen, Dexter, Schlesinger, Cole, and Walker, David. Netkat: Semantic foundations for networks. *Acm sigplan notices*, 49(1):113–126, 2014.

[3] Aßmann, Uwe, Baier, Christel, Dubslaff, Clemens, Grzelak, Dominik, Hanisch, Simon, Hartono, Ardhi Putra Pratama, Köpsell, Stefan, Lin, Tianfang, and Strufe, Thorsten. Tactile computing: Essential building blocks for the tactile internet. In *Tactile Internet*, pages 293–317. Elsevier, 2021.

[4] Baier, Christel, Dubslaff, Clemens, Funke, Florian, Jantsch, Simon, Majumdar, Rupak, Piribauer, Jakob, and Ziemek, Robin. From verification to causality-based explications. *arXiv:2105.09533 [cs]*, May 2021. arXiv: 2105.09533.

[5] Beer, Ilan, Ben-David, Shoham, Chockler, Hana, Orni, Avigail, and Trefler, Richard. Explaining counterexamples using causality. *Formal Methods in System Design*, 40(1):20–40, Feb 2012.

[6] Caltais, Georgiana, Guetlein, Sophie Linnea, and Leue, Stefan. Causality for general ltl-definable properties. *Electronic Proceedings in Theoretical Computer Science*, 286:1–15, Jan 2019.

[7] Caltais, Georgiana, Hojjat, Hossein, Mousavi, Mohammad, and Tunc, Hunkar Can. Dynetkat: An algebra of dynamic networks. *arXiv preprint arXiv:2102.10035*, 2021.

[8] Caltais, Georgiana, Leue, Stefan, and Mousavi, Mohammad Reza. (de-)composing causality in labeled transition systems. *Electronic Proceedings in Theoretical Computer Science*, 224:10–24, Aug 2016.

[9] Caltais, Georgiana, Mousavi, Mohammad Reza, and Singh, Hargurbir. Causal reasoning for safety in hennessy milner logic. *Fundamenta Informaticae*, 173(2–3):217–251, Mar 2020.

[10] Chockler, Hana, Halpern, Joseph Y., and Kupferman, Orna. What causes a system to satisfy a specification? *ACM Transactions on Computational Logic*, 9(3):1–26, Jun 2008.

[11] Clarke, Edmund M. Model checking. In *International Conference on Foundations of Software Technology and Theoretical Computer Science*, pages 54–56. Springer, 1997.

[12] Clarke, Edmund M and Wing, Jeannette M. Formal methods: State of the art and future directions. *ACM Computing Surveys (CSUR)*, 28(4):626–643, 1996.

[13] Datta, Anupam, Garg, Deepak, Kaynar, Dilsun, Sharma, Divya, and Sinha, Arunesh. Program actions as actual causes: A building block for accountability. In *2015 IEEE 28th Computer Security Foundations Symposium*, pages 261–275. IEEE, 2015.

[14] Foerster, Klaus-Tycho, Schmid, Stefan, and Vissicchio, Stefano. Survey of consistent software-defined network updates. *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, 21(2):1435–1461, 2018.

[15] Foster, Nate, Harrison, Rob, Freedman, Michael J, Monsanto, Christopher, Rexford, Jennifer, Story, Alec, and Walker, David. Frenetic: A network programming language. *ACM Sigplan Notices*, 46(9):279–291, 2011.

[16] Gössler, Gregor and Le Métayer, Daniel. A general trace-based framework of logical causality. In *International Workshop on Formal Aspects of Component Software*, pages 157–173. Springer, 2013.

[17] Halpern, Joseph Y. *Actual causality*. The MIT Press, Cambridge, Massachusetts, 2016.

[18] Halpern, Joseph Y. and Pearl, Judea. Causes and explanations: A structural-model approach, part i: Causes. *arXiv:cs/0011012*, Nov 2005. arXiv: cs/0011012.

[19] Halpern, Joseph Y. and Pearl, Judea. Causes and explanations: A structural-model approach. part ii: Explanations. *The British journal for the philosophy of science*, 56(4):889–911, 2005.

[20] Hennessy, Matthew and Milner, Robin. On observing nondeterminism and concurrency. In *International Colloquium on Automata, Languages, and Programming*, pages 299–309. Springer, 1980.

[21] Khurshid, Ahmed, Zou, Xuan, Zhou, Wenxuan, Caesar, Matthew, and Godfrey, P Brighten. {VeriFlow}: Verifying {Network-Wide} invariants in real time. In *10th USENIX Symposium on Networked Systems Design and Implementation (NSDI 13)*, pages 15–27, 2013.

[22] Kölbl, Martin, Leue, Stefan, and Schmid, Robert. Dynamic causes for the violation of timed reachability properties. In *International Conference on Formal Modeling and Analysis of Timed Systems*, pages 127–143. Springer, 2020.

[23] Kozen, Dexter. Kleene algebra with tests. *ACM Transactions on Programming Languages and Systems (TOPLAS)*, 19(3):427–443, 1997.

[24] Kreutz, Diego, Ramos, Fernando MV, Verissimo, Paulo Esteves, Rothenberg, Christian Esteve, Azodolmolky, Siamak, and Uhlig, Steve. Software-defined networking: A comprehensive survey. *Proceedings of the IEEE*, 103(1):14–76, 2014.

[25] Leitner-Fischer, Florian and Leue, Stefan. Causality checking for complex system models. In *International Workshop on Verification, Model Checking, and Abstract Interpretation*, page 248–267. Springer, 2013.

[26] Lewis, David. *Counterfactuals*. Wiley, 1973.

[27] McKeown, Nick, Anderson, Tom, Balakrishnan, Hari, Parulkar, Guru, Peterson, Larry, Rexford, Jennifer, Shenker, Scott, and Turner, Jonathan. Openflow: enabling innovation in campus networks. *ACM SIGCOMM computer communication review*, 38(2):69–74, 2008.

[28] Monsanto, Christopher, Foster, Nate, Harrison, Rob, and Walker, David. A compiler and run-time system for network programming languages. *Acm sigplan notices*, 47(1):217–230, 2012.

[29] Monsanto, Christopher, Reich, Joshua, Foster, Nate, Rexford, Jennifer, and Walker, David. Composing software defined networks. In *10th USENIX Symposium on Networked Systems Design and Implementation (NSDI 13)*, pages 1–13, 2013.

[30] Reitblatt, Mark, Foster, Nate, Rexford, Jennifer, Schlesinger, Cole, and Walker, David. Abstractions for network update. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, 42(4):323–334, 2012.

[31] Ruchansky, Natali and Proserpio, Davide. A (not) nice way to verify the openflow switch specification: Formal modelling of the openflow switch using alloy. In *Proceedings of the ACM SIGCOMM 2013 Conference on SIGCOMM*, pages 527–528, 2013.

[32] Sassone, Vladimiro, Nielsen, Mogens, and Winskel, Glynn. Models for concurrency: Towards a classification. *Theoretical Computer Science*, 170(1-2):297–348, 1996.

[33] Voellmy, Andreas and Hudak, Paul. Nettle: Taking the sting out of programming network routers. In *International Symposium on Practical Aspects of Declarative Languages*, pages 235–249. Springer, 2011.

[34] Voellmy, Andreas, Kim, Hyojoon, and Feamster, Nick. Procera: A language for high-level reactive network control. In *Proceedings of the first workshop on Hot topics in software defined networks*, pages 43–48, 2012.

[35] Winskel, Glynn. *Event structures*, volume 255 of *Lecture Notes in Computer Science*, page 325–392. Springer Berlin Heidelberg, Berlin, Heidelberg, 1987.

[36] Zeng, Hongyi, Zhang, Shidong, Ye, Fei, Jeyakumar, Vimalkumar, Ju, Mickey, Liu, Junda, McKeown, Nick, and Vahdat, Amin. Libra: Divide and conquer to verify forwarding tables in huge networks. In *11th USENIX Symposium on Networked Systems Design and Implementation (NSDI 14)*, pages 87–99, 2014.

Abstract

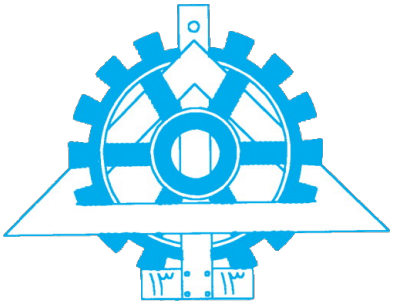
The emerging use of Software-Defined Networks instead of traditional networking approaches have enabled us to use formal verification methods more easily on such systems which result in more reliable networks. But when an error is detected, the task of finding why the system doesn't work as expected still remains and a person needs to manually investigate the problem and find out how to fix the system. In the case of failure, verification tools produce a certificate or counterexample but such evidence does not provide enough understanding of the problem.

Explaining phenomena with causal reasoning has been studied for centuries in the philosophical literature which is distilled as the counterfactuality principle. Halpern and Pearl proposed a mathematical formulation of the actual cause based on Counterfactual reasoning. This formulation has been used in several research projects in order to use the actual cause of an error to provide an explanation of the system's problem.

In this research, we use Halpern and Pearl's notion of causality in the context of Software-Defined Networks to explain failures. More specifically we provide a causal model which can be used to reason about which constructs of the network, such as existence of concurrency or order between network updates, can be considered as an actual cause of the network's unsafe behavior which results in a property violation.

To encode network programs we use DyNetKAT, which is a simple and high-level network programming language that can be compiled into the flow table of OpenFlow switches. DyNetKAT is built upon NetKAT and while preserving its minimality, it enables the encoding of dynamic updates in networks. We use event structures as a semantic model of DyNetKAT programs which allows us to explicitly encode concurrency and as a result, such relations may also be considered as a cause while this is not possible in an interleaving model. We used our model to explain the violation of some well-known network properties by finding the actual cause of the failure. While there is no measurement or method to evaluate causal analysis, it seems that the causes found by our model matches the intuition of the root cause of the problem in the network.

Keywords Causal Reasoning, Event Structure, Formal Verification, Software-Defined Networks



University of Tehran
College of Engineering
Faculty of Electrical and
Computer Engineering

Explaining Failures in Software-Defined Networks Using Casual Reasoning

A Thesis submitted to the Graduate Studies Office
In partial fulfillment of the requirements for
The degree of Master of Science
in Computer Engineering - Software Engineering

By:

Amir Hossein Seyhani

Supervisor:

Dr. Hossein Hojjat

Advisor:

Dr. Mohammad Reza Mousavi

September 2022